SISTEMAS DE

BASES DE DATOS

CONCEPTOS FUNDAMENTALES

5I.M4.SE! / NAvAIHE

SEGUNDA EDICIÓN

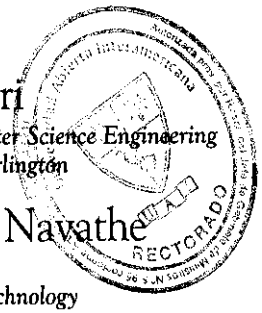
SISTEMAS DE BASES DE DATOS

Conceptos fundamentales

SEGUNDA EDICIÓN

Ramez Elmasri
Department of Computer Science Engineering
University of Texas, Arlington

Shamkant B. Navathe
College of Computing
Georgia Institute of Technology



Versión en español de

Roberto Escalona García
México, D.F.

Con la colaboración de

Felipe López Gamino
Instituto Tecnológico Autónomo de México

y

Arantza Illarramendi
Universidad del País Vasco
San Sebastián, España

Addison-Wesley Iberoamericana
Argentina • Chile • Colombia • España • Estados Unidos
México • Perú • Puerto Rico • Venezuela

PREFACIO

Este libro presenta los conceptos fundamentales requeridos para diseñar, utilizar e implementar sistemas de bases de datos. Nuestra presentación hace hincapié en los fundamentos del modelado y diseño de bases de datos, en los lenguajes y recursos que ofrecen los sistemas de gestión de bases de datos y en las técnicas de implementación de sistemas. Esta obra puede usarse como libro de texto para un curso sobre sistemas de bases de datos con duración de uno o dos semestres en los últimos años de licenciatura o en estudios de posgrado, y también como libro de consulta. Suponemos que los lectores cuentan con conocimientos elementales sobre programación y estructuras de datos, y que han tenido cierta experiencia en la organización básica de los computadores.

Decidimos comenzar la PARTE I con una exposición de conceptos de ambos extremos del espectro de las bases de datos: principios del modelado conceptual y técnicas del almacenamiento físico de archivos. Concluimos el libro en la PARTE VI con un análisis de lo más influyente entre los modelos nuevos de bases de datos, como el modelo orientado a objetos y el modelo deductivo, junto con un panorama general de las tendencias que están surgiendo en la tecnología de bases de datos. Entre estos dos puntos —desde la PARTE II hasta la V— se ofrece al lector un tratamiento a fondo de los aspectos más importantes en torno a los fundamentos de las bases de datos.

Entre las características clave de la segunda edición podemos mencionar las siguientes:

- Una organización independiente y flexible, diseñada para adaptarse a necesidades individuales.
- Cobertura completa del modelo relacional, y un tratamiento actualizado de **SQL2** en la PARTE II.
- Sinopsis de los sistemas de legado —de red y jerárquico— en la PARTE III.
- Un capítulo nuevo, muy completo, que presenta las bases de datos orientadas a objetos, y otro que trata las bases de datos deductivas.

- Un ejemplo desarrollado a lo largo del libro, **COMPAÑÍA,** que permite al lector comparar diferentes enfoques para llevar a la práctica una misma aplicación.
- Cobertura del diseño de bases de datos, incluidos el diseño conceptual, las técnicas de normalización y el diseño físico.
- Presentaciones actualizadas sobre los conceptos de implementación de sistemas de gestión de bases de datos (SGBD), entre ellos el procesamiento de consultas, el control de concurrencia, la recuperación y la seguridad.
- Modernísima cobertura de los avances más recientes, incluidos panoramas de las bases de datos distribuidas, activas, temporales y de multimedia.

Contenido del libro

La **PARTE I** describe los conceptos básicos indispensables para entender el diseño y la implementación de bases de datos. Los primeros dos capítulos son una introducción a las bases de datos, a los usuarios representativos, a los conceptos de **SGBD** y a la arquitectura de estos sistemas. En el capítulo 3 se estudian los conceptos del modelo de entidad-vínculo (**ER),** aprovechándolos para ilustrar el diseño conceptual de bases de datos. En el capítulo 4 se describen los métodos básicos de organización de archivos de registros en disco, incluyendo los de dispersión estática y dinámica. En el capítulo 5 se describen las técnicas de indización de archivos, entre ellas las de árboles B y B^+.

La **PARTE II** se ocupa del modelo de datos relacional. El capítulo 6 describe el modelo relacional básico, sus restricciones de integridad y operaciones de actualización, así como las operaciones del álgebra relacional. Además cuenta con una sección opcional en la que se describe el diseño de esquemas relaciónales a partir de diagramas **ER** conceptuales. El capítulo 7 ofrece un panorama detallado del lenguaje **SQL** — actualizado en la segunda edición < para cubrir características de la norma **SQL2** — El capítulo 8 presenta los lenguajes formales del cálculo relacional, e incluye sinopsis de los lenguajes **QUEL** y **QBE.** En el capítulo 9 se analizan sistemas comerciales de bases de datos relaciónales, y se hace un resumen detallado del sistema **DB2** de **IBM.**

En la **PARTE III** se estudian los llamados sistemas de bases de datos de legado, a saber, los sistemas de red y jerárquico, sobre los que se han construido muchas aplicaciones comerciales de bases de datos, en particular las que utilizan bases de datos de gran tamaño y sistemas de procesamiento de transacciones. Los modelos de red y jerárquico se tratan en los capítulos **10** y **11,** respectivamente. Primero se describen los dos modelos sin relacionarlos con **SGBD** específicos; una sección opcional en cada capítulo explica cómo convertir el diseño conceptual de un esquema de base de datos realizado en el modelo **ER** en un esquema de red o jerárquico. Además, ambos capítulos contienen un panorama general de un sistema comercial: **IDMS** para el modelo de red e **IMS** para el jerárquico.

La **PARTE IV** cubre varios temas relacionados con el diseño de bases de datos. En primer lugar, en los capítulos **12** y 13, explicamos los formalismos, la teoría y los algoritmos que se han desarrollado para diseñar, mediante normalización, bases de datos relaciónales. En este material entran las dependencias funcionales y de otros tipos, y las formas normales de las relaciones. En el capítulo **12** se presenta, en términos intuitivos, la normalización paso por paso, y los algoritmos de diseño relacional se explican en el capítulo 13, en el cual se definen también otros tipos de dependencias, como las multivaluadas y las de reunión. En el capítulo **14** se presenta un panorama general de las diferentes fases que constituyen el proceso de diseño de bases de datos para aplicaciones de mediano y gran tamaño, además de que se analizan cuestiones del diseño físico de bases de datos aplicables a los **SGBD** relaciónales, de red y jerárquicos.

La **PARTE V** se ocupa de las técnicas empleadas para implementar sistemas de gestión de bases de datos **(SGBD).** En el capítulo **15** se describe la implementación del catálogo de los **SGBD,** componente vital de todo **SGBD.** El capítulo 16 presenta las técnicas para procesar y optimizar consultas especificadas en un lenguaje de base de datos de alto nivel, como **SQL,** y analiza varios algoritmos para implementar operaciones de bases de datos relaciónales. En los capítulos **17** al **19** se analizan técnicas de procesamiento de transacciones, control de concurrencia y recuperación; todo este material se ha enmendado para esta segunda edición. En el capítulo **20** se estudian técnicas de segundad y de autorización para las bases de datos.

La **PARTE VI** cubre varios temas avanzados. En el capítulo **21** se analizan conceptos de abstracción de datos y de modelado semántico de datos, y se extiende el modelo **ER** para incorporar estas ideas, produciendo el modelo de datos **ER** extendido (**EER**). Entre los conceptos abordados están las subclases, la especialización, la generalización y las categorías. También se estudian las restricciones de integridad y el diseño conceptual de transacciones, y se hace una sinopsis de los modelos de datos funcional, relacional anidado, estructural y semántico. El capítulo **22** ofrece una introducción muy completa a las bases de datos orientadas a objetos, y menciona ejemplos de dos sistemas comerciales. En el capítulo **23** se estudian las bases de datos distribuidas y la arquitectura cliente-servidor. Con la aparición de estaciones de trabajo potentes y redes de comunicación de alta velocidad, se han hecho factibles las bases de datos verdaderamente distribuidas. El capítulo **24** es una introducción a los conceptos de sistemas de bases de datos deductivas. Por último, en el capítulo **25** se examinan las tendencias de la tecnología de bases de datos y se hace un análisis de varias tecnologías y aplicaciones en esta área que están surgiendo en la actualidad. Entre las tecnologías de la siguiente generación se encuentran las bases de datos activas, temporales, espaciales, científicas y de multimedia. Entre las aplicaciones más recientes se cuentan el diseño y la fabricación en el área de ingeniería, los sistemas de oficina y de apoyo a la toma de decisiones, así como aplicaciones biológicas.

En el apéndice A se encontrarán diversas notaciones diagramáticas alternativas para representar esquemas conceptuales **ER,** y el profesor puede utilizarlas, si así lo desea, en vez de la de los autores. El apéndice B contiene ciertos parámetros físicos importantes de los discos, y el apéndice C hace una breve comparación de los diversos modelos de datos analizados en el libro.

Pautas para utilizar este libro

Son muchas las formas de impartir un curso sobre esta área. Los capítulos de las partes **I** a **III,** en el orden en que se presentan, pueden constituir un curso de introducción a los sistemas de base de datos, aunque el profesor puede alterar el orden si lo prefiere. Es posible omitir algunos capítulos y secciones, y el profesor puede agregar otros capítulos del resto del libro, según la orientación de su curso. Si se hace hincapié en las técnicas de implementación de sistemas, se pueden utilizar capítulos selectos de la **PARTE V.** Si la orientación es hacia

el diseño de bases de datos, pueden incluirse capítulos de la PARTE IV. Las secciones marcadas con una estrella (*) podrían omitirse si se desea un tratamiento menos detallado del tema abordado en el capítulo correspondiente.

El capítulo 3, sobre el modelado conceptual mediante el modelo de entidad-vínculo (ER), ofrece una importante visión conceptual de los datos. Sin embargo, es posible omitirlo o tratarlo más adelante si el profesor así lo desea. Si los estudiantes ya han tomado un curso sobre técnicas de organización de archivos, se les puede pedir que lean partes de los capítulos 4 y 5 para repasar los conceptos de este tema. El libro está escrito de modo que los temas puedan estudiarse en diversos órdenes, y en el diagrama que se presenta a continuación se muestran las principales dependencias entre los capítulos. Como puede verse, es posible comenzar con cualquiera de los modelos de datos (relacional, ER, de red, jerárquico) después de los capítulos introductorios. También es factible tratar la organización de archivos y la indización al principio del curso o posponer estos temas. Si se deja para después el tratamiento del modelo ER, las secciones sobre la transformación del ER de los capítulos 6,10 y 11 pueden estudiarse una vez que se haya examinado el material del capítulo 3.

En el caso de un curso de un solo semestre basado en este libro, se pueden dejar algunos capítulos como lecturas adicionales. Los capítulos 4,5,14,15 y 25 podrían ser adecuados para este propósito. El libro también puede servir para una secuencia de dos semestres. El primer curso, "Introducción a los sistemas de bases de datos", a nivel de segundo, tercero o cuarto año de licenciatura, podría cubrir la mayor parte del contenido de

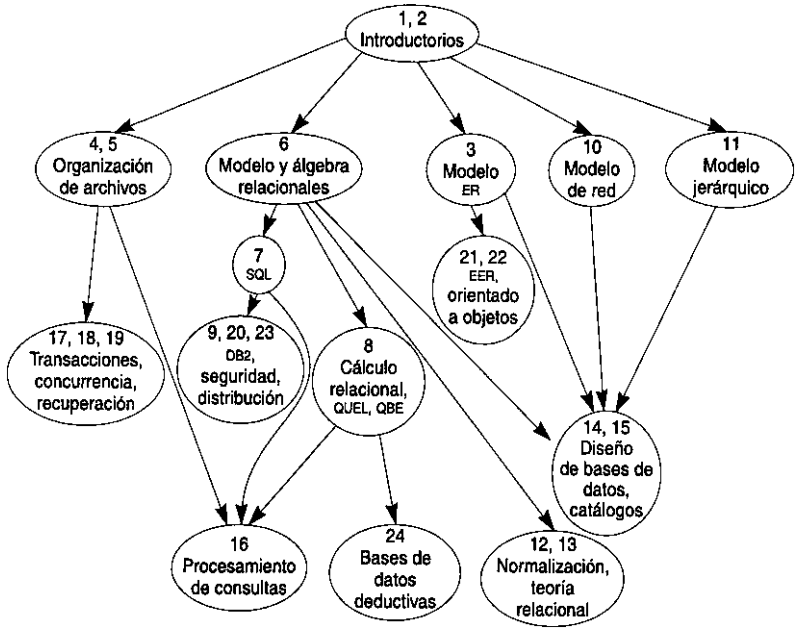


Diagrama de dependencias

los capítulos 1 a 12. El segundo curso, "Técnicas de diseño e implementación de bases de datos", a nivel del último año de licenciatura o del primer año de posgrado, puede cubrir los capítulos restantes, además de aquellos que se hayan omitido en el primer curso. La PARTE VI puede servir como material introductorio para temas adicionales que desee contemplar el profesor. Es posible usar selectivamente capítulos de la PARTE VI en cualquiera de los dos semestres, y estudiar, además del contenido del libro, material que describa el SGBD al que puedan tener acceso los estudiantes en la institución local.

Existen varios suplementos para la versión en inglés del libro, de los cuales el principal es una guía para el profesor, que abarca soluciones de la mayor parte de los ejercicios del libro, así como un análisis de posibles enfoques para impartir el material de cada capítulo. Suplementos adicionales están disponibles por ftp anónimo desde el sitio bc.aw.com dentro del directorio bc/elmasri.

Agradecimientos

Es para nosotros un placer hacer un reconocimiento a la ayuda y las contribuciones que para este proyecto ofrecieron muchas personas. Nuestro editor, Dan Joraanstad, nos animó y motivó constantemente para terminar la revisión del libro. Quisiéramos agradecer las aportaciones brindadas por quienes hicieron un ejercicio crítico de algunas partes de la segunda edición y sugirieron mejoras a la primera. Entre ellos están Rafi Ahmed, Antonio Albano, David Beech, José Blakeley, Panos Chrysanthis, Suzanne Dietrich, Vic Ghorpadey, Goetz Graefe, Eric Hanson, Junguk L. Kim, Roger King, Vram Kouramajian, Vijay Kumar, John Lowther, Sanjay Manchanda, Toshimi Minoura, Inderpal Mumick, Ed Omiecinski, Girish Pathak, Raghu Ramakrishnan, Ed Robertson, Eugene Sheng, David Stotts, Marianne Winslett y Stan Zdonick. También nos gustaría expresar nuestro agradecimiento a los estudiantes de la University of Texas en Arlington y del Georgia Institute of Technology, por haber utilizado borradores del material nuevo de la segunda edición y leído con cuidado los manuscritos.

Queremos reiterar nuestro reconocimiento a quienes nos presentaron su crítica de la primera edición de este libro e hicieron contribuciones a ella. Entre ellos debemos mencionar a Alan Apt, Don Batory, Scott Downing, Dennis Heimbigner, Julia Hodges, Yannis Ioannidis, Jim Larson, Dennis McLeod, Per-Ake Larson, Rahul Patel, Nicholas Roussopoulos, David Stemple, Michael Stonebraker, Frank Tompa y Kyu-Young Whang. Muchos estudiantes de posgrado de la University of Florida nos proporcionaron valiosas sugerencias para la primera edición.

A Sham Navathe le gustaría agradecer la ayuda secretarial de Sharon Grant en la primera edición, y a Gwen Baker y Jalisa Norton en la segunda.

Por último, reconocemos con gratitud el apoyo, el aliento y la paciencia de nuestras familias.

R.E.
S.B.N.

ACERCA DE LOS AUTORES

Ramez A. **Elmasri** es profesor asociado de ciencias de la computación en la University of Texas en Arlington. Sus temas de investigación preferidos son las bases de datos orientadas a objetos y los sistemas distribuidos, el modelado de datos y los lenguajes de consulta, así como las bases de datos temporales. Muy conocido por sus investigaciones para extender el modelo de entidad-vínculo, los trabajos actuales del profesor Elmasri se orientan a la incorporación del tiempo en los sistemas de bases de datos. En la década de 1980 fue uno de los principales investigadores del Computer Sciences Center de Honeywell en Minnesota, y trabajó en el diseño e implementación de un sistema prototipo de gestión de bases de datos distribuidas: DDTS. Es uno de los autores de *Temporal Databases: Theory, Design and* ím*plementation,* y ha publicado más de 40 artículos sobre teoría y diseño de bases de datos.

Shamkant **B. Navathe** es profesor de computación en el Georgia Institute of Technology. Entre sus aportaciones a la investigación caben el modelado y la conversión de bases de datos, el diseño de bases de datos lógicas, el diseño de bases de datos distribuidas y la integración de bases de datos. Ha sido asesor para importantes distribuidores de computadores, como Honeywell, Siemens y DEC. El profesor Navathe es editor asociado de *Computing* Sur*veys,* que publica la Association for Computing Machinery, y es el editor de la serie sobre sistemas y aplicaciones de bases de datos de la Benjamin/Cummings. Ha publicado un gran número de artículos, y además es coautor de *Conceptual Datábase Design: An Enú^Rehúonship ApproachJ*

[1] Existe versión en español de esta obra, publicada por Addison-Wesley Iberoamericana, 1994. (N. *del E.)*

ÍNDICE GENERAL RESUMIDO

ÍNDICE GENERAL

CAPÍTULO 1

Bases de datos y sus usuarios

En la sección 1.1 de este capítulo comenzaremos por definir qué es una base de datos, y lúego definiremos otros términos fundamentales. En la sección 1.2 presentaremos un ejemplo sencillo de una base de datos, UNIVERSIDAD, a fin de ilustrar nuestro análisis. En la sección 1.3 describiremos algunas de las principales características de los sistemas de bases de datos, y en las secciones 1.4 y 1.5 clasificaremos los distintos tipos de personas que trabajan con sistemas de bases de datos e interactúan con ellos. Las secciones 1.6,1.7 y 1.8 son un estudio más a fondo de las diversas capacidades de los sistemas de bases de datos y de las implicaciones que presenta la adopción del enfoque de bases de datos. Por último, el capítulo se resume en la sección 1.9.

El lector que tan sólo desee una breve introducción a los sistemas de bases de datos puede pasar por alto o examinar superficialmente las secciones 1.6 a 1.8, y continuar después con el capítulo 2.

1.1 Introducción

Las bases de datos y su tecnología están teniendo un impacto decisivo sobre el creciente uso de los computadores. No es exagerado decir que las bases de datos desempeñarán un papel crucial en casi todas las áreas de aplicación de los computadores, como los negocios, la ingeniería, la medicina, el derecho, la educación y la biblioteconomía, por mencionar sólo unas cuantas. El término *base de datos* es tan común que debemos comenzar por definir qué quiere decir. Nuestra definición inicial ha de ser bastante general.

Una **base de datos** es un conjunto de datos relacionados entre sí. Por **datos** entendemos hechos conocidos que pueden registrarse y que tienen un significado implícito. Por ejemplo, consideremos los nombres, números telefónicos y direcciones de personas que conocemos. Tal vez hayamos registrado estos datos en una libreta de direcciones indizada, o quizá lo hayamos hecho en un disquete, empleando un computador personal y software del tipo de DBASE IV o V, PARADOX o EXCEL. Se trata de un conjunto de datos relacionados entre sí y que tienen un significado implícito; por tanto, constituyen una base de datos.

La definición anterior es muy general; por ejemplo, podemos considerar el conjunto de palabras que forman esta página de texto como datos relacionados entre sí, de modo que son una base de datos. Pero la acepción común del término *base de datos* suele ser más restringida. Una base de datos tiene las siguientes propiedades implícitas:

- Una base de datos representa algún aspecto del mundo real, en ocasiones llamado **mi' nimundo** o **universo de discurso.** Las modificaciones del minimundo se reflejan en la base de datos.
- Una base de datos es un conjunto de datos lógicamente coherente, con cierto significado inherente. Una colección aleatoria de datos no puede considerarse propiamente una base de datos.
- Toda base de datos se diseña, construye y puebla con datos para un propósito específico. Está dirigida a un grupo de usuarios y tiene ciertas aplicaciones preconcebidas que interesan a dichos usuarios.

En otras palabras, una base de datos tiene una fuente de la cual se derivan los datos, cierto grado de interacción con los acontecimientos del mundo real y un público que está activamente interesado en el contenido de la base de datos.

Las bases de datos pueden ser de cualquier tamaño y tener diversos grados de complejidad. Por ejemplo, la lista de nombres y direcciones antes mencionada puede contener apenas unas cuantas centenas de registros, cada uno de ellos con una estructura muy simple. Por otro lado, el catálogo de una biblioteca grande puede contener medio millón de tarjetas clasificadas por categorías distintas —apellido del primer autor, tema, título, etc.— y ordenadas alfabéticamente en cada categoría. Las autoridades fiscales mantienen una base de datos todavía más grande y compleja para llevar el control de las declaraciones fiscales que presentan los contribuyentes. Si suponemos que en los Estados Unidos hay 100 millones de contribuyentes y que cada uno presenta en promedio cinco formas, con aproximadamente unos 200 caracteres de información por formulario de declaración, las autoridades fiscales de ese país manejarían una base de datos con $100*(10^6)*200*5$ de caracteres (bytes) de información. Suponiendo que dichas autoridades conservan las últimas tres declaraciones de cada contribuyente, además de la actual, tendríamos una base de datos de $4*(10^9)$ bytes. Esta enorme cantidad de información debe organizarse y controlarse para que los usuarios puedan buscar, obtener y actualizar los datos cuando sea necesario.

La generación y el mantenimiento de las bases de datos pueden ser manuales o mecánicos. El catálogo en tarjetas de una biblioteca es un ejemplo de base de datos que se puede crear y mantener manualmente. Las bases de datos computarizadas se pueden crear y mantener con un grupo de programas de aplicación escritos específicamente para esa tarea, o bien mediante un sistema de gestión de bases de datos.

Un **sistema de gestión de bases de datos** (SGBD; en inglés, *datábase management system: DBMS)* es un conjunto de programas que permite a los usuarios crear y mantener una base de datos. Por tanto, el SGBD es un sistema de software *de propósito general* que facilita

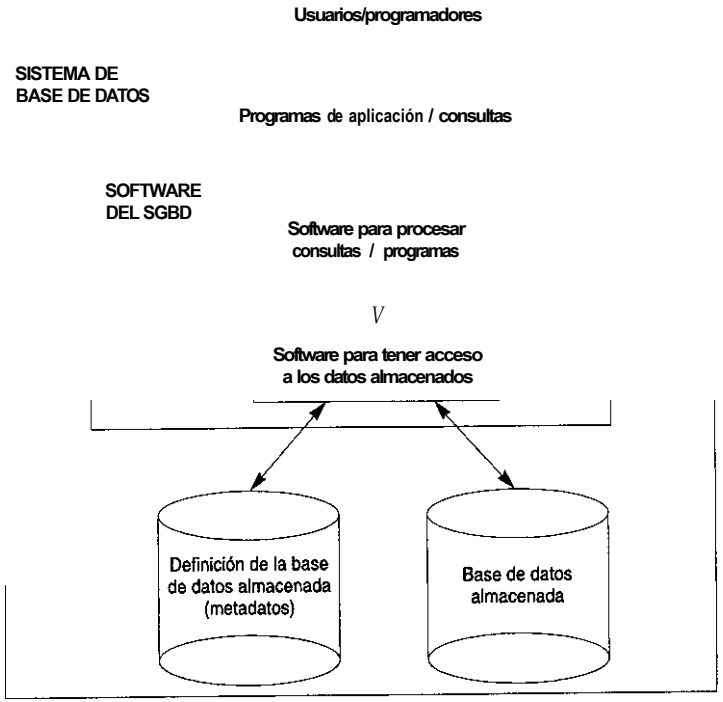


Figura 1.1 Entorno simplificado de un sistema de base de datos.

el proceso de definir, construir y manipular bases de datos para diversas aplicaciones. Para **definir** una base de datos hay que especificar los tipos de datos, las estructuras y las restricciones de los datos que se almacenarán en ella. **Construir** una base de datos es el proceso de guardar los datos mismos en algún medio de almacenamiento controlado por el SGBD. En la **manipulación** de una base de datos intervienen funciones como consultar la base de datos para obtener datos específicos, actualizar la base de datos para reflejar cambios en el minimundo y generar informes a partir de los datos.

No hace falta un software de SGBD de propósito general para implementar una base de datos computarizada. Podríamos escribir nuestro propio conjunto de programas para crear y mantener la base de datos, con lo cual estaríamos creando de hecho nuestro propio software de SGBD *de propósito específico.* En todo caso, ya sea que utilicemos un SGBD de propósito general o no, casi siempre requeriremos un software de gran capacidad para manipular la base de datos, además de la base de datos misma. Al conjunto formado por la base de datos y el software lo llamaremos **sistema de base de datos.** La figura 1.1 ilustra estas ideas.

1.2 Un ejemplo

Consideremos un ejemplo que casi todos los lectores conocerán: una base de datos UNIVERSIDAD para mantener información acerca de los estudiantes, cursos y notas en un entorno

universitario. La figura 1.2 ilustra la estructura de la base de datos y algunos datos de muestra para ella. La base de datos está organizada en cinco archivos, cada uno de los cuales almacena registros de datos del mismo tipo.[1] El archivo ESTUDIANTE contiene datos de todos los estudiantes; el archivo CURSO contiene datos de todos los cursos; el archivo SECCIÓN contiene datos de todas las secciones[a] de los cursos ya impartidas; el archivo INFORME_NOTAS contiene las notas obtenidas por los estudiantes en los diversos grupos de los cursos ya impartidos, y el archivo REQUISITO contiene los requisitos previos para cada curso.

Para *definir* esta base de datos, debemos especificar la estructura de los registros de cada archivo indicando los diferentes tipos de **elementos de información** que se almacenarán en cada registro. En la figura 1.2, cada registro ESTUDIANTE incluye datos que representan el Nombre, el NúmEstudiante, el Grado (1, 2,...) y la Carrera (MATE, ciencias de la computación o CICO,...) de cada estudiante; cada registro CURSO contiene datos que representan el NombreCurso, el NúmCurso, las HorasCrédito y el Departamento que ofrece el curso, y así sucesivamente. También hay que especificar un **tipo de datos** para cada elemento de información de un registro. Por ejemplo, podemos especificar que Nombre de ESTUDIANTE es una cadena de caracteres alfabéticos, NúmEstudiante de ESTUDIANTE es un entero, y Nota de INFORME_NOTAS es un solo carácter del conjunto {A, B, C, D, F, I}. También podemos representar un elemento de información con un sistema de codificación. Por ejemplo, en la figura 1.2 representamos el Grado de un ESTUDIANTE como un número entre 1 y 4 para un estudiante de licenciatura, o 5 si se trata de uno de posgrado.

Para *construir* la base de datos UNIVERSIDAD, almacenamos datos que representan a cada estudiante, curso, sección, informe de notas de calificación y requisito previo como un registro en el archivo apropiado. Cabe señalar que los registros en los diversos archivos pueden estar relacionados entre sí. Por ejemplo, el registro de "Suárez" en el archivo ESTUDIANTE se relaciona con dos registros del archivo INFORME_NOTAS que especifican las notas de Suárez en dos secciones. De manera similar, cada registro del archivo REQUISITO relaciona dos registros de cursos: uno representa el curso y el otro el requisito previo. En su mayoría, las bases de datos de tamaño mediano y grande contarán con muchos tipos de registros con muchos vínculos entre ellos.

La *manipulación* de la base de datos consiste en las consultas y la actualización. Ejemplos de consultas son "obtener la boleta [una lista de todos los cursos y las notas] de Suárez", "preparar una lista con los nombres de los estudiantes que tomaron la sección del curso de Bases de datos impartida en el otoño de 1992 y sus notas en esa sección", y "¿qué requisitos previos tiene el curso de Bases de datos?". Ejemplos de actualizaciones son "cambiar el grado de Suárez a segundo", "crear una nueva sección del curso de Bases de datos para este semestre", e "introducir una nota de A para Suárez en la sección de Bases de datos del semestre anterior". Estas consultas y actualizaciones informales se deben especificar con precisión en el lenguaje del sistema de base de datos antes de que sean procesadas.

13 Características del enfoque de bases de datos

Hay varias características que distinguen el enfoque de bases de datos del enfoque tradicional de programación con archivos. En el **procesamiento de archivos** tradicional, cada usuario

[1] definiremos más formalmente las nociones de archivo y registro en el capítulo 4.

[a] En este ejemplo, y en todos los que aparezcan a lo largo del libro, una "sección de un curso" debe considerarse un grupo atendido por un profesor específico en una fecha determinada. (N. *del* R.T)

ESTUDIANTE	Nombre	NúmEstudiante	Grado	Carrera
	Suárez	17	1	CICO
	Borja	8	2	CICO

CURSO	NombreCurso	NúmCurso	HorasCrédito	Departamento
	Introd. a la Computación	CICO1310	4	CICO
	Estructura de datos	CICO3320	4	CICO
	Matemáticas discretas	MATE2410	3	MATE
	Base de datos	CICO3380	3	CICO

SECCIÓN	IdentSección	NúmCurso	Semestre	Año	Profesor
	85	MATE2410	Otoño	91	López
	92	CICO1310	Otoño	91	Arreóla
	102	CICO3320	Primavera	92	Lujan
	112	MATE2410	Otoño	92	Chávez
	119	CICO1310	Otoño	92	Arreóla
	135	CICO3380	Otoño	92	Sotelo

INFORME.NOTAS	NúmEstudiante	IdentSección	Notas
	17	112	A
	17	119	C
	8	85	A
	8	92	A
	8	102	B
	8	135	A

REQUISITO	NúmCurso	NúmRequisito
	CICO3380	CICO3320
	CICO3380	MATE2410
	CICO3320	CICO1310

Figura 1.2 Ejemplo de base de datos.

define e implementa los archivos requeridos para una aplicación específica. Por ejemplo un usuario, la oficina de informes de notas, podría mantener un archivo de estudiantes y sus respectivas notas, y se escribirían programas para imprimir la boleta de notas de un estudiante y para introducir las nuevas notas en el archivo. Un segundo usuario, la oficina de contabilidad, podría llevar el control de las colegiaturas de los estudiantes y sus pagos. Aunque ambos usuarios están interesados en datos relativos a los estudiantes, cada uno mantiene archivos separados —y programas para manipular dichos archivos— porque requieren datos que no pueden obtener de los archivos del otro. Esta redundancia al definir y almacenar los datos implica espacio de almacenamiento desperdiciado y esfuerzos redundantes para mantener actualizados los datos comunes.

En el enfoque de bases de datos se mantiene un único almacén de datos que se define una sola vez y al cual tienen acceso muchos usuarios. Las principales características del enfoque de bases de datos, en comparación con el de procesamiento de archivos, son las siguientes.

1.3.1 *Naturaleza autodescriptiva de los sistemas de base de datos*

Una característica fundamental del enfoque de bases de datos es que el sistema no sólo contiene la base de datos misma, sino también una definición o descripción completa de la base de datos. Esta definición se almacena en el catálogo del sistema, que contiene información como la estructura de cada archivo, el tipo y formato de almacenamiento de cada elemento de información y diversas restricciones que se aplican a los datos. A la información almacenada en el catálogo se le denomina metadatos, y éstos describen la estructura de la base de datos primaria (Fig. 1.1).

El catálogo es utilizado por el software del SGBD y, ocasionalmente, por los usuarios de la base de datos que necesitan información sobre la estructura de esta última. El software del SGBD no está escrito para una aplicación de base de datos específica, así que tiene que consultar el catálogo para conocer la estructura de los archivos de una base de datos en particular, como el tipo y el formato de los datos a los que tendrá acceso. El software del SGBD debe trabajar sin menoscabo de su capacidad con *cualquier cantidad de aplicaciones de base de datos* —por ejemplo, bases de datos de una universidad, de algún banco o de una compañía— siempre que la definición de la base de datos esté almacenada en el catálogo.

En el procesamiento de archivos tradicional, la definición de los datos suele ser parte de los programas de aplicación mismos. Por tanto, dichos programas sólo pueden trabajar con *una base de datos específica,* cuya estructura se declara en los programas de aplicación. Por ejemplo, un programa en PASCAL puede incluir declaraciones de estructuras de registros; un programa en C · · puede contener declaraciones "struct" o "class", y un programa en COBOL tiene declaraciones en la división de datos (Data División) para definir sus archivos. Mientras que el software para el procesamiento de archivos sólo puede tener acceso a bases de datos específicas, el software del SGBD puede acceder a diversas bases de datos al extraer del catálogo las definiciones correspondientes y darles un uso.

En nuestro ejemplo de la figura 1.2, el SGBD almacena en el catálogo las definiciones de todos los archivos mostrados. Siempre que se recibe una solicitud para tener acceso, por ejemplo, al Nombre de un registro ESTUDIANTE, el software del SGBD consultará el catálogo para determinar la estructura del archivo ESTUDIANTE y la posición y el tamaño del elemento Nombre dentro de un registro de ESTUDIANTE. En cambio, en una aplicación de procesamiento de archivos representativa, la estructura del archivo y en algunos casos la ubicación exacta de Nombre dentro de un registro de ESTUDIANTE ya están codificadas en todos los programas que tienen acceso a este elemento de información.

1.3.2 *Separación entre los programas y los datos, y abstracción de los datos*

En el procesamiento de archivos tradicional, la estructura de los archivos de datos viene integrada en los programas de acceso, así que cualquier modificación de la estructura de un archivo puede requerir la *modificación de todos los programas* que tienen acceso a dicho archivo. En cambio, los programas de acceso del SGBD se escriben de modo que sean independientes de cualesquiera archivos específicos. La estructura de los archivos de datos

se almacena en el catálogo del SGBD aparte de los programas de acceso. Llamamos a esta propiedad independencia con respecto a los programas y datos. Por ejemplo, se puede escribir un programa de modo que sólo pueda tener acceso a registros de ESTUDIANTE de 42 caracteres de longitud (Fig. 1.3). Si queremos añadir otro dato a cada registro de ESTUDIANTE, digamos FechaNacimiento, un programa así no podrá seguir funcionando y habrá que modificarlo. En contraste, en un entorno de SGBD, basta con modificar la descripción de los registros de ESTUDIANTE en el catálogo, y ningún programa se alterará. La próxima vez que un programa del SGBD consulte el catálogo, tendrá acceso a la nueva estructura de los registros de ESTUDIANTE y la utilizará.

Avances recientes en las bases de datos orientadas a objetos (véase el Cap. 22) y en los lenguajes de programación permiten a los usuarios definir operaciones sobre los datos como parte de las definiciones de la base de datos. Una operación (también llamada *función)* se especifica en dos partes. La *interfaz* (o *signatura)* de la operación contiene su nombre y los tipos de datos de sus argumentos (o parámetros). La *implementación* (o *método)* de la operación se especifica aparte y se puede modificar sin afectar la interfaz. Los programas de aplicación de los usuarios pueden operar sobre los datos invocando estas operaciones a través de sus nombres y argumentos, sea cual sea la forma en que se hayan implementado. Esto podría llamarse independencia con respecto a los programas y operaciones.

La característica que hace posible la independencia con respecto a los programas y datos y la independencia con respecto a los programas y operaciones se denomina abstracción de los datos. Un SGBD ofrece a los usuarios una representación conceptual de los datos que no incluye muchos de los detalles de cómo se almacenan. En términos informales, un mo* délo de datos es un tipo de abstracción de los datos con que se obtiene esta representación conceptual. En el modelo de datos intervienen conceptos lógicos, como serían los objetos, sus propiedades y sus interrelaciones, que la mayoría de los usuarios pueden entender más fácilmente que los conceptos de almacenamiento en el computador. Por tanto, el modelo de datos *oculta* los detalles del almacenamiento que no interesan a la mayoría de los usuarios de la base de datos.

Por ejemplo, consideremos la figura 1.2. En una aplicación de procesamiento de archivos, éstos pueden definirse en términos de la longitud de sus registros —el número de caracteres (bytes) que tiene cada uno— y cada elemento de información puede especificarse en términos de su byte inicial dentro de un registro y de su longitud en bytes. Así, un registro de ESTUDIANTE se representaría como en la figura 1.3. Sin embargo, al usuario representativo de la base de datos no le interesa dónde está cada elemento dentro de un registro ni qué longitud tiene; más bien, lo que exigirá es que, cuando se haga referencia a Nombre de ESTUDIANTE, se devuelva el valor correcto. En la figura 1.2 se muestra una representación conceptual de los registros de ESTUDIANTE. El SGBD puede ocultar a los usuarios muchos otros detalles de cómo se organiza el almacenamiento de los archivos, como los caminos de acceso especificados para ellos; estudiaremos los detalles de almacenamiento en los capítulos 4 y 5.

Nombre del dato	Posición inicial en el registro	Longitud en caracteres (bytes)
Nombre	1	30
NúmEstudiante	31	4
Grado	35	4
Carrera	39	4

Figura 1.3 Formato de almacenamiento de un registro ESTUDIANTE.

En el enfoque de bases de datos, la estructura y organización detalladas de todos los archivos se guardan en el catálogo. Los usuarios de la base de datos hacen referencia a la representación conceptual de los archivos, y el SGBD extrae del catálogo los detalles de almacenamiento de éstos cuando los necesita. Hay muchos modelos de datos que sirven para ofrecer a los usuarios esta abstracción de los datos. Una parte importante de este libro se dedica a presentar diversos modelos de datos y los conceptos de que se valen para abstraer la representación de los datos.

Dada la tendencia reciente hacia las bases de datos orientadas a objetos, la abstracción se lleva a un nivel más superior para que contemple no sólo la estructura de los datos, sino también las *operaciones* sobre los datos. Estas operaciones constituyen una abstracción de las actividades del minimundo que casi todos los usuarios entienden. Por ejemplo, se puede aplicar una operación CALCULAR_PDC a un objeto estudiante para calcular el promedio de sus notas. Los programas del usuario pueden invocar tales operaciones aunque él no conozca los detalles de su implementación interna. En este sentido, el usuario hace una abstracción de la actividad del minimundo en forma de una **operación abstracta.**

1.3.3 *Manejo de múltiples vistas de los datos*

Una base de datos suele tener muchos usuarios, cada uno de los cuales puede requerir una perspectiva o **vista** diferente de la mencionada base de datos. Una vista puede ser un subconjunto de la base de datos o contener datos **virtuales** que se deriven de los archivos de la base de datos, pero que no estén almacenados explícitamente. Es posible que algunos usuarios no necesiten saber si los datos a los que hacen referencia están almacenados o son derivados. Un SGBD multiusuario cuyos usuarios tengan diversas aplicaciones debe proporcionar mecanismos para definir muchas vistas. Por ejemplo, puede ser que a un usuario de la base de datos de la figura 1.2 sólo le interesen las boletas de notas de los estudiantes; la vista para este usuario se muestra en la figura 1.4(a). Un segundo usuario, al que sólo le interesa comprobar que los estudiantes hayan tomado los requisitos previos de todos los cursos en los que se inscriben, podría requerir la vista que se muestra en la figura 1.4(b).

1.3.4 *Compartimiento de datos y procesamiento de transacciones multiusuario*

Todo SGBD multiusuario, como su nombre lo indica, debe permitir a varios usuarios tener acceso simultáneo a la base de datos. Esto es indispensable para que los datos de múltiples aplicaciones se integren y mantengan en una sola base de datos. El SGBD debe incluir software de **control de concurrencia** para asegurar que cuando varios usuarios intenten actualizar los mismos datos lo hagan de manera controlada para que el resultado de las actualizaciones sea correcto. Un ejemplo sería el caso de varios encargados de reservaciones que trataran de asignar un asiento en un vuelo comercial; el SGBD debe garantizar que sólo un empleado tenga acceso a un asiento determinado en un momento dado para asignarlo a un pasajero. En general, se dice que éstas son aplicaciones de **procesamiento de transacciones,** y una función fundamental del software del SGBD multiusuario es asegurar que las transacciones concurrentes se realicen de manera correcta sin interferencias.

Las características anteriores son de la mayor importancia cuando se distinga un SGBD del software tradicional de procesamiento de archivos. En la sección 1.6 veremos otras funciones que caracterizan a los SGBD, pero antes clasificaremos los diferentes tipos de personas que trabajan en un entorno de bases de datos.

1.4 Actores en el escenario

En una base de datos personal pequeña, como la lista de direcciones mencionada en la sección 1.1, lo normal es que una sola persona la defina, construya y manipule. En cambio, muchas personas participan en el diseño, uso y mantenimiento de una base de datos grande con algunos cientos de usuarios. En esta sección identificaremos a las personas cuyo trabajo requiere el empleo cotidiano de una base de datos grande; las llamaremos "actores en el escenario". En la sección 1.5 consideraremos a las personas que podrían caer en la categoría de "trabajadores tras bambalinas": quienes laboran para mantener el entorno del sistema de base de datos, pero que no tienen un claro interés en la base de datos en sí misma.

1.4.1 *Administradores de bases de datos*

En cualquier organización en la que muchas personas utilicen los mismos recursos se requiere un administrador en jefe que supervise y controle dichos recursos. En un entorno de bases de datos, el recurso primario es la propia base de datos, y el secundario es el SGBD y el software con él relacionado. La administración de estos recursos es responsabilidad del **administrador de bases de datos (DBA:** *datábase administrator)*. El DBA se encarga de autorizar el acceso a la base de datos, de coordinar y vigilar su empleo, y de adquirir los recursos necesarios de software y hardware. El DBA es la persona responsable cuando surgen problemas como violaciones a la seguridad o una respuesta lenta del sistema. En las organizaciones grandes, el DBA cuenta con la ayuda de un personal para poder desempeñar estas funciones.

1.4.2 *Diseñadores de bases de datos*

Los **diseñadores de bases de datos** se encargan de identificar los datos que se almacenarán en la base de datos y de elegir las estructuras apropiadas para representar y almacenar dichos datos. Por lo general, estas tareas se realizan antes de que de hecho se implemente la base de datos. Los diseñadores tienen la responsabilidad de comunicarse con todos los futuros

(a)

BOLETA	NombreEstudiante	BoletaEstudiante				
		NúmCurso	Notas	Semestre	Año	IdentSección
	Suárez	CICO1310	C	Otoño	92	119
		MATE2410	B	Otoño	92	112
	Borja	MATE2410	A	Otoño	91	85
		CICO1310	A	Otoño	91	92
		CICO3320	B	Primavera	92	102
		CICO3380	A	Otoño	92	135

(b)

REQUISITOS	NombreCurso	NúmCurso	Requisitos
	Base de datos	3380	CICO32320
			MATE2410
	Estructura de datos	3320	CICO1310

Figura 1.4 Dos vistas (datos derivados) de la base de datos de la figura 1.2. (a) La vista de boleta de estudiante, (b) La vista de requisitos previos para los cursos.

usuarios de la base de datos, a fin de comprender sus necesidades, y de presentar un diseño que satisfaga esos requerimientos. En muchos casos los diseñadores forman parte del personal del DBA y tal vez asuman otras responsabilidades una vez terminado el diseño de la base de datos. Casi siempre, los diseñadores interactúan con cada uno de los grupos de usuarios potenciales y desarrollan una **vista** de la base de datos que satisfaga los requerimientos de datos y de procesamiento para ese grupo. Después, se analizan las vistas y se integran con las de otros grupos de usuarios. El diseño final debe ser capaz de satisfacer las necesidades de todos estos grupos.

1.4.3 *Usuarios finales*

Son las personas que necesitan tener acceso a la base de datos para consultarla, actualizarla y generar informes; la base de datos existe primordialmente para que ellos la usen. Hay varias categorías de usuarios finales:

- Los **usuarios** finales esporádicos tienen acceso de vez en cuando a la base de datos, pero es posible que requieran información diferente en cada ocasión. Utilizan un lenguaje de consulta de base de datos avanzado para especificar sus solicitudes, y suelen ser gerentes de nivel medio o alto u otras personas que examinan de modo superficial y ocasional la base de datos.
- Los usuarios finales simples o paramétricos constituyen una porción apreciable de la totalidad de los usuarios finales. La función principal de su trabajo gira en torno a consultas y actualizaciones constantes de la base de datos, utilizando tipos estándar de estas operaciones —llamadas transacciones programadas— que se han programado y probado con mucho cuidado. Todos estamos acostumbrados a tratar con varios tipos de estos usuarios. Los cajeros bancarios revisan saldos y asientan retiros y depósitos. Los encargados de reservaciones de líneas aéreas, hoteles y compañías de alquiler de automóviles revisan las disponibilidades para una solicitud presentada y hacen reservaciones. Los empleados de estaciones receptoras de paquetería introducen las identificaciones de los paquetes por medio de códigos de barras e información descriptiva a través de botones, a fin de actualizar una base de datos centralizada de los paquetes recibidos y los que están en tránsito.
- Entre los usuarios finales avanzados se cuentan ingenieros, científicos, analistas de negocios y otros, quienes conocen a cabalidad los recursos del SGBD para satisfacer sus complejos requerimientos.
- Los **usuarios** autónomos emplean bases de datos personalizadas gracias a los paquetes de programas comerciales que cuentan con interfaces de fácil uso, basadas en menús o en gráficos. Un ejemplo es el usuario de un paquete fiscal que almacena diversos datos financieros personales para fines fiscales.

Casi todos los SGBD cuentan con múltiples recursos para tener acceso a una base de datos. Los usuarios finales simples no necesitan aprender mucho sobre los recursos que proporciona el SGBD; sólo tienen que comprender los tipos normales de transacciones diseñadas e implantadas para que ellos las usen. Los usuarios esporádicos aprenden a emplear sólo unos cuantos recursos que quizá utilizarán varias veces. Los usuarios avanzados intentan conocer la mayor parte de los recursos del SGBD para satisfacer sus complejos requerimientos. Los usuarios autónomos por lo regular adquieren gran habilidad en el uso de un paquete de software específico.

1.4.4 *Analistas de sistemas y programadores de aplicaciones*

Los analistas de sistemas determinan los requerimientos de los usuarios finales, sobre todo los de los simples o paramétricos, y desarrollan especificaciones para transacciones programadas que satisfagan dichos requerimientos. Los programadores de aplicaciones implementan esas especificaciones en forma de programas, y luego prueban, depuran, documentan y mantienen estas transacciones programadas. Para realizar dichas tareas, estos analistas y programadores deben conocer a la perfección toda la gama de capacidades del SGBD.

1.5 Trabajadores tras bambalinas

Además de los diseñadores, usuarios y administradores de bases de datos, hay otras personas que tienen que ver con el diseño, creación y operación del *software y entorno del sistema* del SGBD. Por lo regular a éstos no les interesa la base de datos misma. Los llamamos trabajadores tras bambalinas y entran en las siguientes categorías.

1.5.1 *Diseñadores e implementadores del SGBD*

Éstos se encargan de diseñar e implementar los módulos e interfaces del SGBD en forma de paquetes de software. Un SGBD es un sistema complejo de software que consta de diversos componentes o módulos, como los módulos para implementar el catálogo, los lenguajes de consulta, los procesadores de interfaz, el acceso a los datos y la seguridad. El SGBD debe poder comunicarse con otros programas del sistema, como el sistema operativo y los compiladores de diversos lenguajes de programación.

1.5.2 *Creadores de herramientas*

Las herramientas son paquetes de software que facilitan el diseño y el empleo de los sistemas de base de datos, y que ayudan a elevar el rendimiento. Estos paquetes son opcionales y a menudo se adquieren por separado. Incluyen paquetes para diseñar bases de datos, vigilar el rendimiento, proporcionar interfaces de lenguaje natural o de gráficos, elaborar prototipos, realizar simulaciones y generar datos de prueba. Los creadores de herramientas se ocupan de diseñar e implementar estos paquetes. En muchos casos hay proveedores independientes de software, que crean y comercializan estas herramientas.

1.5.3 *Operadores y personal de mantenimiento*

Éstos son los miembros del personal de administración del sistema que tienen a su cargo el funcionamiento y mantenimiento reales del entorno de hardware y software del sistema de base de datos.

Aunque las categorías anteriores de trabajadores tras bambalinas son cruciales para que los usuarios finales puedan servirse del sistema de base de datos, casi nunca utilizan la base de datos para sus propios propósitos.

1.6 Características deseables en un SGBD*

En esta sección analizaremos qué características son deseables en los SGBD y qué capacidades deben ofrecer. El DBA debe aprovechar estas capacidades para lograr diversos objetivos relacionados con el diseño, la administración y el empleo de una base grande de datos multiusuario.

1.6.1 *Control de la redundancia*

En la creación tradicional de programas con procesamiento de archivos, cada grupo de usuarios mantiene sus propios archivos para manejar sus aplicaciones de procesamiento de datos. Por ejemplo, consideremos el ejemplo de la base de datos UNIVERSIDAD de la sección 1.2; ahí, dos grupos de usuarios podrían ser el personal de matriculación a cursos y la oficina de contabilidad. Con el enfoque tradicional, cada grupo mantendría archivos independientes para cada estudiante. La oficina de contabilidad mantendría también datos relacionados con las matriculaciones y la facturación correspondiente, en tanto que la oficina de matriculación controlaría los cursos y las notas de los estudiantes. Una buena parte de los datos se almacenaría dos veces: una vez en los archivos de cada grupo de usuarios. Otros grupos de usuarios podrían duplicar parte de esos datos, o todos, en sus propios archivos.

A veces, y no pocas, esta redundancia en el almacenamiento de los mismos datos provoca varios problemas. En primer lugar, es necesario realizar una misma actualización lógica —como introducir los datos de un nuevo estudiante— varias veces: una vez en cada archivo en el que se registren datos de los estudiantes. Esto implica una *duplicación del trabajo.* En segundo lugar, *se desperdicia espacio de almacenamiento* al guardar los mismos datos en varios lugares, y este problema puede ser grave si las bases de datos son grandes. En tercer lugar es posible que los archivos que representan los mismos datos se tornen inconsistentes, quizá porque una actualización se haya aplicado a ciertos archivos pero no a otros. Incluso si la actualización —digamos la adición de un nuevo estudiante— se aplica a todos los archivos apropiados, persiste la posibilidad de que los datos relacionados con el estudiante sean inconsistentes porque cada grupo de usuarios aplica las actualizaciones de manera independiente. Por ejemplo, un grupo de usuarios podría introducir como fecha de nacimiento del estudiante el valor erróneo 19-ENE-1974, en tanto que los demás grupos de usuarios introducirían el valor correcto 29-ENE-1974.

Con el enfoque de bases de datos, las vistas de los diferentes grupos de usuarios se integran durante el diseño de la base de datos. Para conservar la consistencia, debe crearse un diseño que almacene cada dato lógico —como el nombre o la fecha de nacimiento de un estudiante— en un *solo lugar* de la base de datos. Ello evita la inconsistencia y ahorra espacio de almacenamiento. En algunos casos puede convenir la redundancia controlada. Por ejemplo, podríamos almacenar de manera redundante NombreEstudiante y NúmCurso en un archivo INFORME_NOTAS (Fig. 1.5(a)) porque, siempre que recuperemos un registro de INFORME_NOTAS, querremos recuperar el nombre del estudiante y el número del curso junto

INFORME_NOTAS	NúmEstudiante	NombreEstudiante	IdentSección	NúmCurso	Notas
	17	Suárez	112	MATE2410	B
	17	Suárez	119	CICO1310	c
	8	Borja	85	MATE2410	A
	8	Borja	92	CICO1310	A
	8	Borja	102	CICO3320	B
	8	Borja	135	CICO3380	A

INFORME.NOTAS	NúmEstudiante	NombreEstudiante	IdentSección	NúmCurso	Notas
	17	Suárez	112	MATE2410	B

Figura 1.5 Almacenamiento redundante de datos en archivos, (a) Redundancia controlada: inclusión de NombreEstudiante y NúmCurso en el archivo INFORME_NOTAS. (b) Redundancia no controlada: un registro de INFORME_NOTAS que es inconsistente con los registros de ESTUDIANTE de la figura 1.2 (el Nombre del estudiante número 17 es Suárez, no Borja).

con la nota, el número del estudiante y el identificador de la sección. Si colocamos juntos todos los datos, no tendremos que buscar en varios archivos los datos que deseamos reunir. En tales casos, el SGBD deberá ser capaz de **controlar** esta redundancia para que no haya inconsistencias entre los archivos. Esto puede lograrse verificando automáticamente que los valores de NombreEstudiante y NúmEstudiante de todo registro de INFORME_NOTAS en la figura 1.5 (a) coincidan con los valores de Nombre y NúmEstudiante de un registro de ESTUDIANTE (Fig. 1.2). De manera similar, los valores de IdentSección y NúmCurso de INFORME_NOTAS deberán coincidir con los de algún registro de SECCIÓN. Estas revisiones se pueden especificar durante el diseño de la base de datos, y el SGBD las efectuará siempre que se actualice el archivo INFORME_NOTAS. La figura 1.5 (b) muestra un registro de INFORME_NOTAS que no es consistente con el archivo ESTUDIANTE de la figura 1.2, y que podría introducirse erróneamente si no se controla la redundancia.

1,6.2 *Restricción de los accesos no autorizados*

Cuando muchos usuarios comparten una misma base de datos, es probable que no todos tengan la autorización para tener acceso a toda la información que contiene. Por ejemplo, es común considerar que los datos financieros son confidenciales y que sólo ciertas personas puedan tener autorización para tener acceso a ellos. Además, es posible que sólo algunos usuarios tengan permiso para recuperar datos, en tanto que a otros se les permita obtenerlos y actualizarlos. Por tanto, también es preciso controlar el tipo de las operaciones de acceso (obtención o actualización). Por lo regular, a los usuarios o grupos de usuarios se les asignan números de cuenta protegidos con contraseñas, mismos que sirven para tener acceso a la base de datos. El SGBD debe contar con un subsistema de **seguridad y autorización** que permita al DBA crear cuentas y especificar restricciones para ellas. El SGBD deberá entonces obligar automáticamente al cumplimiento de dichas restricciones. Cabe señalar que el mismo tipo de controles se puede aplicar al software del SGBD. Por ejemplo, sólo el personal del DBA tendrá autorización para utilizar cierto software **privilegiado,** como el que sirve para crear cuentas nuevas. De manera similar, podemos hacer que los usuarios paramétricos sólo puedan tener acceso a la base de datos a través de las transacciones programadas que expresamente fueron creadas para ellos.

1.6.3 *Almacenamiento persistente de objetos y estructuras de datos de programas*

Una aplicación reciente de las bases de datos consiste en ofrecer *almacenamiento persistente* para objetos y estructuras de datos de programas. Esta es una de las principales razones de que se hayan creado los SGBD **orientados a objetos.** Es común que los lenguajes de programación cuenten con estructuras de datos complejas, como los tipos de registro en PASCAL o las definiciones de clases en C++. Los valores de las variables de un programa se desechan una vez que éste termina, a menos que el programador explícitamente los almacene en archivos permanentes; para ello, suele requerirse la conversión de esas estructuras complejas a un formato adecuado para su almacenamiento en archivos. Cuando hay que leer otra vez estos datos, el programador debe convertirlos del formato de archivo a la estructura de variables del programa. Los sistemas de base de datos orientados a objetos son compatibles con lenguajes de programación del tipo de C++ y SMALLTALK, y el software del SGBD realiza automáticamente las conversiones necesarias. Así, podemos almacenar permanentemente un objeto complejo de C++ en un SGBD orientado a objetos, como ObjectStore (véase el Cap. 22). Se dice que los objetos de este tipo son **persistentes** porque sobreviven cuando termina la ejecución del programa y después se pueden recuperar directamente mediante otro programa en C++.

El almacenamiento persistente de objetos y estructuras de datos de programas es una función importante para los sistemas de base de datos. Los SGBD tradicionales a menudo adolecían del llamado *problema de incompatibilidad de impedancia* porque las estructuras de datos proporcionadas por el SGBD eran incompatibles con las del lenguaje de programación. Los sistemas de base de datos orientados a objetos suelen ofrecer *compatibilidad* de las estructuras de datos con uno o más lenguajes de programación orientada a objetos.

1.6.4 *Inferencias en la base de datos mediante reglas de deducción*

Otra aplicación reciente de los sistemas de base de datos consiste en ofrecer recursos para definir *reglas de deducción* que permitan *deducir* o *inferir* información nueva a partir de ios datos almacenados. A estos sistemas se les conoce como bases de datos **deductivas.** Por ejemplo, puede haber reglas complejas en la aplicación del minimundo para determinar cuándo un estudiante está a prueba. Estas reglas se pueden especificar *de manera declarativa* como reglas de deducción, con cuya aplicación será posible determinar cuáles estudiantes están a prueba. En un SGBD tradicional se tendría que escribir un *programa por procedimientos* explícito para apoyar tales aplicaciones. Pero si cambian las reglas del minimundo, casi siempre es más fácil modificar las reglas de deducción declaradas que volver a codificar los programas por procedimientos.

1.6.5 *Suministro de múltiples interfaces con los usuarios*

En vista de que muchos tipos de usuarios con diversos niveles de conocimientos técnicos utilizan las bases de datos, el SGBD debe ofrecer diferentes interfaces. Entre éstas podemos mencionar los lenguajes de consulta para usuarios esporádicos, las interfaces de lenguaje de programación para programadores de aplicaciones, las formas y códigos de órdenes para los usuarios paramétricos y las interfaces controladas por menús y en lenguaje natural para los usuarios autónomos.

1.6.6 *Representación de vínculos complejos entre los datos*

Una base de datos puede contener numerosos conjuntos de datos que estén relacionados entre sí de muchas maneras. Consideremos el ejemplo de la figura 1.2. El registro de Borja en el archivo ESTUDIANTE se relaciona con cuatro registros del archivo INFORME_NOTAS. De manera similar, cada registro de SECCIÓN se relaciona con un registro de CURSO y también con varios registros de INFORME_NOTAS, uno por cada estudiante que haya concluido esa sección. Es preciso que el SGBD pueda representar diversos vínculos complejos de los datos y también obtener y actualizar con rapidez y eficiencia datos que estén mutuamente relacionados.

1.6.7 *Cumplimiento de las restricciones de integridad*

La mayor parte de las aplicaciones de base de datos tienen ciertas **restricciones de integridad** que deben cumplir los datos. El SGBD debe ofrecer recursos para definir tales restricciones y hacer que se cumplan. La forma más simple de restringir la integridad consiste en especificar un tipo de datos para cada elemento de información. Por ejemplo, en la figura 1.2 podemos especificar que el valor del elemento Grado dentro de cada registro de ESTUDIANTE debe ser un entero entre 1 y 5, y que el valor de Nombre debe ser una cadena de no más de 30 caracteres alfabéticos. Otro tipo de restricción que encontramos a menudo, más complejo, implica especificar que un registro de un archivo debe relacionarse con registros de otros archivos. Por ejemplo, en la figura 1.2 podemos especificar que "todo registro de SECCIÓN debe estar relacionado con un registro de CURSO". Otro tipo de restricción especifica que los valores de los elementos de información sean únicos; por ejemplo, "cada registro de CURSO debe tener un valor único de NúmCurso". Estas restricciones se derivan de la **semántica** (o significado) de los datos y del minimundo que representa. Es responsabilidad de los diseñadores de la base de datos identificar las restricciones de integridad durante el diseño. Algunas restricciones se pueden especificar en el SGBD, el cual hará automáticamente que se cumplan; otras pueden requerir verificación mediante programas de actualización o en el momento en que se introducen los datos.

Es posible introducir erróneamente un dato sin violar las restricciones de integridad. Por ejemplo, si un estudiante obtiene una nota de A pero se introduce C en la base de datos, el SGBD no *podrá* descubrir este error automáticamente, porque C es un valor permitido del tipo de datos de Notas. Esta clase de errores sólo puede descubrirse manualmente (cuando el estudiante reciba su boleta de notas y se queje) y corregirse después actualizando la base de datos. Por otro lado, el SGBD puede rechazar automáticamente una nota de X, porque éste no es un valor permitido para el tipo de datos de Notas.

1.6.8 Respaldo *y recuperación*

Todo SGBD debe contar con recursos para recuperarse de fallos de hardware o de software. Para ello está el subsistema de **respaldo** y **recuperación** del SGBD. Por ejemplo, si el sistema falla mientras se está ejecutando un complejo programa de actualización, el subsistema de recuperación se encargará de asegurarse de que la base de datos se restaure al estado en el que estaba antes de que comenzara la ejecución del programa. Como alternativa, el subsistema de recuperación puede asegurarse de que el programa reanude su ejecución en el punto en que fue interrumpido, de modo que su efecto completo se registre en la base de datos.

1.7 Implicaciones del enfoque de bases de datos*

Además de los aspectos analizados en la sección anterior, hay otras implicaciones del empleo del enfoque de bases de datos que pueden resultar provechosas para casi todas las organizaciones.

1.7.1 *Potencial para imponer normas*

Con el enfoque de las bases de datos el DBA puede definir e imponer normas a los usuarios de la base de datos en una organización grande. Esto facilita la comunicación y cooperación entre diversos departamentos, proyectos y usuarios de esa organización. Es posible definir normas para los nombres y formatos de los elementos de información, para los formatos de presentación, para las estructuras de los informes, para la terminología, etc. Es más fácil que el DBA imponga normas en un entorno centralizado de base de datos que en un entorno en el que cada grupo de usuarios tenga el control de sus propios archivos y programas.

1.7.2 Menor *tiempo de creación de aplicaciones*

Una de las características más convincentes a favor del enfoque de bases de datos es que la creación de una aplicación nueva —como la obtención de cierta información de la base de datos para imprimir un nuevo informe— requiere muy poco tiempo. Diseñar e implementar una nueva base de datos desde cero puede tardar más que escribir una sola aplicación de archivos especializada; sin embargo, una vez que la base de datos está construida y en funciones, casi siempre se requerirá mucho menos tiempo para crear nuevas aplicaciones con los recursos del SGBD. Se estima que el tiempo de creación con un SGBD es de una sexta a una cuarta parte del requerido en un sistema de archivos tradicional.

1.7.3 *Flexibilidad*

En ocasiones es necesario modificar la estructura de una base de datos cuando cambian los requerimientos. Por ejemplo, podría surgir un nuevo grupo de usuarios que necesite información adicional que no se encuentra actualmente en la base de datos. Para atenderlos, tal vez sea necesario añadir un nuevo archivo a la base de datos o extender los elementos de un archivo ya existente. Algunos SGBD permiten efectuar estas modificaciones en la estructura de la base de datos sin afectar los datos almacenados y los programas de aplicación ya existentes.

1.7.4 *Disponibilidad de información actualizada*

Los SGBD ponen la base de datos a disposición de todos los usuarios. En el momento en que un usuario actualiza la base de datos, todos los demás usuarios pueden ver de inmediato esta actualización. Esta disponibilidad de información actualizada es indispensable en muchas aplicaciones de procesamiento de transacciones, como los sistemas de reservaciones o las bases de datos bancarias, y se hace posible gracias a los subsistemas de control de concurrencia y de recuperación del SGBD.

L7.5 *Economías de escala*

El enfoque de SGBD permite consolidar los datos y las aplicaciones, reduciéndose así el desperdicio por traslapo entre las actividades del personal de procesamiento de datos en los diferentes proyectos o departamentos. Esto permite que la organización completa invierta en procesadores más potentes, dispositivos de almacenamiento o equipo de comunicación, en vez de que cada departamento tenga que adquirir por separado su propio equipo (de menor capacidad). Esto reduce los costos totales de operación y control.

L8 Cuándo no usar un SGBD*

A pesar de todas estas ventajas, hay situaciones en las que el empleo de un SGBD puede generar costos adicionales innecesarios que se evitarían con el procesamiento de archivos tradicional. Hay varias causas de estos costos adicionales por utilizar un SGBD, entre ellas:

- Una fuerte inversión inicial en equipo, software y capacitación.
- La generalidad que ofrece el SGBD para definir y procesar los datos.
- Los costos que implica ofrecer las funciones de seguridad, control de concurrencia, recuperación e integridad.

Pueden surgir problemas adicionales si los diseñadores de la base de datos y el DBA no producen un diseño adecuado o si la implementación de las aplicaciones del sistema de base de datos no es correcta. En vista de los costos adicionales de emplear un SGBD y de los problemas potenciales de una administración inadecuada, puede ser más conveniente utilizar archivos ordinarios en las siguientes circunstancias:

- La base de datos y las aplicaciones son simples, están bien definidas, y no se espera que cambien.
- Algunos programas tienen requerimientos estrictos de tiempo real que no podrían cumplirse por el costo extra del SGBD.
- No se requiere acceso multiusuario a los datos.

1.9 Resumen

En este capítulo definimos una base de datos como un conjunto de datos relacionados entre sí, donde *datos* significa hechos registrados. Por lo regular, una base de datos representa algún aspecto del mundo real, y sirve para fines específicos de uno o más grupos de usuarios. Un SGBD consiste en un software generalizado para implementar y mantener una base de datos computarizada. La base de datos y el software, en conjunto, constituyen un sistema de base de datos. Identificamos varias características con que se distinguen el enfoque de bases de datos y las aplicaciones tradicionales de procesamiento de archivos:

- Existencia de un catálogo o diccionario de datos.
- Abstracción de los datos.

- Independencia con respecto a programas y datos, y con respecto a programas y operaciones.
- Manejo de múltiples vistas de usuarios.
- Compartimiento de datos entre varias transacciones.

Después examinamos las principales categorías de usuarios que tendrá la base de datos, los "actores en el escenario":

- Diseñadores y administradores de bases de datos.
- Usuarios finales.
- Programadores de aplicaciones y analistas de sistemas.

Señalamos que, además de los usuarios, hay varias categorías de personal de apoyo, o "trabajadores tras bambalinas", en un entorno de bases de datos:

- Diseñadores e implementadores de SGBD.
- Creadores de herramientas.
- Operadores y personal de mantenimiento.

Luego presentamos una lista de los recursos de ayuda que el software del SGBD debe ofrecer al DBA, a los diseñadores de bases de datos y a los usuarios para administrar, diseñar y utilizar una base de datos:

- Control de redundancia.
- Restricción de accesos no autorizados.
- Almacenamiento persistente para estructuras de datos de programas.
- Inferencias que permiten generar las reglas de deducción.
- Múltiples interfaces.
- Representación de vínculos complejos entre los datos.
- Imposición de restricciones de integridad.
- Respaldo y recuperación.

Mencionamos algunas ventajas adicionales que ofrece el enfoque de bases de datos y que no tienen los sistemas tradicionales de procesamiento de archivos:

- Potencial para imponer normas.
- Flexibilidad.
- Más rapidez para crear aplicaciones.
- Disponibilidad de información actualizada para todos los usuarios.
- Economías de escala.

Por último, analizamos los costos adicionales que ocasiona el empleo de un SGBD y mencionamos algunas situaciones en las que podría ser más conveniente no utilizarlo. En la cronología que aparece al final del capítulo se ofrece un panorama general de los principales avances en el campo de las bases de datos.

Preguntas de repaso

1.1. Defina los siguientes términos: *datos, base de datos, SGBD, sistema de base de datos, catálogo de base de datos, independencia con respecto a programas y datos, vista de usuario,* DBA, *usuario final, transacción programada, sistema de base de datos deductiva, objeto persistente, metadatos, aplicación de procesamiento de transacciones.*

1.2. ¿Cuáles son los tres tipos principales de acciones en las que intervienen las bases de datos? Analice brevemente cada uno de ellos.

1.3. Analice las características principales del enfoque de bases de datos y sus diferencias con respecto a los sistemas tradicionales de archivos.

1.4. ¿Cuáles son las responsabilidades del DBA y de los diseñadores de bases de datos?

1.5. Cite los diferentes tipos de usuarios finales de las bases de datos y analice las actividades principales de cada uno de ellos.

1.6. Analice los recursos con que debe contar todo SGBD.

Ejercicios

1.7. Mencione algunas consultas informales y operaciones de actualización que sería lógico aplicar a la base de datos de la figura 1.2.

1.8. ¿Qué diferencia hay entre la redundancia controlada y la no controlada? Ilústrela con ejemplos.

1.9. Identifique todos los vínculos entre los registros de la base de datos que se muestra en la figura 1.2.

1.10. Mencione algunas vistas adicionales que podrían requerir otros grupos de usuarios de la base de datos de la figura 1.2.

1.11. Cite ejemplos de restricciones de integridad que deban cumplirse, en su opinión, en la base de datos de la figura 1.2.

Bibliografía selecta

El número de marzo de 1976 de ACM *Computing Surveys* contiene una introducción básica a los modelos de datos tradicionales. En dicho número, Sibley (1976) y Fry y Sibley (1976) explican en perspectiva cómo evolucionaron las bases de datos a partir del procesamiento de archivos tradicional. En el número de octubre de 1991 de *Communications ofthe* ACM aparecen varios artículos que describen los SGBD de la "siguiente generación". Muchos textos sobre bases de datos tratan el material presentado aquí y en el capítulo 2, entre ellos Wiederhold (1986), Ullman (1988), Date (1990) y KorthySilberschatz (1991).

SISTEMAS DE BASES DE DATOS: UNA BREVE CRONOLOGÍA

Acontecimiento	Consecuencia
Antes de 1960	
1945 Invención de las cintas magnéticas (primer medio que permite búsquedas)	Sustituyeron a las tarjetas perforadas y las cintas de papel.
1957 Instalación del primer computador comercial.	
1959 McGee propone el concepto de acceso generalizado a datos almacenados electrónicamente.	Leía datos en forma no secuencial, haciendo factible el acceso a los archivos.
1959 IBM presenta el sistema Ramac.	
Los años sesenta	
1961 Bachman diseña el primer SGBD generalizado, el almacén de datos integrados (Integrated Data Store, IDS) de GE; amplia distribución hacia 1964. Bachman popularizó los diagramas de estructuras de datos.	Constituyó el fundamento para el modelo de datos de red desarrollado por el Conference on Data Systems Languages Datábase Task Group (CODASYL DBTG, grupo de trabajo sobre bases de datos de la conferencia sobre lenguajes de sistemas de datos).
1965-1970 • Muchos proveedores crean sistemas generalizados de manejo de archivos.	Ofrecían una vista en dos niveles, conceptual y del usuario, de la organización de los datos. Constituyó el fundamento para el modelo de datos jerárquico.
• IBM desarrolla su Sistema de gestión de información (Information Management System, IMS).	
• El sistema IMS DB/DC (base de datos/ comunicación de datos) fue el primer sistema DB/DC a gran escala.	Manejaba vistas de red superpuestas a las jerárquicas.
• IBM y American Airlines crean SABRE.	Permitía el acceso de múltiples usuarios a los datos a través de una red de comunicaciones.
Los años setenta	
La tecnología de bases de datos experimenta un rápido crecimiento.	Los sistemas comerciales siguieron la propuesta CODASYL DBTG, pero ninguno la implemento por completo. Sistema IDMS de B.F. Goodrich, IDS-II de Honeywell, DMS1100 de UNIVAC, DMS-II de Burroughs, DMS-170 de CDC, PHOLAS de Phillips y DBMS-11 de Digital.
	Varios sistemas integrados DB/DC. TOTAL de Cincom, y también ENVIRON/1. Los SGBD se establecen como disciplina académica y área de investigación.
1970 Ted Codd, investigador asociado de IBM, desarrolla el modelo relacional.	Estableció los fundamentos para la teoría de bases de datos.
1971 Informe del grupo de trabajo sobre bases de datos (DBTG) de CODASYL.	

1975 El Special Interest Group on Management of Data (Grupo de interés especial de la ACM dedicado a gestión de datos) organiza la primera conferencia internacional SIGMOD.	Constituyó un foro para diseminar las investigaciones sobre bases de datos.
1975 La Very Large Data Base Foundation (Fundación para bases de datos muy grandes) organizó la primera conferencia internacional sobre bases de datos muy grandes (VLDB).	Estableció otro foro para la propagación de las investigaciones sobre bases de datos.
1976 Chen introduce el modelo de entidad-vínculo (ER).	
• **Proyectos de investigación en los años setenta:** System R (IBM), INGRES (University of California, Berkeley), System 2000 (University of Texas, Austin), proyecto Socrate (Universidad de Grenoble, Francia), ADABAS (Universidad Técnica de Darmstadt, Alemania Occ).	
• **Lenguajes de consulta desarrollados en los años setenta:** SQUARE, SEQUEL (SQL), QBE, QUEL.	
Los años ochenta	
Se desarrollan SGBD para computadores personales (DBASE, PARADOX, etc.).	Permitieron a los usuarios de PC definir y manipular datos. Carecían de recursos para multivista/multiacceso y de separación entre programas y datos.
1983 Estudio de ANSI/SPARC revela que se habían implementado más de 100 sistemas relaciónales a principios de los años ochenta.	Aparición de SGBD relaciónales comerciales (DB2, ORACLE, SYBASE, INFORMIX, etc.).
1985 Se publica la norma preliminar de SQL. Influencia de los "lenguajes de cuarta generación" en el mundo de los negocios. ANSI propone un lenguaje de definición de redes (NDL: Network Definition Language).	Generaron programas de aplicación completos partiendo de una interfaz de lenguaje de alto nivel para no programadores.
• Tendencias en los años ochenta: Sistemas expertos de base de datos, SGBD orientados a objetos, arquitectura cliente-servidor para bases de datos distribuidas.	Permitieron nuevas aplicaciones de las bases de datos, trabajo con redes y gestión de datos distribuidos.
Los años noventa	
• Demanda para extender las capacidades de los SGBD para nuevas aplicaciones.	Características de SGBD para datos espaciales, temporales y de multimedia, incorporando capacidades activas y deductivas.
• Aparición de SGBD comerciales orientados a objetos.	
• Demanda de aplicaciones que utilicen datos de diversas fuentes.	Aparición de normas para consulta e intercambio de datos (SQL2, PDES, STEP); extensión de las capacidades de los SGBD a sistemas heterogéneos y multibases de datos.
• Demanda para aprovechar procesadores paralelos masivos (MPP).	Mejoró el rendimiento de los SGBD comerciales.

CAPÍTULO 2

Conceptos y arquitectura de los sistemas de base de datos

En este capítulo estudiaremos con mayor detalle muchos de los conceptos y problemas vistos en el capítulo 1. También presentaremos la terminología que valdrá para todo el libro. Comenzaremos en la sección 2.1 con un análisis de los modelos de datos y con la definición de los conceptos de esquemas y ejemplares, fundamentales para estudiar los sistemas de base de datos. A continuación trataremos la arquitectura de los SGBD y la independencia con respecto a los datos, en la sección 2.2; los diferentes tipos de interfaces y lenguajes que proporcionan los SGBD, en la sección 2.3; el entorno de software de los sistemas de bases de datos, en la sección 2.4, y la clasificación de los SGBD, en la sección 2.5.

El lector puede examinar superficialmente o saltarse el material de las secciones 2.4 y 2.5.

2.1 Modelos de datos, esquemas y ejemplares

Una característica fundamental del enfoque de bases de datos es que proporciona cierto nivel de abstracción de los datos al ocultar detalles de almacenamiento que la mayoría de los usuarios no necesitan conocer. Los modelos de datos son el principal instrumento para ofrecer dicha abstracción. Un modelo de datos es un conjunto de conceptos que pueden servir para describir la estructura de una base de datos.[1] Con el concepto de *estructura de*

[1] En ocasiones se utiliza la palabra *modelo* para denotar una descripción, o esquema, de una base de datos: por ejemplo, "el mqdelo de datos de comercialización". No adoptaremos aquí esta interpretación.

una base de datos nos referimos a los tipos de datos, los vínculos y las restricciones que deben cumplirse para esos datos. Por lo regular, los modelos de datos contienen además un conjunto de operaciones básicas para especificar lecturas y actualizaciones de la base de datos. Cada vez se difunde más la práctica de incluir en el modelo de datos conceptos para especificar comportamiento; esto es, especificar un conjunto de operaciones definidas por el usuario que sean válidas para la base de datos, además de las operaciones básicas incluidas en el modelo de datos. Un ejemplo de operación definida por el usuario es CALCULAR_PDC, que se puede aplicar a un objeto ESTUDIANTE. Por otro lado, casi siempre el modelo de datos básico cuenta con operaciones genéricas para insertar, eliminar, modificar o recuperar un objeto.

2.1.1 *Categorías de los modelos de datos*

Se han propuesto muchos modelos de datos, y podemos clasificarlos dependiendo de los tipos de conceptos que ofrecen para describir la estructura de la base de datos. Los modelos de datos de alto nivel o conceptuales disponen de conceptos muy cercanos al modo como la generalidad de los usuarios percibe los datos, en tanto que los modelos de datos de bajo nivel o físicos proporcionan conceptos que describen los detalles de cómo se almacenan los datos en el computador. Los conceptos de los modelos de datos de bajo nivel casi siempre están dirigidos a los especialistas en computación, no a los usuarios finales corrientes. Entre estos dos extremos hay una clase de modelos de datos de representación (o de implementación), cuyos conceptos pueden ser entendidos por los usuarios finales aunque no están demasiado alejados de la forma en que los datos se organizan dentro del computador. Los modelos de datos de representación ocultan algunos detalles de cómo se almacenan los datos, pero pueden implementarse de manera directa en un sistema de computador.

Los modelos de datos de alto nivel utilizan conceptos como entidades, atributos y vínculos.[1] Una entidad representa un objeto o concepto del mundo real, como un empleado o un proyecto, almacenado en la base de datos. Un atributo representa alguna propiedad de interés que da una descripción más amplia de una entidad, como el nombre o el salario del empleado. Un vínculo describe una interacción entre dos o más entidades; por ejemplo, el vínculo de trabajo ("trabaja en") entre un empleado y un proyecto. En el capítulo 3 presentaremos el modelo de entidad-vínculo (ER), que es un modelo de datos de alto nivel muy popular.

Los modelos de datos de representación o de implementación son los más utilizados en los SGBD comerciales actuales, y entre ellos se cuentan los tres modelos más comunes: el relacional, el de red y el jerárquico. Las partes II y III del libro describen estos modelos, sus operaciones y sus lenguajes. Representan los datos valiéndose de estructuras de registros, por lo que a veces se les denomina modelos de datos basados en registros. Podemos concebir a los modelos de datos orientados a objetos como una nueva familia de modelos de implementación de alto nivel más próxima a los modelos conceptuales. En el capítulo 22 describiremos las características generales de estos modelos, así como dos SGBD orientados a objetos.

[1] En todo este libro aparecen dos términos fundamentales: *relation* y *relationship*. Sin embargo, la traducción de ambos al español es la palabra "relación", y es así como aparece en muchos textos, tanto al hablar del "modelo de entidad-relación" *(relationship)* como del "modelo relacional" *(relation)*. No obstante, como en muchas partes del libro se tratan ambos modelos simultáneamente, hemos considerado indispensable distinguir entre los dos términos, adoptando la palabra "relación" para *relation* y la palabra "vínculo" para *relationship*. (N. *del T.*)

También es frecuente utilizar los modelos orientados a objetos como modelos conceptuales de alto nivel, sobre todo en el área de la ingeniería de software. En el capítulo 21 analizaremos otros enfoques del modelado de datos de alto nivel.

Los modelos de datos físicos describen cómo se almacenan los datos en el computador, al representar información como los formatos y ordenamientos de los registros y los caminos de acceso. Un **camino de acceso** es una estructura que hace eficiente la búsqueda de registros específicos de la base de datos. Hablaremos de las técnicas de almacenamiento físico y de las estructuras de acceso en los capítulos 4 y 5.

2.1.2 *Esquemas y ejemplares*

En cualquier modelo de datos es importante distinguir entre la *descripción* de la base de datos y la *base de datos misma.* La descripción se conoce como **esquema de la base de datos (o metadatos).** Este esquema se especifica durante el diseño y no es de esperar que se modifique muy a menudo. En la mayoría de los modelos de datos se utilizan ciertas convenciones para representar los esquemas en forma de diagramas, así que la representación de un esquema se denomina **diagrama del esquema.** En la figura 2.1 se muestra un diagrama esquemático de la base de datos de la figura 1.2; el diagrama presenta la estructura de todos los tipos de registros pero no los ejemplares reales de los registros. A cada uno de los objetos del esquema —como ESTUDIANTE o CURSO— se le llama **elemento del esquema.**

Los diagramas de esquema sólo ilustran *algunos aspectos* del esquema, como los nombres de los tipos de registros y de los elementos de información, y algunas clases de restricciones. No se especifican otros aspectos en los diagramas del esquema; por ejemplo, la figura 2.1 no muestra el tipo de datos de cada elemento de información ni los vínculos entre los diferentes archivos. Muchos tipos de restricciones no se representan en los diagramas de esquema; por ejemplo, es bastante difícil representar una restricción como "los estudiantes de la carrera de ciencias de la computación deben cursar CICO1310 antes de terminar el segundo año".

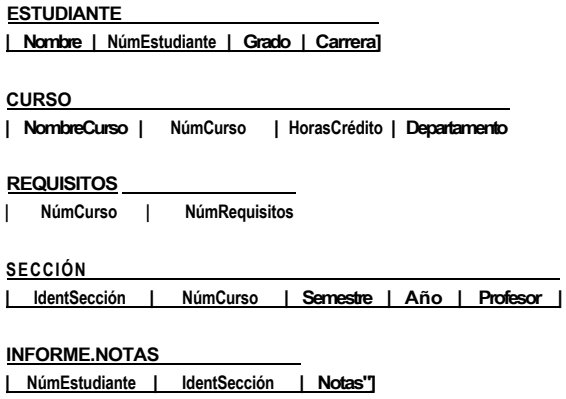


Figura 2.1 Diagrama de esquema para la base de datos de la figura **1.2.**

Los datos reales de la base de datos pueden cambiar con mucha frecuencia; por ejemplo, la base de datos de la figura 1.2 cambia cada vez que agregamos un nuevo estudiante o introducimos una nueva nota de algún estudiante. Los datos que la base de datos contiene en un determinado momento se denominan estado de la base de datos (o conjunto de ocurren* cias o ejemplares). En un estado dado de la base de datos, cada elemento del esquema tiene su propio *conjunto actual* de ejemplares; por ejemplo, el elemento ESTUDIANTE contendrá como ejemplares el conjunto de entidades estudiante individuales (registros). Es posible construir muchos estados de la base de datos que correspondan a un esquema en particular. Cada vez que insertamos o eliminamos un registro, o que modificamos el valor de un elemento de información, transformamos un estado de la base de datos en otro.

La distinción entre el esquema y el estado de la base de datos es muy importante. Cuando definimos una nueva base de datos, sólo especificamos su esquema al SGBD. En ese momento, el estado correspondiente de la base de datos es el "estado vacío", sin datos. Cuando cargamos éstos por primera vez, la base de datos pasa al "estado inicial". De ahí en adelante, siempre que se aplique una operación de actualización a la base de datos, tendremos otro estado. El SGBD se encarga en parte de asegurar que *todos* los estados de la base de datos sean estados válidos; esto es, que satisfagan la estructura y las restricciones especificadas en el esquema. Por tanto, es en extremo importante especificar un esquema correcto para el SGBD, y debemos tener muchísimo cuidado al diseñarlo. El SGBD almacena el esquema en su catálogo, de modo que el software del SGBD pueda consultarlo siempre que necesite hacerlo. En ocasiones, al esquema se le llama intensión, y a un estado de la base de datos, extensión del esquema.

2.2 Arquitectura de un SGBD e independencia con respecto a los datos

Hay tres características importantes inherentes al enfoque de las bases de datos, mencionadas en la sección 1.3, que son (a) la separación entre los programas y los datos (independencia con respecto a los programas y datos y con respecto a los programas y operaciones); (b) el manejo de múltiples vistas de usuario, y (c) el empleo de un catálogo para almacenar la descripción (esquema) de la base de datos. En esta sección especificaremos una arquitectura para los sistemas de bases de datos, denominada arquitectura de tres esquemas,* propuesta como ayuda para contar con estas características. Después, analizaremos el concepto de independencia con respecto a los datos.

2.2.1 *La arquitectura de tres esquemas*

El objetivo de la arquitectura de tres esquemas, que ilustramos en la figura 2.2, consiste en formar una separación entre las aplicaciones del usuario y la base de datos física. En esta arquitectura, los esquemas se pueden definir en los tres niveles siguientes:

*También se le conoce como arquitectura ANSI/SPARC, por el comité que la propuso (Tsichritzis y Klug 1978).

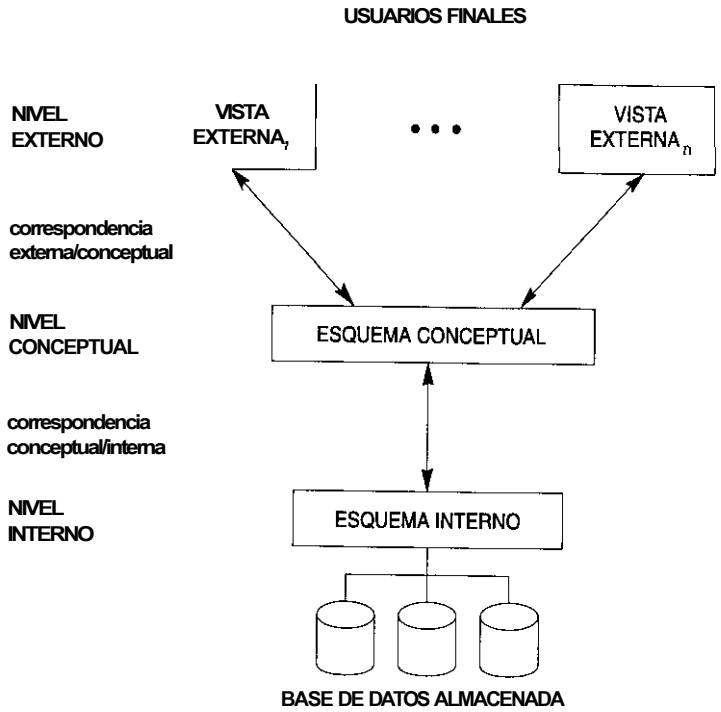


Figura 2.2 Arquitectura de tres esquemas.

1. El nivel interno tiene un esquema interno, que describe la estructura física de almacenamiento de la base de datos. El esquema interno emplea un modelo físico de los datos y describe todos los detalles para su almacenamiento, así como los caminos de acceso para la base de datos.
2. El nivel conceptual tiene un esquema conceptual, que describe la estructura de toda la base de datos para una comunidad de usuarios. El esquema conceptual oculta los detalles de las estructuras físicas de almacenamiento y se concentra en describir entidades, tipos de datos, vínculos, operaciones de los usuarios y restricciones. En este nivel podemos usar un modelo de datos de alto nivel o uno de implementación.
3. El nivel externo o de vistas incluye varios esquemas externos o vistas de usuario. Cada esquema externo describe la parte de la base de datos que interesa a un grupo de usuarios determinado, y oculta a ese grupo el resto de la base de datos. En este nivel podemos usar un modelo de datos de alto nivel o uno de implementación.

En su mayoría, en los SGBD no se distinguen del todo los tres niveles, pero en algunos de ellos se cuenta, en cierta medida, con la arquitectura de tres esquemas. Algunos SGBD incluyen detalles del nivel físico en el esquema conceptual. En casi todos los SGBD que manejan vistas de usuario, los esquemas externos se especifican en el mismo modelo de datos que describe la información a nivel conceptual. Con algunos SGBD es posible utilizar diferentes modelos de datos en los niveles conceptual y externo.

Cabe señalar que los tres esquemas no son más que descripciones de los datos; los únicos datos que existen *realmente* están en el nivel físico. En un SGBD basado en la arquitectura de tres esquemas, cada grupo de usuarios hace referencia exclusivamente a su propio esquema externo; por tanto, el SGBD debe transformar una solicitud expresada en términos de un esquema externo a una solicitud expresada en términos del esquema conceptual, y luego a una solicitud en el esquema interno que se procesará sobre la base de datos almacenada. Si la solicitud es una obtención de datos, será preciso modificar el formato de la información extraída de la base de datos almacenada para que coincida con la vista externa del usuario. El proceso de transformar solicitudes y resultados de un nivel a otro se denomina correspondencia o transformación *(mapping).* Estas correspondencias pueden requerir bastante tiempo, por lo que algunos SGBD —sobre todo los que deben manejar bases de datos pequeñas— no cuentan con vistas externas. Sin embargo, incluso en tales sistemas, es preciso realizar algunas correspondencias para transformar solicitudes entre los niveles conceptual e interno.

2.2.2 *Independencia con respecto a los datos*

La arquitectura de tres esquemas puede servir para explicar el concepto de independencia con respecto **a** los datos, que podemos definir como la capacidad para modificar el esquema en un nivel del sistema de base de datos sin tener que modificar el esquema del nivel inmediato superior. Podemos definir dos tipos de independencia con respecto a los datos:

1. La independencia lógica con respecto **a** los datos es la capacidad de modificar el esquema conceptual sin tener que alterar los esquemas externos ni los programas de aplicación. Podemos modificar el esquema conceptual para ampliar la base de datos (añadiendo un nuevo tipo de registro o un elemento de información), o para reducir la base de datos (eliminando un tipo de registro o un elemento de información). En el segundo caso, la modificación no deberá afectar los esquemas externos que sólo se refieran a los datos restantes. Por ejemplo, el esquema externo de la figura 1.4(a) no deberá alterarse si se modifica el archivo INFORME_NOTAS de la figura 1.2 para convertirlo en el que aparece en la figura 1.5(a). Si en el SGBD se cuenta con independencia lógica con respecto a los datos, sólo será preciso modificar la definición de la vista y las correspondencias. Los programas de aplicación que hagan referencia a los elementos del esquema externo deberán funcionar igual que antes después de una reorganización lógica del esquema conceptual. Además, las restricciones podrán modificarse en el esquema conceptual sin afectar los esquemas externos.
2. La independencia física con respecto **a** los datos es la capacidad de modificar el esquema interno sin tener que alterar el esquema conceptual (o los externos). Tal vez sea preciso modificar el esquema interno por la necesidad de reorganizar ciertos archivos físicos —por ejemplo, al crear estructuras de acceso adicionales— a fin de mejorar el rendimiento de las operaciones de obtención o actualización. Si la base de datos aún contiene los mismos datos, no deberá ser necesario modificar el esquema conceptual. Por ejemplo, si se establece un camino de acceso para agilizar la obtención de los registros de SECCIÓN (Fig. 1.2) por Semestre y Año, no será necesario modificar una consulta como "listar todas las secciones que se ofrecieron en el otoño de 1991", aunque el SGBD podrá ejecutarla con mayor eficacia si aprovecha el nuevo

camino de acceso. Dado que la *independencia física con respecto a los datos* se refiere sólo a la separación entre las aplicaciones y las estructuras físicas de almacenamiento, es más fácil de lograr que la independencia lógica con respecto a los datos.

En todo SGBD de múltiples niveles es preciso ampliar el catálogo de modo que incluya información sobre cómo establecer la correspondencia entre las solicitudes y los datos entre los diversos niveles. El SGBD utiliza software adicional para realizar estas correspondencias haciendo referencia a la información de correspondencia que se encuentra en el catálogo. La independencia con respecto a los datos se logra porque, al modificarse el esquema en algún nivel, el esquema del nivel inmediato superior permanece sin cambios; sólo se modifica la correspondencia entre los dos niveles. No es preciso modificar los programas de aplicación que hacen referencia al esquema del nivel superior. Por tanto, la arquitectura de tres niveles puede facilitar el logro de la verdadera independencia con respecto a los datos, tanto física como lógica. Sin embargo, los dos niveles de correspondencia implican un gasto extra durante la compilación o la ejecución de una consulta o de un programa, lo cual reduce la eficiencia del SGBD. Por ello, son pocos los SGBD que han implementado la arquitectura de tres esquemas completa.

23 Lenguajes e interfaces de bases de datos

En la sección 1.4 hemos visto cuáles son los diversos tipos de usuarios que emplean un SGBD. Este debe ofrecer lenguajes e interfaces apropiadas para cada categoría de usuarios. En esta sección examinaremos los tipos de lenguajes e interfaces que ofrecen los SGBD, así como las categorías de usuarios a las que va dirigida cada interfaz.

23.1 *Lenguajes del SGBD*

Una vez que se ha completado el diseño de una base de datos y se ha elegido un SGBD para su implementación, el primer paso será especificar los esquemas conceptual e interno de la base de datos y cualesquiera correspondencias entre ambos. En muchos SGBD en los que no se mantiene una separación estricta de niveles, el DBA y los diseñadores de la base de datos utilizan un mismo lenguaje, el lenguaje de definición de datos **(DDL:** *data definition language)*, para definir ambos esquemas. El SGBD contará con un compilador de DDL cuya función será procesar enunciados escritos en el DDL para identificar las descripciones de los elementos de los esquemas y almacenar la descripción del esquema en el catálogo del SGBD.

Cuando en los SGBD se mantenga una clara separación entre los niveles conceptual e interno, el DDL servirá solamente para especificar el esquema conceptual. Se utiliza otro lenguaje, el lenguaje de definición de almacenamiento **(SDL:** *storage definition language),* para especificar el esquema interno. Las correspondencias entre los dos esquemas se pueden especificar en cualquiera de los dos lenguajes. Para una verdadera arquitectura de tres esquemas, necesitaríamos un tercer lenguaje, el lenguaje de definición de vistas **(VDL:** *view definition language),* para especificar las vistas del usuario y sus correspondencias con el esquema conceptual. Una vez que se han compilado los esquemas de la base de datos y que en ésta se han introducido datos, los usuarios requerirán algún mecanismo para manipularla. Las operaciones de manipulación más comunes son la obtención, la inserción, la eliminación y la modificación de los datos. El SGBD ofrece un lenguaje de manipulación de datos **(DML:** *data manipulation language)* para estos fines.

En los SGBD actuales no se acostumbra distinguir entre los tipos de lenguajes mencionados; más bien, se utiliza un amplio lenguaje integrado que cuenta con elementos para definir esquemas conceptuales, definir vistas, manipular datos y definir su almacenamiento. Un ejemplo representativo es el lenguaje de bases de datos relaciónales SQL (véase el Cap. 7), que representa una combinación de DDL, VDL, DML y SDL, aunque el componente de SDL está siendo retirado del lenguaje.

Son dos los principales tipos de DML. Los DML de alto nivel o no por procedimientos se pueden utilizar de manera independiente para especificar operaciones complejas de base de datos en forma concisa. En muchos SGBD es posible introducir interactivamente instrucciones de DML de alto nivel desde una terminal o bien incorporados en un lenguaje de programación de propósito general. En el segundo caso, es preciso identificar los enunciados de DML dentro del programa para que el SGBD pueda procesarlos. Los DML de bajo nivel o por procedimientos *deben* estar incorporados en un lenguaje de programación de propósito general. Por lo regular, este tipo de DML obtiene registros individuales de la base de datos y los procesa por separado; por tanto, necesita utilizar elementos del lenguaje de programación, como la creación de ciclos, para obtener y procesar cada registro individual de un conjunto de registros. Por esta razón, los DML de bajo nivel se conocen también como DML de re* gistro por registro. Los DML de alto nivel, como SQL, pueden especificar y recuperar muchos registros con una sola instrucción de DML, y es por ello que se les llama DML de conjunto por conjunto u orientados a conjuntos. Las consultas en los DML de alto nivel suelen especificar *qué* datos hay que obtener, y no *cómo* obtenerlos; por ello, tales lenguajes se denominan también declarativos.

Siempre que las órdenes de un DML, sean de alto o de bajo nivel, se incorporen en un lenguaje de programación de propósito general, a ese lenguaje se le llamará lenguaje anfitrión, y al DML, sublenguaje de datos. En los SGBD más recientes, como los sistemas orientados a objetos, el lenguaje anfitrión y el sublenguaje de datos suelen formar un solo lenguaje integrado, como C · · . Por otro lado, los DML de alto nivel empleados de manera interactiva e independiente se denominan lenguajes de consulta. En general, las órdenes tanto de obtención como de actualización de datos de un DML de alto nivel se pueden utilizar interactivamente, así que se consideran parte del lenguaje de consulta.[1]

Por lo regular, los usuarios finales esporádicos emplean un lenguaje de consulta de alto nivel para especificar sus solicitudes, en tanto que los programadores utilizan el DML en su forma incorporada. Para los usuarios simples y paramétricos casi siempre se incluyen interfaces amables con el usuario que permiten interactuar con la base de datos; éstas también pueden aprovecharlas los usuarios esporádicos y otros que no deseen aprender los detalles de un lenguaje de consulta de alto nivel. En seguida analizaremos estostipos de interfaces.

23.2 *Interfaces de SGBD*

Entre las interfaces amables con el usuario que pueden ofrecer los SGBD están las siguientes:

Interfaces basadas en menús. Estas interfaces presentan al usuario listas de opciones, llamadas menús, que guían al usuario para formular solicitudes. Los menús hacen innecesario memorizar las órdenes y la sintaxis específicas de un lenguaje de consulta, pues permiten

[1] En vista del significado de la palabra *consulta* en español, sólo debería usarse en realidad para describir la obtención de datos, no la actualización.

construir la solicitud paso por paso eligiendo las opciones de los menús que el sistema presenta. Los menús desplegables son una técnica cada vez más socorrida en las interfaces del usuario basadas en ventanas, y a menudo se utilizan en las interfaces para hojear, que permiten al usuario examinar el contenido de una base de datos en una forma no estructurada.

Interfaces gráficas. Las interfaces gráficas suelen presentar al usuario los esquemas en forma de diagrama, y éste puede entonces especificar una consulta manipulando el diagrama. En muchos casos, las interfaces gráficas se combinan con menús. Casi todas estas interfaces se valen de un dispositivo apuntador, como el ratón *(mouse),* para escoger ciertas partes del diagrama de esquema que se exhibe.

Interfaces basadas en formas. Las interfaces basadas en formas presentan una forma a cada usuario. Este puede entonces llenar todos los espacios de la forma para insertar datos nuevos, o bien llenar sólo ciertos espacios, en cuyo caso el SGBD obtendrá los registros que coincidan con los datos especificados. Las formas suelen diseñarse y programarse para los usuarios simples como interfaces de transacciones programadas. Muchos SGBD cuentan con lenguajes especiales, los *lenguajes de especificación deformas,* con los que los programadores pueden especificar dichas formas. Algunos sistemas cuentan con utilerías que definen formas al permitir que el usuario construya interactivamente una forma de muestra en la pantalla.

Interfaces de lenguaje natural. Estas interfaces aceptan solicitudes escritas en inglés o en algún otro idioma e intentan "entenderlas". Las interfaces de lenguaje natural suelen tener su propio "esquema", similar al esquema conceptual de la base de datos. La interfaz consulta las palabras de su esquema, y también un conjunto de palabras estándar, para interpretar la solicitud. Si la interpretación tiene éxito, la interfaz genera una consulta de alto nivel que corresponde a la solicitud en lenguaje natural y la envía al SGBD para su procesamiento; en caso contrario, se inicia un diálogo con el usuario para esclarecer la solicitud.

Interfaces para usuarios paramétricos. Los usuarios paramétricos, como los cajeros de un banco, a menudo tienen un conjunto pequeño de operaciones que deben realizar repetidamente. Los analistas de sistemas y los programadores diseñan e implementan una interfaz especial para una clase conocida de usuarios simples. Casi siempre se incluye un conjunto reducido de órdenes abreviadas, con el fin de reducir al mínimo el número de digitaciones requeridas para cada solicitud. Por ejemplo, se pueden programar las teclas de funciones de una terminal para que inicien las diversas órdenes. Con esto el usuario paramétrico puede trabajar con el menor número de digitaciones posible.

Interfaces para el **DBA.** En su mayoría, los sistemas de base de datos contienen órdenes privilegiadas que sólo el personal del DBA puede utilizar. Entre ellas están las órdenes para crear cuentas, establecer los parámetros del sistema, otorgar autorizaciones a las cuentas, modificar los esquemas y reorganizar la estructura de almacenamiento de una base de datos.

2.4 El entorno de un sistema de base de datos*

Los SGBD son sistemas de software muy complejos. En esta sección estudiaremos los tipos de componentes del software que constituyen un SGBD y los tipos de software del sistema de cómputo con los cuales interactúa el SGBD.

2.4.1 *Módulos componentes de un SGBD*

La figura 2.3 ilustra los componentes de un SGBD representativo. La base de datos y el catálogo del SGBD casi siempre se almacenan en disco. El acceso al disco suele controlarlo primordialmente el *sistema operativo* (OS: *operating system),* que programa la entrada/salida del disco. Un módulo gestor de datos almacenados del SGBD, de más alto nivel, controla el acceso a la información del SGBD almacenada en el disco, ya sea que forme parte de la base de datos o del catálogo. Las líneas punteadas y los círculos rotulados A, B, C, D y E en la figura 2.3 ilustran accesos que están bajo el control de este gestor de datos almacenados. Este último puede emplear servicios básicos del OS para transferir los datos de bajo nivel entre el disco y la memoria principal del computador, pero controla otros aspectos de la transferencia de datos, como el manejo de las áreas de almacenamiento intermedio *(buffers)* en la memoria principal. Una vez que los datos estén en dicho almacenamiento intermedio, otros módulos del SGBD podrán procesarlos.

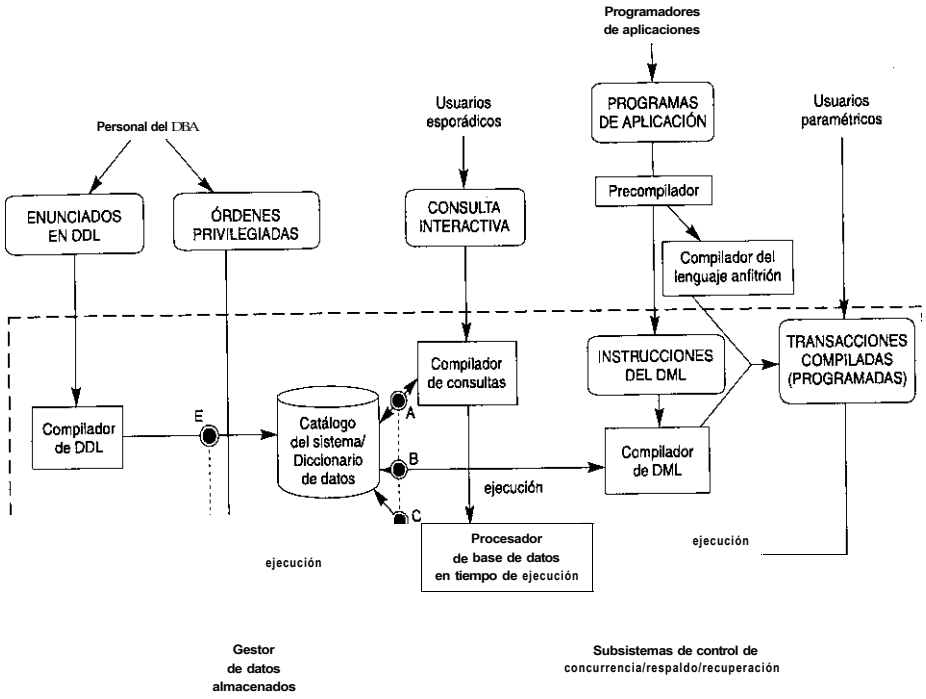


Figura 2.3 Componentes de un SGBD. Las líneas punteadas indican accesos que están bajo el control del gestor de datos almacenados.

El compilador de **DDL** procesa las definiciones de esquemas, especificadas en el DDL, y almacena las descripciones de los esquemas (metadatos) en el catálogo del SGBD. El catálogo contiene información como los nombres de los archivos y de los elementos de información, los detalles de almacenamiento de cada archivo, la información de correspondencia entre los esquemas y las restricciones. Los módulos del SGBD que necesiten conocer esta información deberán consultar el catálogo.

El procesador de la base de datos en tiempo de ejecución se encarga de los accesos a ella durante la ejecución; recibe operaciones de obtención o de actualización y las ejecuta sobre la base de datos. El acceso al disco se tiene mediante el gestor de datos almacenados. El compilador de consultas maneja las consultas de alto nivel que se introducen interactivamente. Analiza la sintaxis y el contenido de las consultas y luego genera llamadas al procesador en tiempo de ejecución para atender la solicitud.

El precompilador extrae órdenes en DML de un programa de aplicación escrito en un lenguaje de programación anfitrión. Estas órdenes se envían al compilador de **DML** para convertirlas en código objeto para el acceso a la base de datos, y el resto del programa se envía al compilador del lenguaje anfitrión. El código objeto de las órdenes en DML y el del resto del programa se enlazan, formando una transacción programada cuyo código ejecutable incluye llamadas al procesador de la base de datos durante el tiempo de ejecución.

Con la figura 2.3 no se intenta describir un SGBD específico; más bien, lo utilizamos para ilustrar los módulos representativos de un SGBD. El SGBD interactúa con el sistema operativo cuando se requiere acceso al disco (a la base de datos o al catálogo). Si muchos usuarios comparten el mismo sistema de cómputo, el OS programará las solicitudes de acceso a disco del SGBD junto con otros procesos. El SGBD también se comunica con los compiladores de los lenguajes de programación anfitriones, y puede ofrecer interfaces amables con el usuario como ayuda para cualesquiera de los tipos de usuarios mostrados en la figura 2.3 cuando especifican sus solicitudes.

2.4.2 *Utilerías del sistema de base de datos*

Además de los módulos de software que acabamos de describir, casi todos los SGBD cuentan con utilerías de base de datos que ayudan al DBA a manejar el sistema. Las utilerías comunes efectúan los siguientes tipos de funciones:

Carga: Se utiliza una utilería de carga para cargar archivos de datos ya existentes —como archivos de texto o secuenciales— en la base de datos. Por lo regular se especifican a la utilería el formato actual (fuente) de los datos y la estructura de archivos de la base de datos deseada (destino). En seguida, la utilería modifica automáticamente el formato de los datos y los almacena en la base de datos. Con la proliferación de los SGBD, la transferencia de datos de un SGBD a otro se ha vuelto cosa común en muchas organizaciones. Algunos proveedores ahora ofrecen productos que generan los programas de carga apropiados, de acuerdo con las descripciones de almacenamiento de las bases de datos fuente y destino (esquemas internos). Un ejemplo es el sistema EXTRACT de Evolutionary Technologies. Estos paquetes se denominan también herramientas de conversión.

Respaldo: Las utilerías de respaldo crean una copia de seguridad de la base de datos, casi siempre virtiendo toda la base de datos en cinta. La copia de seguridad puede servir para restaurar la base de datos en caso de un fallo catastrófico.

Reorganización de archivos: Esta utilería puede servir para modificar la organización de los archivos de la base de datos con el fin de mejorar el rendimiento.

Vigilancia del rendimiento: Las utilerías de este tipo vigilan la utilización de la base de datos y proporcionan datos estadísticos al DBA, el cual los utiliza para decidir, por ejemplo, si conviene reorganizar los archivos a fin de mejorar el rendimiento.

Puede haber otras utilerías para ordenar archivos, comprimir datos, vigilar los accesos de los usuarios y efectuar otras funciones. Otra utilería que puede resultar muy provechosa en las organizaciones grandes es un sistema de diccionario de datos expandido. Además de almacenar información del catálogo relativa a los esquemas y las restricciones, el diccionario de datos guarda información de otra índole, como decisiones de diseño, normas de utilización, descripciones de los programas de aplicación e información sobre los usuarios. Los usuarios o el DBA pueden tener acceso a esta información en caso de necesitarla. Las utilerías del diccionario de datos son similares al catálogo del SGBD, pero contienen información más amplia y variada, y las utilizan principalmente los usuarios, no el software del SGBD. La combinación de catálogo/diccionario de datos, a la que tienen acceso tanto los usuarios como el SGBD, se denomina directorio de datos o diccionario de datos activo. Si un diccionario de datos es accesible para los usuarios y para el DBA, pero no para el software del SGBD, se le llama pasivo.

2.4.3 *Recursos de comunicaciones*

El SGBD también debe interactuar con software de comunicaciones, cuya función es permitir que los usuarios situados en lugares remotos respecto al sistema de base de datos tengan acceso a éste a través de terminales de computador, estaciones de trabajo o sus microcomputadores o minicomputadores locales. Éstos se conectan al sitio de la base de datos por medio de equipos de comunicación de datos: líneas telefónicas, redes de larga distancia o dispositivos de comunicación por satélite. Muchos sistemas comerciales de bases de datos tienen paquetes de comunicaciones que funcionan con el SGBD. El sistema integrado de SGBD y comunicación de datos se denomina sistema DB/DC ***(database/data Communications).***

Por añadidura, algunos SGBD distribuidos están físicamente dispersos en varias máquinas. En este caso, se requieren redes de comunicaciones para conectar las máquinas. Con frecuencia se trata de *redes de área local* (LAN: *local área networks),* pero también pueden ser de otro tipo. El término arquitectura cliente-servidor se usa para caracterizar un SGBD cuando la aplicación se ejecuta físicamente en una máquina, llamada cliente, y otra, el servidor, se encarga del almacenamiento y el acceso a los datos. Los proveedores ofrecen diversas combinaciones de clientes y servidores; por ejemplo, un servidor para varios clientes.

2.5 Clasificación de los sistemas de gestión de bases de datos*

El principal criterio que suele utilizarse para clasificar los SGBD es el modelo de datos en que se basan. Los modelos de datos empleados con mayor frecuencia en los SGBD comerciales actuales son el relacional, el de red y el jerárquico. Algunos SGBD recientes se basan en modelos

orientados a objetos o conceptuales. Clasificaremos los SGBD como relaciónales, de red, jerárquicos, orientados a objetos y otros.

Un segundo criterio para clasificar los SGBD es el número de usuarios a los que da servicio el sistema. Los sistemas monousuario sólo atienden a un usuario a la vez, y su principal uso se da en los computadores personales. Los sistemas multiusuario, entre los que se cuentan la mayor parte de los SGBD, atienden a varios usuarios al mismo tiempo.

Un tercer criterio es el número de sitios en los que está distribuida la base de datos. Casi todos los SGBD son centralizados; esto es, sus datos se almacenan en un solo computador. Los SGBD centralizados pueden atender a varios usuarios, pero el SGBD y la base de datos en sí residen por completo en un solo computador. En los **SGBD** distribuidos **(SGBDD)** la base de datos real y el software del SGBD pueden estar distribuidos en varios sitios, conectados por una red de computadores. Los **SGBDD** homogéneos utilizan el mismo software de SGBD en múltiples sitios. Una tendencia reciente consiste en crear software para tener acceso a varias bases de datos autónomas preexistentes almacenadas en SGBD heterogéneos. Esto da lugar a los **SGBD** federados (o sistemas multibase de datos) en los que los SGBD participantes están débilmente acoplados y tienen cierto grado de autonomía local. Muchos SGBDD emplean una arquitectura cliente-servidor. Hablaremos de los SGBDD y de la arquitectura cliente-servidor en el capítulo 23.

Un cuarto criterio es el costo del SGBD. La mayor parte de los paquetes de SGBD cuestan entre 10 000 y 100 000 dólares estadounidenses. Los sistemas monousuario más económicos para microcomputadores tienen un costo de entre $100 y $3000. En el otro extremo, unos cuantos paquetes muy completos cuestan más de $100 000.

También podemos clasificar los SGBD con base en los tipos de camino de acceso de que disponen para almacenar los archivos. Una familia muy conocida de SGBD se basa en estructuras de archivos invertidos. Por último, los SGBD pueden ser de propósito general o de propósito especial. Cuando el rendimiento es de primordial importancia, se puede diseñar y construir un SGBD de propósito especial para una aplicación específica, y este sistema no servirá para otras aplicaciones. Muchos sistemas de reservaciones de líneas aéreas y de directorio telefónico son SGBD de propósito especial, y pertenecen a la categoría de sistemas de procesamiento de transacciones en línea **(OLTP:** *onAine transaction processing),* que deben atender un gran número de transacciones concurrentes sin imponer retrasos excesivos.

Analicemos brevemente el criterio principal con que se clasifican los SGBD: el modelo de datos. El modelo de datos relacional representa una base de datos como una colección de tablas, cada una de las cuales se puede almacenar en forma de archivo individual. La base de datos de la figura 1.2 se mostró de manera muy similar a una representación relacional. Casi todas las bases de datos relaciónales tienen lenguajes de consulta de alto nivel y manejan una forma limitada de vistas de usuario. En los capítulos 6 al 9 analizaremos el modelo relacional, sus lenguajes y operaciones, así como un ejemplo de sistema.

El modelo de datos de red representa los datos como tipos de registros y también representa un tipo limitado de vínculos 1:N, llamado tipo de conjunto. La figura 2.4 muestra en forma de diagrama un esquema de red para la base de datos de la figura 1.2, donde los tipos de registros aparecen como rectángulos y los tipos de conjuntos como flechas dirigidas rotuladas. El modelo de red, también conocido como modelo CODASYL DBTG,[11] tiene un lenguaje de registro por

[11] CODASYL DBTG significa Conférence on Data Systems Language Data Base Task Group (grupo de trabajo sobre bases de datos de la conferencia sobre lenguajes de sistemas de datos), que es el comité que especificó el modelo de red y su lenguaje.

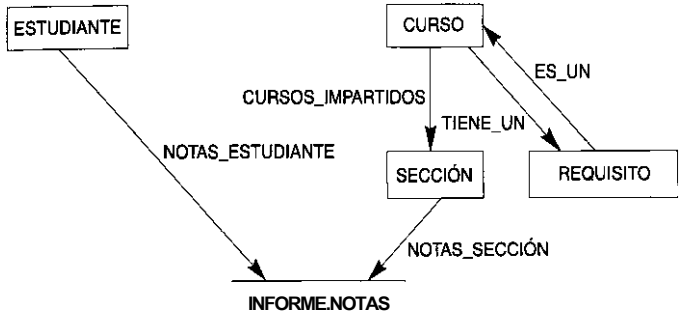


Figura 2.4 Esquema de red.

registro asociado que se debe incorporar en un lenguaje de programación anfitrión. Presentaremos el modelo de red y su lenguaje en el capítulo 10.

El modelo jerárquico representa los datos como estructuras jerárquicas de árbol. Cada jerarquía representa varios registros relacionados entre sí. No existe un lenguaje estándar para el modelo jerárquico, aunque la mayor parte de los SGBD jerárquicos cuentan con lenguajes de registro por registro. Trataremos el modelo jerárquico en el capítulo 11.

El modelo orientado a objetos define una base de datos en términos de objetos, sus propiedades y sus operaciones. Los objetos con la misma estructura y comportamiento pertenecen a una cíase, y las clases se organizan en jerarquías o grafos acíclicos. Las operaciones de cada clase se especifican en términos de procedimientos predefinidos llamados métodos. Ya hay ahora en el mercado varios sistemas basados en el paradigma orientado a objetos. Además, los SGBD relaciónales han estado extendiendo sus modelos para incorporar conceptos orientados a objetos y otras capacidades; a éstos se les conoce como sistemas relaciónales extendidos. Analizaremos con detalle los modelos orientados a objetos en el capítulo 22.

En el siguiente capítulo presentaremos los conceptos del modelo de entidad-vínculo, un modelo de datos conceptual de alto nivel que ha adquirido gran popularidad en el diseño de bases de datos.

2.6 Resumen

En este capítulo presentamos los conceptos más importantes empleados en los sistemas de bases de datos. Definimos qué es un modelo de datos y distinguimos tres categorías principales de modelos de datos:

- Modelos de datos de alto nivel o conceptuales (entidad—vínculo).
- Modelos de datos de implementación (basados en registros, orientados a objetos).
- Modelos de datos de bajo nivel, o físicos.

Establecimos la diferencia entre el esquema, o descripción de una base de datos, de la base de datos en sí misma. El esquema no cambia muy a menudo, en tanto que la base de datos cambia cada vez que se insertan, eliminan o modifican datos. En seguida describimos la arquitectura de SGBD de tres esquemas, que contempla tres niveles de esquemas:

- Los esquemas externos, que describen las visitas de diferentes grupos de usuarios.
- El esquema conceptual, que es una descripción de alto nivel de toda la base de datos.
- El esquema interno, que describe las estructuras de almacenamiento de la base de datos.

Todo SGBD que separe claramente los tres niveles deberá tener correspondencias entre los esquemas para transformar las solicitudes y resultados de un nivel al siguiente. La mayoría de los SGBD no separan los tres niveles por completo. Utilizamos la arquitectura de tres esquemas para definir los conceptos de independencia lógica y física con respecto a los datos.

En la sección 2.3 estudiamos los principales tipos de lenguajes que manejan los SGBD. Los lenguajes de definición de datos (DDL) sirven para definir el esquema conceptual de la base de datos. En casi todos los SGBD, el DDL define también las vistas de usuario y las estructuras de almacenamiento; en otros SGBD hay lenguajes individuales (VDL, SDL) para especificar vistas y estructuras de almacenamiento. El SGBD compila todas las definiciones de esquemas y las almacena en el catálogo del SGBD. Los lenguajes de manipulación de datos (DML) sirven para especificar operaciones de obtención y actualización de datos. Los DML pueden ser de alto nivel (no por procedimientos) o de bajo nivel (por procedimientos). Un DML de alto nivel puede estar incorporado en un lenguaje de programación anfitrión, o emplearse como lenguaje independiente; en el segundo caso suele recibir el nombre de lenguaje de consulta.

Analizamos los diferentes tipos de interfaces que ofrecen los SGBD, y los tipos de usuarios con los que está asociada cada interfaz. En seguida hablamos del entorno del sistema de base de datos, los componentes usuales del software del SGBD y las utilerías del SGBD que ayudan a los usuarios y al DBA a llevar a cabo sus tareas.

Por último, clasificamos los SGBD de acuerdo con el modelo de datos, el número de usuarios, el número de sitios, el costo, el tipo de caminos de acceso y la generalidad. La clasificación más importante de los SGBD se basa en el modelo de datos, e hicimos una breve explicación de los principales modelos que se utilizan en los SGBD comerciales del presente.

Preguntas de repaso

2.1. Defina los siguientes términos: *modelo de datos*, *esquema de base de datos*, *estado de base de datos*, *esquema interno*, *esquema conceptual*, *esquema externo*, *independencia con respecto a los datos*, *DDL*, DML, SDL, VDL, *lenguaje de consulta*, *lenguaje anfitrión*, *sublenguaje de datos*, *utilería de bases de datos*, *diccionario de datos activo*, *diccionario de datos pasivo*, *catálogo*, *arquitectura cliente-servidor*.

2.2. Analice las principales categorías de modelos de datos.

2.3. ¿Qué diferencia hay entre un esquema de base de datos y un estado de base de datos?

2.4. Describa la arquitectura de tres esquemas. ¿Por qué son necesarias las correspondencias entre los distintos niveles de esquemas? ¿De qué manera apoyan esta arquitectura los diferentes lenguajes de definición de esquemas?

2.5. ¿Qué diferencia hay entre la independencia lógica y la independencia física con respecto a los datos? ¿Cual es más fácil de lograr? ¿Por qué?

2.6. ¿Qué diferencia hay entre los DML por procedimientos y no por procedimientos?

2.7. Analice los distintos tipos de interfaces amables con el usuario y los tipos de usuarios que suelen utilizarlas.

2.8. ¿Con qué otro software del computador interactúa un SGBD?

2.9. Analice algunos tipos de utilerías de base de datos y sus funciones.

Ejercicios

2.10. Sugiera diferentes usuarios para la base de datos de la figura 1.2. ¿Qué tipos de aplicaciones necesitaría cada usuario? ¿A qué categoría de usuario pertenecería cada uno, y qué tipo de interfaz necesitaría?

2.11. Escoja una aplicación de base de datos que conozca bien. Diseñe un esquema y prepare una base de datos de muestra para esa aplicación, utilizando la notación de las figuras 2.1 y 1.2. ¿Qué tipos de información y restricciones adicionales querría representar en el esquema? Piense en varios usuarios para su base de datos, y diseñe una vista para cada uno.

Bibliografía selecta

Muchos textos sobre bases de datos analizan los diversos conceptos que presentamos aquí, entre ellos los de Wiederhold (1986), Ullman (1988), Date (1990) y Korth y Silberschatz (1991). Tsichritzis y Lochovsky (1982) es un libro de texto sobre modelos de datos. Tsichritzis y Klug (1978) y Jardine (1977) presentan la arquitectura de tres esquemas, sugerida inicialmente en el informe CODASYL DBTG (1971) y más adelante en un informe del American National Standards Institute (ANSI) (1975).

CAPÍTULO 3

Modelado de datos con el enfoque entidad-vínculo

El objetivo de este capítulo es presentar los conceptos del modelo de entidad-vínculo, o de entidad-relación **(ER:** *Entity-Relationship),* que es un modelo de datos conceptual de alto nivel muy utilizado. Este modelo y sus variaciones se emplean a menudo en el diseño conceptual de aplicaciones de bases de datos, y muchas herramientas de diseño de bases de datos aplican sus conceptos. Describiremos los conceptos básicos de estructuración de datos y las restricciones del modelo ER, y estudiaremos su empleo en el diseño de esquemas conceptuales para aplicaciones de base de datos.

Este capítulo está organizado de la siguiente manera. En la sección 3.1 analizaremos el papel de los modelos de datos conceptuales en el diseño de bases de datos. En la sección 3.2 estudiaremos los requerimientos para un ejemplo de aplicación de base de datos, a fin de ilustrar el empleo de los conceptos del modelo ER. Esta base de datos de ejemplo se usará también en capítulos subsecuentes. En la sección 3.3 presentaremos los conceptos del modelo ER, e introduciremos gradualmente la técnica de diagramación para representar un esquema ER. La sección 3.4 es un repaso de la notación para los diagramas ER, y en la sección 3.5 se analizará el problema de cómo elegir los nombres para los elementos de los esquemas de base de datos. En la sección 3.6 trataremos los vínculos ternarios y de grados más altos. Por último, concluiremos con un resumen en la sección 3.7.

El lector puede pasar por alto la sección 3.6 y examinar superficialmente parte del material con que se cierra la sección 3.3 si así lo desea. Por otro lado, si prefiere una cobertura más completa de los conceptos de modelado de datos y del diseño conceptual de bases de datos, puede continuar con el material del capítulo 21 después de terminar con el 3. En el capítulo 21 describiremos las extensiones del modelo ER que llevan al modelo ER extendido (EER: *Enhanced* ER), incluidas la especialización y la generalización, técnicas para especificar transacciones de alto nivel, y un análisis de las restricciones de integridad.

3.1 Modelos de datos conceptuales de alto nivel para diseño de bases de datos

La figura 3.1 muestra una descripción simplificada del proceso de diseño de bases de datos. El primer paso que aparece es la recolección y análisis de requerimientos, durante la cual los diseñadores entrevistan a los futuros usuarios de la base de datos para entender y documentar sus requerimientos de información. El resultado de este paso será un conjunto de requerimientos del usuario redactado en forma concisa. Estos requerimientos deben especificarse en la forma más detallada y completa que sea posible. En paralelo con la especificación de los requerimentos de datos, conviene especificar los *requerimientos funcionales* conocidos de la aplicación. Estos consisten en las operaciones definidas por el usuario (o transacciones) que se aplicarán a la base de datos, e incluyen la obtención de datos y la actualización. Se acostumbra usar técnicas como los diagramas *de flujos de datos* para especificar los requerimientos funcionales.

Una vez recabados y analizados todos los requerimientos, el siguiente paso es crear un esquema conceptual para la base de datos mediante un modelo de datos conceptual de alto nivel. Este paso se denomina diseño conceptual de **la** base de datos. El esquema conceptual es una descripción concisa de los requerimientos de información de los usuarios, y contiene descripciones detalladas de los tipos de datos, los vínculos y las restricciones; éstas se expresan mediante los conceptos del modelo de datos de alto nivel. Puesto que estos conceptos no incluyen detalles de la implementación, suelen ser más fáciles de entender, de modo que pueden servir para comunicarse con usuarios no técnicos. El esquema conceptual de alto nivel también puede servir como referencia para asegurarse de satisfacer todos los requerimientos de los usuarios y de que no haya conflictos entre dichos requerimientos. Este enfoque permite a los diseñadores de la base de datos concentrarse en especificar las propiedades de los datos, sin preocuparse por detalles del almacenamiento; en consecuencia, tienen menos problemas para elaborar un buen diseño conceptual.

Una vez diseñado el esquema conceptual, es posible utilizar las operaciones básicas del modelo de datos para especificar transacciones de alto nivel que correspondan a las operaciones definidas por el usuario que se hayan identificado durante el análisis funcional. Esto también sirve para confirmar que el esquema conceptual satisfaga todos los requerimientos funcionales identificados. Se puede modificar en este momento el esquema conceptual si no resulta factible especificar algunos requerimientos funcionales en el esquema inicial.

El siguiente paso en este proceso de diseño consiste en implementar de hecho la base de datos con un SGBD comercial. La mayoría de los SGBD disponibles hoy en el mercado utilizan un modelo de datos de implementación, así que el esquema conceptual se traduce del modelo de datos de alto nivel al modelo de datos de implementación. Este paso se denomina diseño lógico de **la** base de datos o transformación de modelos de datos, y su resultado es un esquema de base de datos especificado en el modelo de datos de implementación del SGBD.

El paso final es la fase de diseño físico de **la** base de datos, durante la cual se especifican las estructuras de almacenamiento internas y la organización de los archivos de la base de datos. En paralelo con estas actividades, se diseñan e implementan programas de aplicación en forma de transacciones de base de datos que correspondan a las especificaciones de transacciones de alto nivel. Trataremos el proceso de diseño de bases de datos con mayor detalle en el capítulo 14.

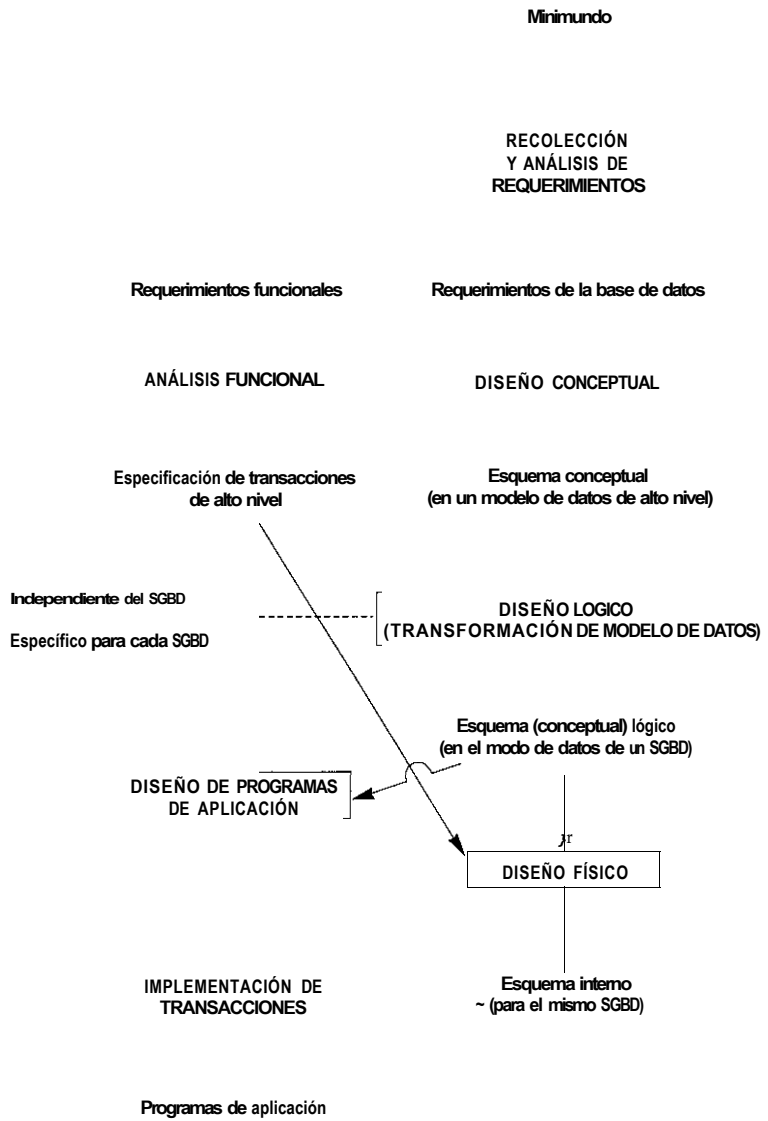


Figura 3.1 Fases del diseño de bases de datos (simplificado).

En este capítulo sólo presentaremos los conceptos del modelo ER que intervienen en el diseño de esquemas conceptuales. Las operaciones de este modelo, que pueden servir para especificar transacciones definidas por el usuario, se verán en el capítulo 21.

3.2 Un ejemplo

En esta sección describiremos una base de datos de ejemplo, llamada COMPAÑÍA, que servirá para ilustrar los conceptos del modelo ER y su uso en el diseño de esquemas. Aquí vamos a mencionar los requerimientos de información de esta base de datos, y en seguida crearemos su esquema conceptual paso por paso al tiempo que presentamos los conceptos de modelado que intervienen en el modelo ER. La base de datos COMPAÑÍA se ocupa de los empleados, departamentos y proyectos de una empresa. Vamos a suponer que, una vez concluida la fase de recolección y análisis de requerimientos, los diseñadores de la base de datos redactaron la siguiente descripción del "minimundo" (la parte de la compañía que se representará en la base de datos):

1. La compañía está organizada en departamentos. Cada departamento tiene un nombre único, un número único y un cierto empleado que lo dirige, y nos interesa la fecha en que dicho empleado comenzó a dirigir el departamento. Un departamento puede estar distribuido en varios lugares.
2. Cada departamento controla un cierto número de proyectos, cada uno de los cuales tiene un nombre y un número únicos, y se efectúa en un solo lugar.
3. Almacenaremos el nombre, número de seguro social, dirección, salario, sexo y fecha de nacimiento de cada empleado. Todo empleado está asignado a un departamento, pero puede trabajar en varios proyectos, que no necesariamente estarán controlados por el mismo departamento. Nos interesa el número de horas por semana que un empleado trabaja en cada proyecto, y también quién es el supervisor de cada empleado.
4. Queremos mantenernos al tanto de los dependientes de cada empleado con el fin de administrar los términos de sus seguros. Almacenaremos el nombre, sexo y fecha de nacimiento de cada dependiente, y su parentesco con el empleado.

La figura 3.2 muestra cómo se puede presentar el esquema de esta aplicación de base de datos mediante la notación gráfica conocida como **diagramas ER.** En la siguiente sección describiremos el proceso de derivar este esquema a partir de los requerimientos declarados —y explicaremos la notación de los diagramas E R — conforme vayamos presentando los conceptos del modelo ER.

3.3 Conceptos del modelo ER

El modelo ER describe los datos como entidades, vínculos y atributos. En la sección 3.3.1 estudiaremos los conceptos de entidades y sus atributos; en la sección 3.3.2 analizaremos los tipos de entidades y los atributos clave; en la sección 3.3.3 veremos los tipos de vínculos y

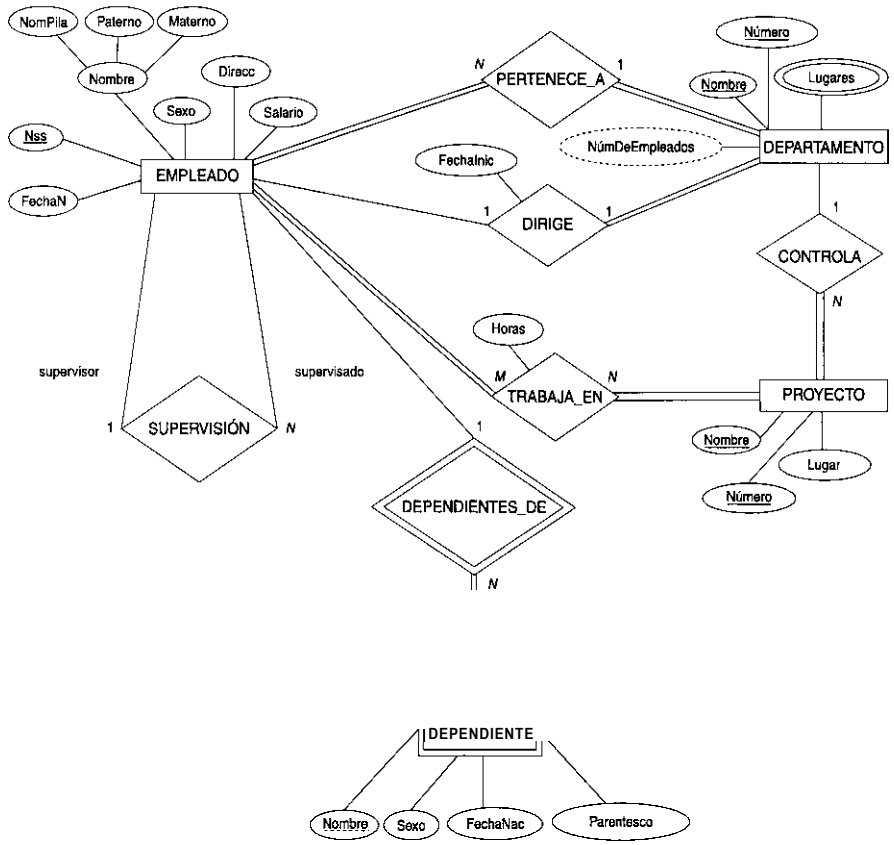


Figura 3.2 Diagrama de esquema ER para la base de datos COMPAÑÍA.

sus restricciones estructurales; en la sección 3.3.4 hablaremos de los tipos de entidades débiles, y en la sección 3.3.5 ilustraremos cómo se usan los conceptos del ER en el diseño de la base de datos COMPAÑÍA.

3.1 *Entidades y atributos*

El objeto básico que se representa en el modelo ER es la entidad: una "cosa" del mundo real con existencia independiente. Una entidad puede ser un objeto con existencia física —una cierta persona, un automóvil, una casa o un empleado— o un objeto con existencia conceptual, como una compañía, un puesto de trabajo o un curso universitario. Cada entidad tiene propiedades específicas, llamadas atributos, que la describen. Por ejemplo, una entidad empleado puede describirse por su nombre, su edad, su dirección, su salario y su puesto de trabajo. Una entidad particular tendrá un valor para cada uno de sus atributos; los valores de los atributos que describen a cada entidad constituyen una parte decisiva de los datos almacenados en la base de datos.

La figura 3.3 muestra dos entidades y los valores de sus atributos. La entidad empleado e tiene cuatro atributos: Nombre, Dirección, Edad y Teléfono; sus valores son "Juan Sánchez", "Valle 2311, Medellín, Colombia 77001", "55", y "713-749-2630", respectivamente. La entidad compañía c_1 tiene tres atributos: Nombre, Ubicación y Presidente; sus valores son "Lubricol", "Medellín" y "Juan Sánchez", respectivamente.

Tipos de atributos. En el modelo ER se manejan varios tipos distintos de atributos: *simples* o *compuestos; monovaluados* o *multivaluados*, y *almacenados* o *derivados*. Primero definiremos estos tipos de atributos e ilustraremos su uso mediante ejemplos; luego presentaremos el concepto de *valor nulo* para un atributo.

Los atributos compuestos se pueden dividir en componentes más pequeños, que representan atributos más básicos con su propio significado independiente. Por ejemplo, el atributo Dirección de la entidad empleado que se muestra en la figura 3.3 se puede subdividir en Domicilio, Ciudad, País y *CP,* con los valores "Valle 2311", "Medellín", "Colombia" y "77001". Los atributos no divisibles se denominan atributos simples o atómicos. Los atributos compuestos pueden formar una jerarquía; por ejemplo, Domicilio aún se podría subdividir en tres atributos simples, Calle, NúmExterior y Númlnterior, como se aprecia en la figura 3.4. El valor de un atributo compuesto es la concatenación de los valores de los atributos simples que lo constituyen.

Los atributos compuestos son útiles para modelar situaciones en las que un usuario en ocasiones hace referencia al atributo compuesto como una unidad, pero otras veces se refiere específicamente a sus componentes. Si sólo se hace referencia al atributo compuesto como un todo, no hay necesidad de subdividirlo en sus atributos componentes. Por ejemplo, si no hay necesidad de referirse a los componentes individuales de una dirección *(CP,* Calle, etc.), la dirección completa se designará como atributo simple.

En su mayoría, los atributos tienen un solo valor para una entidad en particular, y reciben el calificativo de monovaluados. Por ejemplo, Edad es un atributo monovaluado de Persona. Hay casos en los que un atributo puede tener un conjunto de valores para la misma entidad; por ejemplo, un atributo Colores para un automóvil, o un atributo GradosUniversitarios para una persona. Los coches de un solo color sólo tienen un valor de Colores, pero los de dos tonos pueden tener dos. De manera similar, una persona podría no tener grado universitario alguno, otra podría tener uno, y una tercera podría tener dos o más grados; así, diferentes personas pueden tener distintos *números de valores* para el atributo GradosUniversitarios. Los atributos de éste tipo se denominan multivaluados, y pueden tener límites inferior y superior del número de valores para una entidad individual. Por ejemplo, el atributo

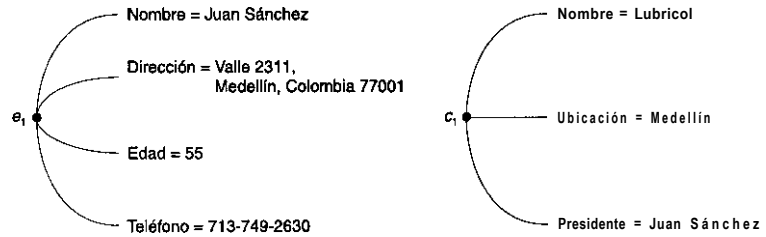


Figura 3.3 Dos entidades y sus valores de atributos.

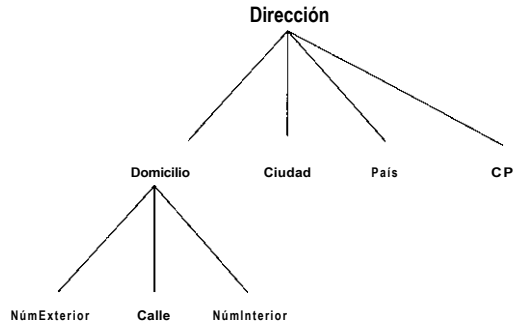


Figura 3.4 Jerarquía de atributos compuestos.

Colores de un automóvil puede tener entre uno y cinco valores, si suponemos que los coches pueden tener como máximo cinco colores.

En algunos casos se relacionan dos (o más) valores de atributos; por ejemplo, los atributos Edad y FechaNacimiento de una persona. Para una entidad persona en particular, el valor de Edad se puede determinar a partir de la fecha actual y el valor de FechaNacimiento de esa persona. Por tanto, se dice que el atributo Edad es un atributo derivado, y que es de* rivable del atributo FechaNacimiento, el cual es un atributo almacenado. Algunos valores de atributos se pueden derivar de *entidades relacionadas;* por ejemplo, es posible derivar un atributo NúmeroDeEmpleados de una entidad departamento si se cuenta el número de empleados relacionados con (que trabajan en) ese departamento.

En algunos casos, una cierta entidad podría no tener ningún valor aplicable para un atributo. Por ejemplo, el atributo NúmInterior de una dirección sólo se aplica a direcciones que corresponden a edificios de departamentos o a condominios, pero no a otros tipos de residencias unifamiliares. De manera similar, un atributo GradosUniversitarios sólo se aplica a personas con grados universitarios. En situaciones de este tipo se crea un valor especial llamado nulo. La dirección de una casa unifamiliar tendría nulo en su atributo NúmInterior, y una persona sin grados universitarios tendría nulo en GradosUniversitarios. También podemos usar nulo si no conocemos el valor de un atributo para una entidad específica; por ejemplo, si no sabemos cuál es el teléfono de "Juan Sánchez" en la figura 3.3. El significado del primer tipo de nulo es no *aplicable,* en tanto que el significado del segundo es *desconocido.* La categoría desconocido del valor nulo puede clasificarse en uno de dos casos. El primero se da cuando se sabe que el valor del atributo existe, pero *falta;* por ejemplo, cuando aparece como nulo el valor del atributo Altura de una persona. El segundo caso ocurre cuando *no se sabe* si el valor del atributo existe; por ejemplo, cuando aparece como nulo el valor del Teléfono de una persona.

3.3.2 Tipos *de entidades, conjuntos de valores y atributos clave*

Por lo regular, una base de datos contiene grupos de entidades que son similares. Por ejemplo, una compañía que da empleo a cientos de empleados seguramente querrá almacenar información similar sobre cada uno de ellos. Estas entidades empleado comparten los mismos atributos, pero cada entidad tiene su propio valor (o valores) para cada atributo. Un tipo de entidades define un conjunto de entidades que poseen los mismos atributos. Cada tipo de

entidades de la base de datos se describe con un nombre y una lista de atributos. La figura 3.5 muestra dos tipos de entidades, llamados EMPLEADO y COMPAÑÍA, y una lista de atributos para cada uno. También se ilustran algunas entidades individuales de cada tipo, junto con los valores de sus atributos.

Los tipos de entidades se representan en los diagramas ER (como en la Fig. 3.2) por medio de rectángulos que encierran el nombre del tipo de entidades. Los nombres de los atributos se encierran en óvalos y se conectan con su tipo de entidades con líneas rectas. Los atributos compuestos se conectan con sus atributos componentes mediante líneas rectas. Los atributos multivaluados aparecen en óvalos de doble contorno.

Un tipo de entidades describe el esquema o la intensión para un *conjunto de entidades* que comparten la misma estructura. Las entidades individuales de un tipo de entidades particular se agrupan en una colección o conjunto de entidades, que se conoce también como extensión del tipo de entidades.

Atributos clave de un tipo de entidades. Una restricción importante de las entidades de un tipo es la restricción de clave o de unicidad de los atributos. Los tipos de entidades casi siempre tienen un atributo cuyo valor es distinto para cada entidad individual. Los atributos de esta naturaleza se denominan atributos clave, y sus valores pueden servir para identificar de manera única a cada entidad. El atriouto Nombre es una clave del tipo de entidad COMPAÑÍA de la figura 3.5, porque no se permite que dos compañías tengan el mismo nombre. En el caso del tipo de entidades PERSONA, un atributo clave característico es NúmeroDeSeguroSocial. Hay ocasiones en que varios atributos juntos constituyen una clave, o sea que la *combinación* de los valores de los atributos es distinta para cada entidad individual. Un conjunto de atributos que posea esta propiedad se podría agrupar para formar un atributo compuesto, el cual se convertiría en el atributo clave del tipo de entidades. En la notación de los diagramas ER, el nombre de todo atributo clave aparece subrayado dentro del óvalo, como se ilustra en la figura 3.2.

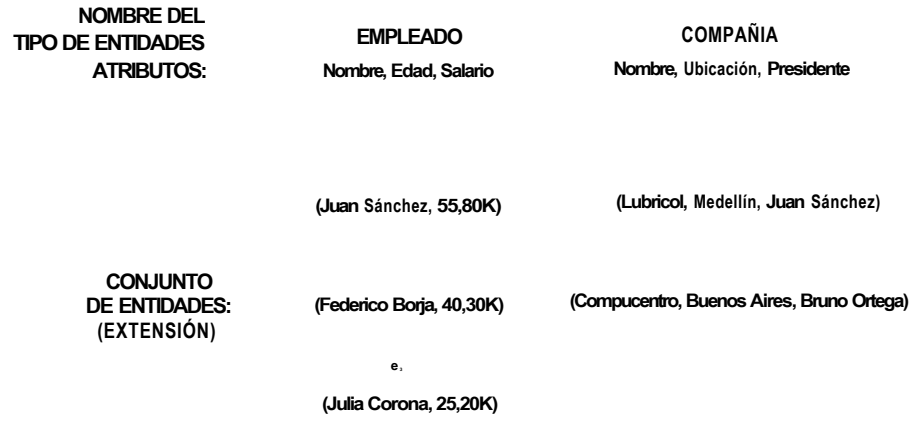


Figura 3.5 Dos tipos de entidades y ejemplos de entidades de cada uno.

Especificar que un atributo es una clave de un tipo de entidades significa que la propiedad de unicidad antes mencionada se debe cumplir para *toda extensión* del tipo de entidades. Por tanto, es una restricción que prohibe que cualesquiera dos entidades tengan simultáneamente el mismo valor para el atributo clave. No es una propiedad de una extensión específica; más bien, es una restricción para *todas las extensiones* del tipo de entidades. Esta restricción de clave (y otras que veremos más adelante) se deriva de las propiedades del minimundo representado por la base de datos.

Algunos tipos de entidades tienen *más de un* atributo clave. Por ejemplo, tanto el atributo IDVehículo como el atributo Matrícula del tipo de entidades COCHE (Fig. 3.6) son claves por derecho propio. El atributo Matrícula es un ejemplo de clave compuesta formada por dos atributos componentes simples, NúmMatrícula y Estado, ninguno de los cuales es una clave por sí mismo.

Conjuntos de valores (dominios) de los atributos. Cada uno de los atributos simples de un tipo de entidades está asociado a un conjunto de valores (o dominio), que especifica los valores que es posible asignar a ese atributo para cada entidad individual. En la figura 3.5, si el intervalo de edades permitido para los empleados es de 16 a 70, podemos especificar el conjunto de valores del atributo Edad de EMPLEADO como el conjunto de números enteros entre 16 y 70. De manera similar, podemos especificar el conjunto de valores del atributo Nombre como el conjunto de cadenas de caracteres alfabéticos separadas por caracteres de espacio en blanco; y así sucesivamente. Los conjuntos de valores no se representan en los diagramas ER.

En términos matemáticos, un atributo A de un tipo de entidades *E* cuyo conjunto de valores es V se puede definir como una función de E al conjunto potencia[1] de V:

$$A : E \rightarrow P(V)$$

COCHE

Matrícula (Matrícula, Estado), IDVehículo, Marca, Modelo, Año {Color}

$coche_1$ •

((ABC 123, TABASCO), TK629, Ford Mustang, convertible, 1989, {rojo, negro})

$coche_2$ •

((ABC 123, NUEVO LEÓN), WP9872, Nissan Sentra, 2 puertas, 1992 {azul})

$coche_3$ •

((VSY 720, TABASCO), TD729, Chrysler LeBaron, 4 puertas, 1993, {blanco, azul}

Figura 3.6 El tipo de entidades COCHE. Los atributos multivaluados aparecen entre claves de conjunto { }. Los componentes de un atributo compuesto aparecen entre paréntesis ().

[1] El conjunto potencia P(V) de un conjunto V es el conjunto de todos los subconjuntos de V

Al valor del atributo A para la entidad e lo llamaremos A(e). La definición anterior abarca los atributos monovaluados y multivaluados, además de los nulos. Un valor nulo se representa con el conjunto vacío. En el caso de atributos monovaluados, A(e) sólo puede ser un conjunto unitario[1] para cada entidad *e* de E, pero no existe esta restricción para los atributos multivaluados. En el caso de un atributo compuesto A, el conjunto de valores V es el producto cartesiano de P(Vj), $P(V_2)$, $P(V_n)$, donde V_1, V_2, V_n son los conjuntos de valores de los atributos componentes simples que constituyen A:

$$V = P(V_1) X P(V_2) X \ldots X P(V)$$

Cabe señalar que los atributos compuestos y multivaluados pueden estar anidados de cualquier manera. Podemos representar una anidación arbitraria agrupando componentes de un atributo compuesto entre paréntesis () y separando los componentes con comas, y encerrando los atributos multivaluados en claves { }. Por ejemplo, si una persona puede tener más de una residencia y cada residencia puede tener varios teléfonos, se podría especificar un atributo DirecciónTeléfono para un tipo de entidades PERSONA, como en la figura 3.7.

Diseño conceptual inicial de la base de datos **COMPAÑÍA.** Ahora podemos definir los tipos de entidades para la base de datos COMPAÑÍA descrita en la sección 3.2. Después de definir varios tipos de entidades y sus atributos aquí, *refinaremos* nuestro diseño en la siguiente sección (después de presentar el concepto de vínculo). Según los requerimientos especificados en la sección 3.2, podemos identificar cuatro tipos de entidades, uno para cada uno de los cuatro elementos de la especificación (véase la Fig. 3.8):

1. Un tipo de entidades DEPARTAMENTO con los atributos Nombre, Número, Lugares, Gerente y FechalnicGerente. Lugares es el único atributo multivaluado. Podemos especificar que tanto Nombre como Número sean atributos clave, porque se especificó que ambos debían ser únicos.
2. Un tipo de entidades PROYECTO con los atributos Nombre, Número, Lugar y DeptoControlador. Tanto Nombre como Número son atributos clave.
3. Un tipo de entidades EMPLEADO con los atributos Nombre, NSS (para el número de seguro social), Sexo, Dirección, Salario, FechaNac, Departamento y Supervisor. Tanto Nombre como Dirección pueden ser atributos compuestos, aunque esto no se especificó en los requerimientos. Debemos remitirnos a los usuarios para ver si alguno de ellos va a hacer referencia a los componentes individuales de Nombre — NomPila, Paterno, Materno — o de Dirección.
4. Un tipo de entidades DEPENDIENTE con los atributos Empleado, NombreDependiente, Sexo, FechaNac y Parentesco (con el empleado).

{DirecciónTeléfono({Teléfono(CódÁrea, NúmTeléfono)},
Dirección(Domicilio(Calle, NúmExterior, NúmInterior),
Ciudad, País, CP))}

Figura 3.7 Un atributo compuesto multivaluado, DirecciónTeléfono, con componentes multivaluados y compuestos.

[1] Un conjunto unitario es un conjunto con un solo elemento (valor).

Hasta aquí, no hemos representado el hecho de que un empleado puede trabajar en varios proyectos, ni el número de horas a la semana que un empleado trabaja en cada proyecto. Esta característica aparece como parte del requerimiento 3 de la sección 3.2, y se puede representar mediante un atributo compuesto multivaluado de EMPLEADO llamado TrabajaEn, con los componentes simples (Proyecto, Horas). Como alternativa, se podría representar mediante un atributo compuesto multivaluado de PROYECTO, llamado Trabajadores, con los componentes simples (Empleado, Horas). En la figura 3.8 elegimos la primera alternativa, donde se muestran todos los tipos de entidades que acabamos de describir. El atributo Nombre de EMPLEADO aparece como atributo compuesto, probablemente como resultado de haber consultado con los usuarios.

En la figura 3.8 hay varios *vínculos implícitos* entre los diversos tipos de entidades. De hecho, siempre que un atributo de un tipo de entidades hace referencia a otro tipo de entidades, hay algún vínculo. Por ejemplo, el atributo Gerente de DEPARTAMENTO se refiere a un empleado que dirige el departamento; el atributo DeptoControlador de PROYECTO se refiere al departamento que controla el proyecto; el atributo Supervisor de EMPLEADO se refiere a otro empleado (el que supervisa a este empleado); el atributo Departamento de EMPLEADO se refiere al departamento para el cual trabaja el empleado, etc. En el modelo ER, estas referencias no se deben representar como atributos, sino como vínculos, que se definirán en la siguiente sección. El esquema de la base de datos COMPAÑÍA se refinará en la sección 3.3.5 para representar explícitamente los vínculos. Durante el diseño inicial de los tipos de entidades, los vínculos suelen capturarse en forma de atributos. Al refinarse el diseño, estos atributos se convierten en vínculos entre los tipos de entidades.

3.3.3 *Vínculos, papeles y restricciones estructurales*

Tipos de vínculos y ejemplares de vínculos. Un tipo de vínculos R entre n tipos de entidades Ej, E_2, E_n define un conjunto de asociaciones entre entidades de estos tipos. En términos matemáticos, R es un conjunto de ejemplares de vínculos r., donde cada r asocia n entidades $\{e_1, e_2, \ldots, e_j, \ldots, e_n\}$ y cada entidad e. de r. es miembro del tipo de entidades E., 1 ^ j < n. Por tanto, un tipo de vínculos es una relación matemática sobre E_1, E_2, E_n, que también puede definirse como un subconjunto del producto cartesiano $E_1 \times E_2 \times \cdots \times E_n$. Se dice que cada uno de los tipos de entidades E_1, E_2, E_n participa en el tipo de vínculos R y, de manera similar, que cada una de las entidades individuales e_1, e_2, e_n participa en el ejemplar de vínculo r. = $(e_1, e_2, \ldots, e_j, \ldots, e_n)$.

DEPARTAMENTO
Nombre, Número, {Lugares}, Gerente, FechalnicGerente

PROYECTO
Nombre, Número, Lugar, DeptoControlador

EMPLEADO
Nombre (NomPila, Paterno, Materno), NSS, Sexo, Dirección, Salario, FechaNac, Departamento, Supervisor, {TrabajaEn (Proyecto, Horas)}

DEPENDIENTE
Empleado, NombreDependiente, Sexo, FechaNac, Parentesco

Figura 3.8 Diseño preliminar de los tipos de entidades para la base de datos descrita en la sección 3.2. Los atributos multivaluados aparecen entre claves { }; los componentes de un atributo compuesto aparecen entre paréntesis ().

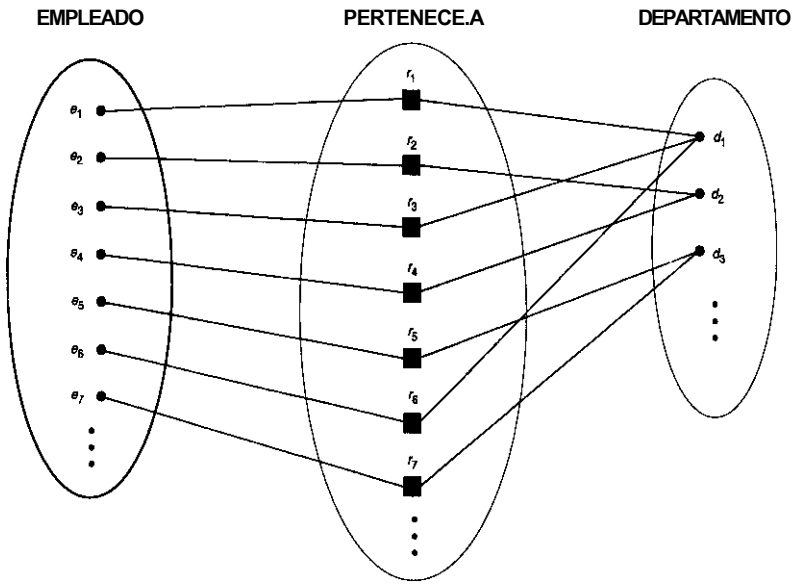


Figura **3.9** Algunos ejemplares del vínculo PERTENECE_A.

En términos informales, cada ejemplar de vínculo r. de R es una asociación de entidades, donde la asociación incluye una y sólo una entidad de cada tipo de entidades participante. Cada uno de estos ejemplares de vínculos r. representa el hecho de que las entidades que participan en r. están relacionadas entre sí de alguna manera en la situación correspondiente del minimundo.

Por ejemplo, consideremos un tipo de vínculos PERTENECE_A entre los dos tipos de entidades EMPLEADO y DEPARTAMENTO, que asocia a cada empleado con el departamento al que pertenece. Cada ejemplar de vínculo de PERTENECE_A asocia una entidad empleado y una entidad departamento. La figura 3.9 ilustra este ejemplo, donde cada ejemplar de vínculo r aparece conectado a las entidades departamento y empleado que participan en r.. En el minimundo que muestra la figura 3.9, los empleados e_1, e_3 y e_6 trabajan en el departamento d_1; e_2 y e_4 trabajan en d_2, y e_5 y e_7 trabajan en d_3.

En los diagramas ER, los tipos de vínculos se representan con rombos conectados mediante líneas rectas con los rectángulos que representan a los tipos de entidades participantes. El nombre del vínculo aparece dentro del rombo (véase la Fig. 3.2).

Grado de un tipo de vínculos. El **grado** de un tipo de vínculos es el número de tipos de entidades que participan en él. Así, el tipo PERTENECE_A es de grado dos. Los tipos de vínculos de grado dos se llaman **binarios,** y los de grado tres se llaman **ternarios.** En la figura 3.10 se muestra un ejemplo de tipo de vínculos ternario, SUMINISTRAR, donde cada ejemplar de vínculo r asocia tres entidades — un proveedor v, un componente c y un proyecto p — siempre que v suministre el componente c al proyecto p. Los vínculos pueden tener cualquier grado, pero los más comunes son los binarios. Hablaremos más acerca de los vínculos de mayor grado en la sección 3.6.

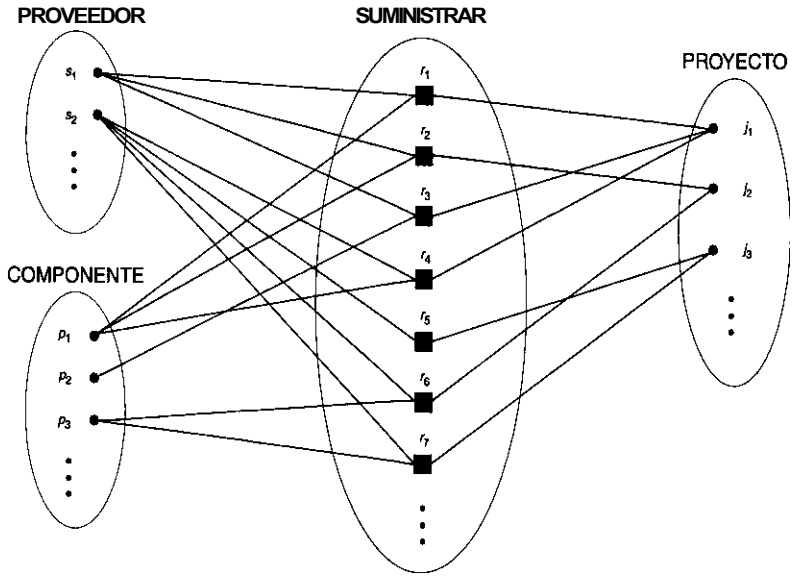


Figura 3.10 El vínculo ternario SUMINISTRAR.

Vínculos como atributos. En ocasiones resulta conveniente considerar un tipo de vínculos en términos de atributos, como vimos al final de la sección anterior. Tomemos como ejemplo el tipo de vínculos PERTENECE_A de la figura 3.9. Podemos pensar en un atributo llamado Departamento del tipo de entidades EMPLEADO, cuyo valor para cada entidad empleado sea la *entidad departamento* a la cual pertenece el empleado. Por tanto, el conjunto de valores de este atributo Departamento es el *conjunto de todas las entidades* DEPARTAMENTO. Esto es lo que hicimos en la figura 3.8, cuando especificamos el diseño inicial del tipo de entidades EMPLEADO para la base de datos COMPAÑÍA. Sin embargo, cuando consideramos un vínculo binario como atributo siempre tenemos dos opciones. En este ejemplo, la alternativa es pensar en un atributo multivaluado Empleados del tipo de entidades DEPARTAMENTO, cuyos valores para cada entidad departamento son *el conjunto de entidades empleado* que trabajan para ese departamento. El conjunto de valores de este atributo Empleados es el conjunto de entidades EMPLEADO. Cualquiera de estos dos atributos —Departamento de EMPLEADO o Empleados de DEPARTAMENTO– puede representar el tipo de vínculos PERTENECE_A. Si ambos están representados, cada uno debe ser el inverso del otro.[1]

Nombres de papeles y vínculos recursivos. Todo tipo de entidades que participe en un tipo de vínculos desempeña un papel específico en el vínculo. El nombre de papel indica el papel que una entidad participante del tipo desempeña en cada ejemplar de vínculo. Por ejemplo,

[1]Este concepto de representar los tipos de vínculos como atributos se utiliza en una clase de modelos de datos llamada modelos de datos funcionales (véase la Sec. 21.6.1). En los modelos de datos orientados a objetos (Cap. 22) y semántico (Sec. 21.6.4), los vínculos se pueden representar con *atributos de referencia,* sea en una dirección o en ambas direcciones como inversos. En el modelo de datos relacional (Cap. 6), las *claves externas* son un tipo de atributos de referencia con que se representan vínculos.

en el tipo de vínculos PERTENECE_A, EMPLEADO desempeña el papel de *empleado* o *trabajador* y DEPARTAMENTO tiene el papel de *departamento* o *patrón.*

No son necesarios los nombres de papeles en los tipos de vínculos en los que todos los tipos de entidades participantes son distintos, ya que cada nombre del tipo de entidades se puede usar como nombre del papel. Sin embargo, en algunos casos el *mismo* tipo de entidades participa más de una vez en un tipo de vínculos con *diferentes papeles*. En tales casos el nombre del papel resulta indispensable para distinguir el significado de cada participación. Estos tipos de vínculos se llaman recursivos, y la figura 3.11 muestra un ejemplo. El tipo de vínculos SUPERVISIÓN relaciona un empleado con un supervisor, y las entidades empleado y supervisor son ambas miembros del mismo tipo de entidades EMPLEADO. Así, el tipo EMPLEADO *participa dos veces* en SUPERVISIÓN: una vez en el *papel de supervisor* (o jefe), y una vez en el *papel de supervisado* (o subordinado). Cada ejemplar de vínculo r. en SUPERVISIÓN asocia dos entidades empleado e y e_w, una de las cuales desempeña el papel de supervisor y la otra el de supervisado. En la figura 3.11, las líneas marcadascon "1" representan el papel de supervisor y las marcadas con "2" representan el papel de supervisado; por tanto, e_i supervisa a e_2 y a e_3; e_4 supervisa a e_5 y a e_7, y e_6 supervisa a e_7 y a e_1.

Restricciones sobre los tipos de vínculos. Los tipos de vínculos suelen tener ciertas restricciones que limitan las posibles combinaciones de entidades que pueden participar en los ejemplares de vínculos. Estas restricciones se determinan a partir de la situación del minimundo que los vínculos representan. Por ejemplo, en la figura 3.9, si la compañía tiene una regla de que un empleado sólo puede trabajar para un departamento, nos gustaría describir esta restricción en el esquema. Podemos distinguir dos tipos principales de restricciones de vínculo: razón de cardinalidad y participación.

La razón de cardinalidad especifica el número de ejemplares de vínculos en los que puede participar una entidad. El tipo de vínculo binario PERTENECE_A entre DEPARTAMENTO y EMPLEADO tiene razón de cardinalidad 1:N, lo que significa que cada departamento puede estar relacionado con muchos empleados, pero un empleado sólo puede estar relacionado con (pertenecer a) un departamento. Las razones de cardinalidad más comunes en el caso de tipos de vínculos binarios son 1:1, 1:N y M : N .

Un ejemplo de tipo de vínculos 1:1 es DIRIGE (Fig. 3.12), que relaciona una entidad departamento con el empleado que dirige ese departamento. Esto representa las restricciones del minimundo de que un empleado sólo puede dirigir un departamento y de que un departamento sólo tiene un gerente. El tipo de vínculos TRABAJA_EN (Fig. 3.13) tiene razón de cardinalidad M : N , si la regla es que un empleado puede trabajar en varios proyectos y que varios empleados pueden trabajar en un proyecto.

La restricción de participación especifica si la existencia de una entidad depende de que esté relacionada con otra entidad a través del tipo de vínculos. Hay dos clases de restricciones de participación —total y parcial— que ilustraremos con ejemplos. Si la política de una compañía establece que *todo* empleado debe pertenecer a un departamento, una entidad empleado sólo puede existir si participa en un ejemplar del vínculo PERTENECE_A (Fig. 3.9). Se dice que la participación de EMPLEADO en PERTENECE_A es total, porque toda entidad del "conjunto total" de entidades empleado debe estar relacionada con una entidad departamento a través de PERTENECE_A. La participación total recibe a veces el nombre de dependencia de existencia. En la figura 3.12 no cabe esperar que todo empleado dirija un departamento, así que la participación de EMPLEADO en el tipo de vínculos DIRIGE es parcial, lo que significa que *algunas* o "parte del conjunto de" entidades empleado están relacionadas con una entidad

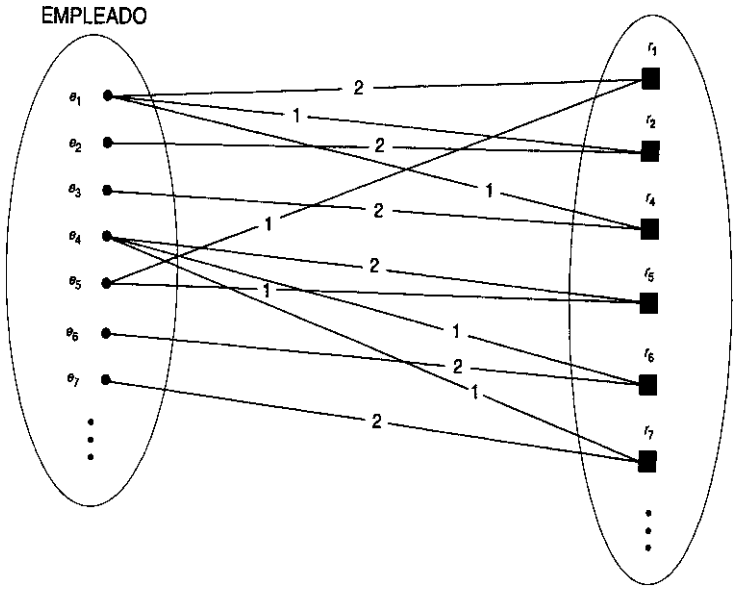


Figura 3.11 El vínculo recursivo SUPERVISIÓN: EMPLEADO desempeña los dos papeles de supervisor (1) y supervisado (2).

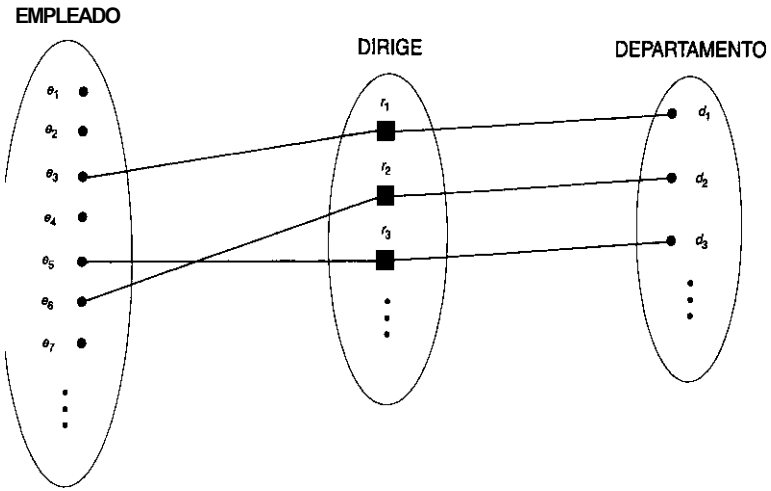


Figura 3.12 El vínculo 1:1 DIRIGE, con participación parcial de EMPLEADO y participación total de DEPARTAMENTO.

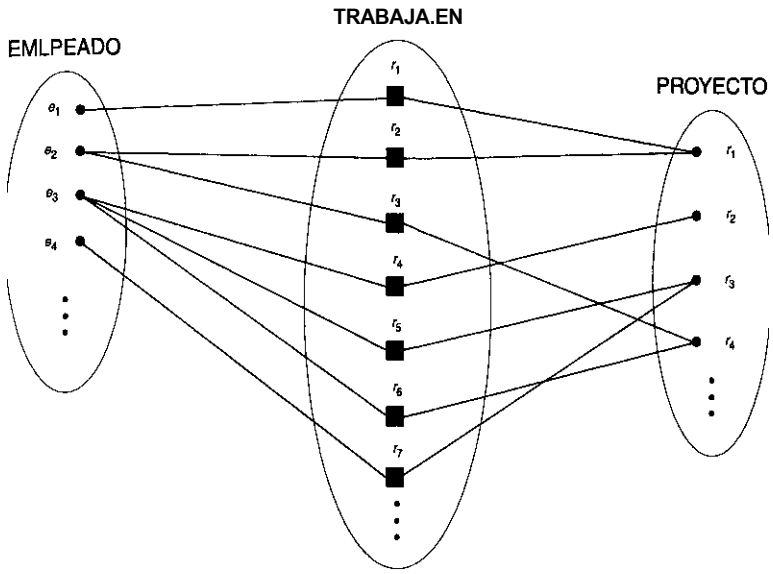


Figura 3.13 El vínculo M : N TRABAJA_EN.

departamento a través de DIRIGE, pero no necesariamente todas. Nos referiremos a la razón de cardinalidad y a las restricciones de participación, en conjunto, como las restricciones es* tructurales de un tipo de vínculos.

Las razones de cardinalidad de los vínculos binarios se indican en los diagramas ER anotando 1, M y N, como en la figura 3.2. La participación total se indica con una línea doble que conecta el tipo de entidades participante con el vínculo, en tanto que la participación parcial se indica con una línea simple.

Atributos de los tipos de vínculos. Los tipos de vínculos también pueden tener atributos, similares a los de los tipos de entidades. Por ejemplo, para registrar el número de horas por semana que un empleado trabaja en un proyecto, podemos incluir un atributo Horas para el tipo de vínculos TRABAJA_EN de la figura 3.13. Otro ejemplo sería incluir la fecha en la que un gerente comenzó a dirigir un departamento, mediante un atributo Fechalnic para el tipo de vínculos DIRIGE de la figura 3.12.

Cabe señalar que los atributos de los tipos de vínculos 1:1 o 1:N se pueden trasladar a uno de los tipos de entidades participantes. Por ejemplo, el atributo Fechalnic del vínculo DIRIGE puede ser atributo tanto de EMPLEADO como de DEPARTAMENTO, aunque conceptualmente pertenece a DIRIGE. La razón es que DIRIGE es un vínculo 1:1, de modo que toda entidad departamento o empleado participará en cuando más un ejemplar de vínculos. Por ende, el valor del atributo Fechalnic se puede determinar por separado, ya sea mediante la entidad departamento participante o por la entidad empleado (gerente) participante.

En el caso de un tipo de vínculos 1:N, un atributo de éste *sólo* se podrá trasladar al tipo de entidades que está del lado N del vínculo. Por ejemplo, en la figura 3.9, si el vínculo PERTENECE_A tiene también un atributo Fechalnic que indica cuándo un empleado comenzó

a trabajar para un departamento, dicho atributo se podrá incluir como atributo de EMPLEADO. Esto se debe a que el vínculo es 1:N, de modo que cada entidad empleado participa en cuando más un ejemplar de vínculo PERTENECE_A. En el caso de los tipos de vínculos 1:1 y 1:N, la decisión de dónde colocar un atributo del vínculo -como atributo del tipo de vínculos o como atributo de un tipo de entidades participante- es algo que debe determinar subjetivamente el diseñador del sistema.

En el caso de los tipos de vínculos M : N , algunos atributos pueden estar determinados por la *combinación de las entidades participantes* en un ejemplar de vínculo, y no por alguna de ellas sola. Tales atributos *deberán* especificarse como atributos del vínculo. Un ejemplo es el atributo Horas del vínculo M:N TRABAJA_EN (Fig. 3.13); el número de horas que un empleado trabaja en un proyecto lo determina una combinación empleado-proyecto, y no cualquiera de las dos entidades individualmente.

3.3,4 *Tipos de entidades débiles*

Es posible que algunos tipos de entidades no tengan atributos clave propios; éstos se denominan tipos de entidades débiles. Las entidades que pertenecen a un tipo de entidades débil se identifican por su relación con entidades específicas de otro tipo de entidades, en combinación con algunos de los valores de sus atributos. Decimos que este otro tipo de entidad es el propietario identificador, y llamamos al tipo de vínculos que relaciona un tipo de entidades débil con su propietario el vínculo identificador del tipo de entidades débil. Los tipos de entidades débiles siempre tienen una restricción de participación *total* (dependencia de existencia) con respecto a su vínculo identificador, porque una entidad débil no se puede identificar sin una entidad propietaria. Sin embargo, no toda dependencia de existencia resulta en un tipo de entidades débil. Por ejemplo, una entidad LICENCIA_DE_CONDUCTOR no puede existir a menos que esté relacionada con una entidad PERSONA, aunque tenga su propia clave (NÚM_LICENCIA) y por tanto no es una entidad débil.

Consideremos el tipo de entidades DEPENDIENTE, relacionada con EMPLEADO, que sirve para llevar el control de los dependientes de cada empleado a través de un vínculo 1:N. Los atributos de DEPENDIENTE son NombreDependiente (el nombre de pila del dependiente) , FechaNac, Sexo y Parentesco (con el empleado). Es posible que dos dependientes de empleados distintos tengan los mismos valores de NombreDependiente, FechaNac, Sexo y Parentesco, pero seguirán siendo entidades distintas. Se podrán identificar como entidades distintas sólo después de determinar la entidad empleado con la que está relacionada cada una. Se dice que cada entidad empleado posee (o es propietaria de) las entidades dependiente relacionadas con ella.

Por lo regular, los tipos de entidades débiles tienen una clave parcial, que es el conjunto de atributos que pueden identificar de manera única las entidades débiles relacionadas con *la misma entidad propietaria.* En nuestro ejemplo, si suponemos que nunca dos dependientes del mismo empleado tendrán el mismo nombre, el atributo NombreDependiente de DEPENDIENTE será la clave parcial.

En los diagramas ER, los tipos de entidades débiles y sus vínculos identificadores se distinguen rodeando los rectángulos y rombos con líneas dobles (véase la Fig. 3.2). El atributo de clave parcial se subraya con una línea punteada o interrumpida.

Hay ocasiones en las que los tipos de entidades débiles se representan en forma de atributos multivaluados compuestos. En el ejemplo anterior, podríamos especificar un atributo multivaluado compuesto Dependientes para EMPLEADO, constituido por los atributos NombreDependiente, FechaNac, Sexo y Parentesco. El diseñador de la base de datos decide cuál representación se utilizará. Una estrategia es elegir la representación de tipo de entidades débil si tiene muchos atributos y participa de manera independiente en otros tipos de vínculos, aparte de su tipo de vínculo identificador. En general, es posible definir cualquier cantidad de niveles de tipos de entidades débiles; un tipo de entidades propietario puede ser él mismo un tipo débil. Además, los tipos de entidades débiles pueden tener más de un tipo de entidades identificador y un tipo de vínculo identificador de grado superior a dos, como veremos en la sección 3.6.

33.5 *Refinación del diseño ER para la base de datos COMPAÑÍA*

Ahora podemos refinar el diseño de la base de datos de la figura 3.8 convirtiendo los atributos que representan vínculos en tipos de vínculos. La razón de cardinalidad y la restricción de participación de cada tipo de vínculos se determinan a partir de los requerimientos listados en la sección 3.2. Si no es posible determinar alguna razón de cardinalidad o dependencia a partir de los requerimientos, habrá que consultar con los usuarios para determinar estas propiedades estructurales.

En nuestro ejemplo, especificaremos los siguientes tipos de vínculos:

1. DIRIGE, un tipo de vínculos 1:1 entre EMPLEADO y DEPARTAMENTO. La participación de EMPLEADO es parcial, pero la de DEPARTAMENTO no queda clara a partir de los requerimientos. Consultamos con los usuarios, y éstos nos dicen que un departamento siempre debe tener un gerente, lo que implica participación total. Se asigna el atributo Fechalnic a este tipo de vínculos.
2. PERTENECE_A, un tipo de vínculos 1:N entre DEPARTAMENTO y EMPLEADO. Ambas participaciones son totales.
3. CONTROLA, un tipo de vínculos 1:N entre DEPARTAMENTO y PROYECTO. La participación de PROYECTO es total; luego de consultar con los usuarios, se determina que la participación de DEPARTAMENTO es parcial.
4. SUPERVISIÓN, un tipo de vínculos 1:N entre EMPLEADO (en el papel de supervisor) y EMPLEADO (en el papel de supervisado). Los usuarios nos dicen que no todo empleado es un supervisor y no todo empleado tiene un supervisor, de modo que ambas participaciones son parciales.
5. TRABAJA_EN que, después de que los usuarios indican que varios empleados pueden trabajar en un proyecto, resulta ser un tipo de vínculos M : N con el atributo Horas. Se determina que ambas participaciones son totales.
6. DEPENDIENTES_DE, un tipo de vínculos 1:N entre EMPLEADO y DEPENDIENTE, que también es el vínculo identificador del tipo de entidades débil DEPENDIENTE. La participación de EMPLEADO es parcial, en tanto que la de DEPENDIENTE es total.

Después de especificar los seis tipos de vínculos anteriores, eliminamos de los tipos de entidades de la figura 3.8 todos los atributos que se convirtieron en vínculos durante la refinación. Estos son Gerente y FechalnicGerente de DEPARTAMENTO; DeptoControlador de PROYECTO; Departamento, Supervisor y TrabajaEn de EMPLEADO, y Empleado de DEPENDIENTE.

Es importante tener el mínimo de redundancia posible cuando diseñemos el esquema conceptual de una base de datos. Si se desea cierta redundancia en el nivel de almacenamiento o en el de vistas de usuario, se puede introducir después, como se explicó en la sección 1.6.1.

3.4 Notación para los diagramas de entidad^vínculo (ER)

En las figuras 3.9 a 3.13 se ilustran los tipos de entidades y de vínculos mostrando sus extensiones: las entidades individuales y los ejemplares de vínculos. En los diagramas ER se hace hincapié en representar los esquemas, no los ejemplares. Esto resulta más útil porque rara vez se modifican los esquemas de base de datos, en tanto que esto se hace a menudo con las extensiones. Además, suele ser más fácil representar el esquema que la extensión de la base de datos, porque es mucho más pequeño.

La figura 3.2 muestra el esquema **ER** de base de datos en forma de diagrama ER. Ahora vamos a estudiar la notación completa para los diagramas ER. Los tipos de entidades como EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO aparecen en rectángulos. Los tipos de vínculos como PERTENECE_A, DIRIGE, CONTROLA y TRABAJA_EN se muestran en rombos conectados a los tipos de entidades participantes mediante líneas rectas. Los atributos aparecen en óvalos, y cada uno está conectado a su tipo de entidades o de vínculos con una línea recta. Los atributos componentes de un atributo compuesto se conectan al óvalo que representa a este último, como puede verse en el caso del atributo Nombre de EMPLEADO. Los atributos multivaluados aparecen en óvalos dobles, como en el caso del atributo Lugares de DEPARTAMENTO. Los nombres de los atributos clave están subrayados. Los nombres de los atributos derivados aparecen en óvalos punteados, como en el caso del atributo NúmDeEmpleados de DEPARTAMENTO.

Los tipos de entidades débiles se distinguen porque sus rectángulos tienen doble borde y porque los vínculos que los identifican están en rombos dobles, como en el caso del tipo de entidades DEPENDIENTE y el tipo de vínculos identificador DEPENDIENTES_DE. La clave parcial del tipo de entidades débil está subrayado con una *línea punteada.*

En la figura 3.2 la razón de cardinalidad de todos los tipos de vínculos *binarios* se especifica anotando 1, M o N en cada vértice participante. La razón de cardinalidad de DEPARTAMENTO:EMPLEADO en DIRIGE es 1:1, pero la de DEPARTAMENTO:EMPLEADO en PERTENECE_A es 1:N, y en el caso de TRABAJA_EN es M:N. La restricción de participación se especifica con una línea simple en el caso de la participación parcial y con una línea doble en el de la participación total (dependencia de existencia).

En la figura 3.2 mostramos los nombres de papeles del tipo de vínculos SUPERVISIÓN porque el tipo de entidades EMPLEADO desempeña ambos papeles en ese vínculo. Obsérvese que la cardinalidad es 1:N de supervisor a supervisado porque, por un lado, cada empleado en el papel de supervisado tiene cuando más un supervisor directo, en tanto que un empleado en el papel de supervisor puede supervisar a cero o más empleados.

Una notación alternativa de ER con la que también se pueden especificar las restricciones estructurales consiste en asociar un par de números enteros (mín, *máx)* a cada *participación* de un tipo de entidades E en un tipo de vínculos R, donde $0 < mín < máx$ y $máx > 1$. Los números significan que, para cada entidad *e* de E, e debe participar en por lo menos *mín* y cuando más en *máx* ejemplares de vínculos de R *en todo momento.* En este método, $mín = 0$ implica participación parcial, en tanto que $mín > 0$ implica participación total. En la figura 3.14, que muestra el esquema COMPAÑÍA, se emplea esta notación. Este método es más

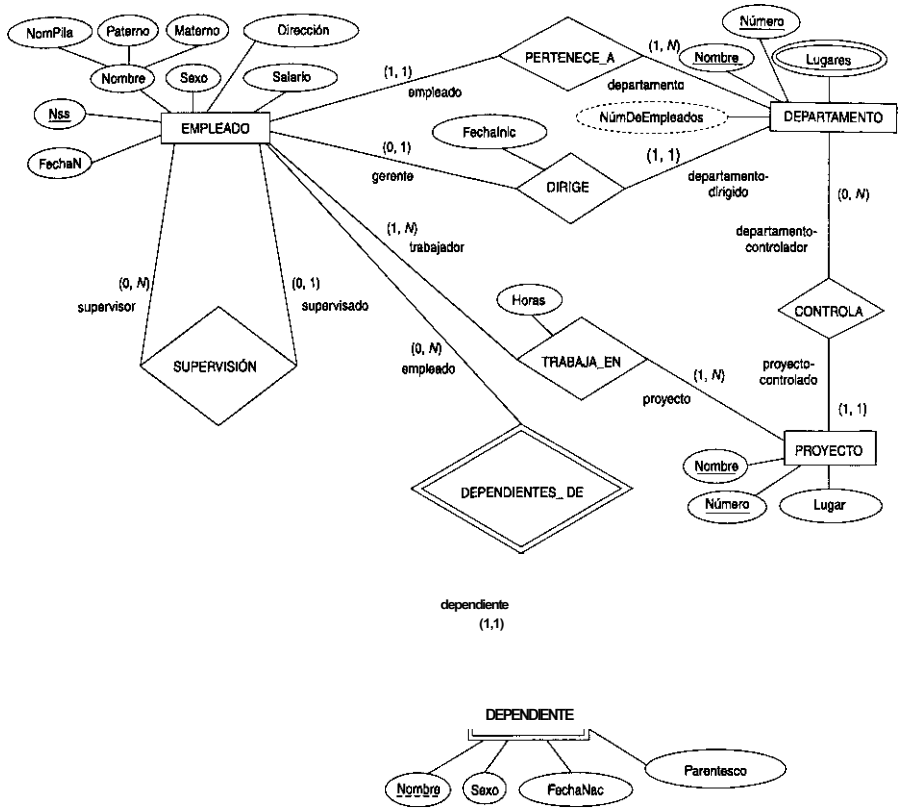


Figura 3.14 Diagrama ER del esquema COMPAÑÍA, con todos los nombres de papeles y las restricciones estructurales de los vínculos con la notación alternativa (mín, *máx).*

preciso y fácil de usar para especificar restricciones estructurales de tipos de vínculos *de cualquier grado.* Hay otras notaciones diagramáticas para representar los diagramas ER, y en el apéndice A se ilustrarán algunas de las más populares.

La figura 3.14 muestra también todos los nombres de papeles del esquema de la base de datos COMPAÑÍA. La figura 3.15 resume las convenciones de los diagramas ER.

3.5 Nombres apropiados para los elementos de esquema*

No siempre es trivial la elección de nombres para los tipos de entidades, los atributos, los tipos de vínculos y (sobre todo) los papeles. Debemos elegir nombres que comuniquen, hasta donde sea posible, los significados conferidos a los distintos elementos de esquema. Optamos por usar *nombres en singular* para los tipos de entidades, y no en plural, porque el nombre del tipo de entidades se aplica a cada una de las entidades individuales que pertenecen

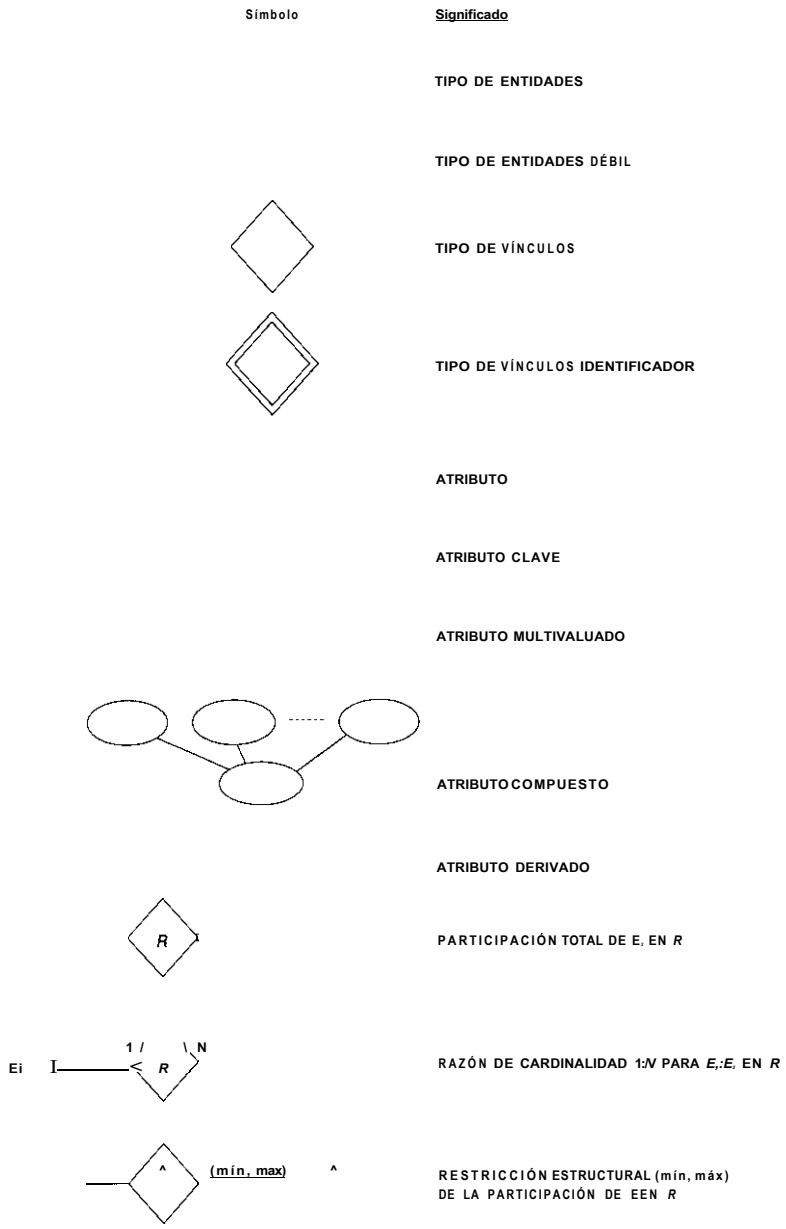


Figura 3.15 Resumen de la notación de diagramas ER.

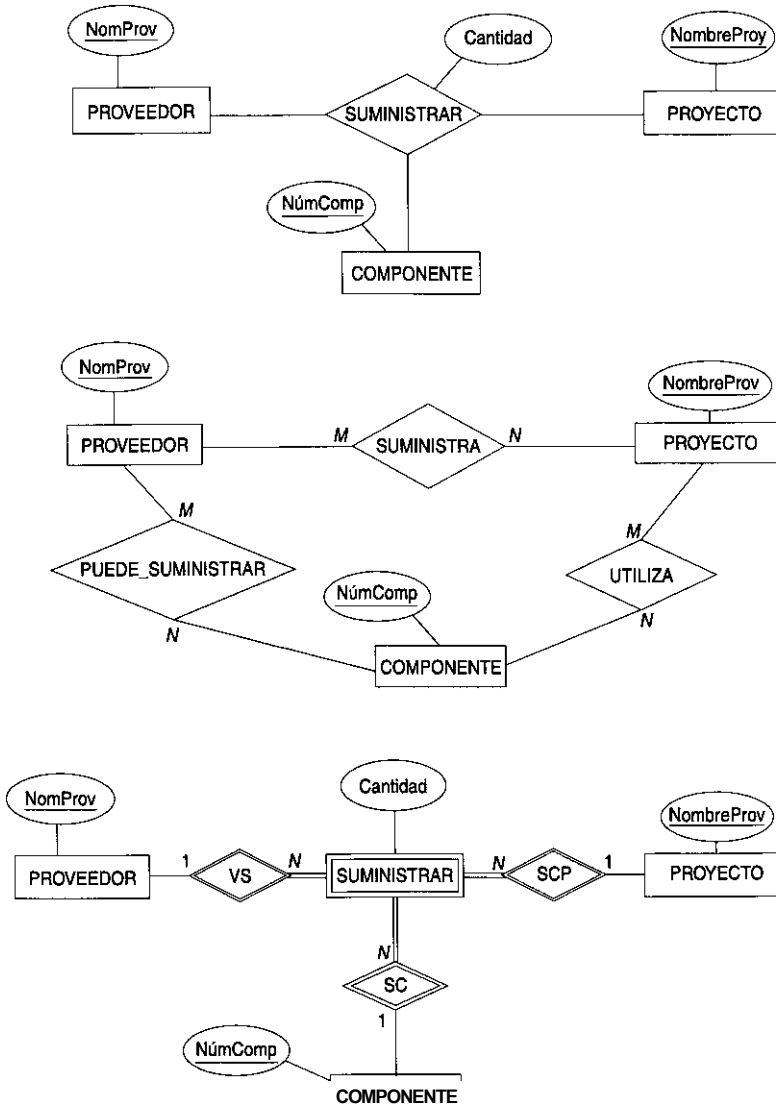
a ese tipo. En nuestros diagramas ER aplicaremos la convención de que los nombres de los tipos de entidades y de vínculos van en mayúsculas, los nombres de atributos comienzan con mayúscula, y los nombres de papeles van en minúsculas. Ya hemos aplicado esta convención en las figuras 3.2 y 3.14.

Como práctica general, dada una descripción narrativa de los requerimientos de la base de datos, los *sustantivos* que aparezcan en la narración tenderán a originar nombres de tipos de entidades, y los *verbos* tenderán a indicar nombres de tipos de vínculos. Los nombres de los atributos generalmente surgen de los sustantivos adicionales que describen a los sustantivos correspondientes a los tipos de entidades. Otra consideración en lo tocante a los nombres es que los de los vínculos deben elegirse de modo que el diagrama ER del esquema se pueda leer de izquierda a derecha y de arriba hacia abajo. En la figura 3.2 seguimos en términos generales esta pauta, con la excepción del tipo de vínculos DEPENDIENTES_ DE, que se lee de abajo hacia arriba. Esto se debe a que decimos que las entidades DEPENDIENTE (el tipo de entidades de abajo) son DEPENDIENTES_DE (nombre de vínculo) un EMPLEADO (tipo de entidades de arriba). Si quisiéramos modificar esto para que se leyera de arriba hacia abajo, podríamos cambiar el nombre del tipo de vínculos a TIENE_DEPENDIENTES, que entonces se leería: una entidad EMPLEADO (tipo de entidades de arriba) TIENE_DEPENDIENTES (nombre de vínculos) del tipo DEPENDIENTE (tipo de entidades de abajo).

3.6 Tipos de vínculos con grado mayor que dos*

En la sección 3.3.3 definimos el grado de un tipo de vínculos como el número de tipos de entidades participantes, y dijimos que un tipo de vínculos de grado dos era binario y uno de grado tres era ternario. La notación de diagrama ER para un tipo de vínculos ternario se ilustra en la figura 3.16(a), que muestra el esquema del tipo de vínculos SUMINISTRAR ilustrado a nivel de ejemplar en la figura 3.10. En general, un tipo de vínculos R de grado n tendrá n aristas conectadas en un diagrama ER, y cada una conectará a R con un tipo de entidades participante.

La figura 3.16 (b) muestra un diagrama ER para los tres tipos de vínculos binarios PUEDE_ SUMINISTRAR, UTILIZA y SUMINISTRA. En general, un tipo de vínculos ternario representa más información que tres tipos de vínculos binarios. Consideremos los tres tipos de vínculos PUEDE_SUMINISTRAR, UTILIZA y SUMINISTRA. Suponga que PUEDE_SUMINISTRAR, entre PROVEEDOR y COMPONENTE, incluye un ejemplar *(v, c)* siempre que el proveedor *v puede suministrar* el componente c (a cualquier proyecto); UTILIZA, entre PROYECTO y COMPONENTE, incluye un ejemplar *{p, c)* siempre que el proyecto *p utiliza* el componente c, y SUMINISTRA, entre PROVEEDOR y PROYECTO, incluye un ejemplar (v, *p)* siempre que un proveedor *v suministra algún componente* al proyecto*p*. La existencia de tres ejemplares de vínculos *(v,* c), (p, c) y (v, *p)* en PUEDE_SUMINISTRAR, UTILIZA y SUMINISTRA, respectivamente, ¡no necesariamente implica que exista un ejemplar *(v, p, c)* en el vínculo ternario SUMINISTRAR! A menudo resulta difícil decidir si un cierto vínculo se debe representar como un tipo de vínculos de grado n o si se debe descomponer en varios tipos de vínculos de menor grado. El diseñador debe basar su decisión en la semántica o significado de la situación específica que se va a representar. La solución más común es incluir el vínculo ternario *junto con* uno o más de los vínculos binarios, según se necesite.



3.16 Tipos de vínculos ternarios, (a) El tipo de vínculos ternario SUMINISTRAR, (b) Tres tipos de vínculos binarios que no son equivalentes al tipo de vínculos ternario SUMINISTRAR, (c) SUMINISTRAR representado como tipo de entidades débil.

Algunas de las herramientas que se emplean en el diseño de bases de datos tienen su fundamento en variaciones del modelo ER que sólo permiten vínculos binarios. En este caso, los vínculos ternarios como SUMINISTRAR se deben representar como tipos de entidades débiles, sin clave parcial y con tres vínculos identificadores. Los tres tipos de entidades participantes PROVEEDOR, COMPONENTE y PROYECTO, en conjunto, son los tipos de entidades propietarios (véase la Fig. 3.16(c)); por tanto, una entidad del tipo de entidades débil SUMINISTRAR de la figura 3.16(c) se identifica mediante la combinación de sus tres entidades propietarias provenientes de PROVEEDOR, COMPONENTE y PROYECTO.

Podemos ver otro ejemplo en la figura 3.17. El tipo de vínculos ternario OFRECE representa información sobre los profesores que ofrecen cursos durante ciertos semestres; por tanto, incluye un ejemplar de vínculos *(p, s,* c) siempre que el profesor *p* ofrece el curso c durante el semestre s. Los tres tipos de vínculos binarios que se muestran en la figura 3.17 tienen los significados siguientes: PUEDEJMPARTIR relaciona un curso con los profesores que *pueden impartirlo'*, IMPARTIÓ_DURANTE relaciona un semestre con los profesores que impartieron *algún curso* durante ese semestre, y SE_OFRECE_DURANTE relaciona un semestre con los cursos ofrecidos durante ese semestre *por cualquier profesor.* En general, estos vínculos ternarios y binarios representan diferente información, pero se deberán mantener ciertas restricciones entre ellos. Por ejemplo, no deberá existir un ejemplar de vínculo *(p, s, c)* en OFRECE *si no existe* un ejemplar *(p, s)* en IMPARTIÓ_DURANTE, un ejemplar (s, c) en SE_OFRECE_ DURANTE y un ejemplar *(p, c)* en PUEDEJMPARTIR. Sin embargo, lo opuesto no siempre se cumple; podemos tener ejemplares *{p, s),* (s, c) y *(p, c)* en los tres tipos de vínculos binarios sin que haya un caso *(p, s, c)* correspondiente en OFRECE. Bajo ciertas *restricciones adicionales,* esto último puede ser válido; por ejemplo, si el vínculo PUEDE_OFRECER es 1:1 (un profesor sólo puede impartir un curso, y un curso puede ser impartido por sólo un profesor). El diseñador del esquema debe analizar cada situación específica para decidir cuáles de los tipos de vínculos binarios y ternarios se necesitan.

Adviértase que es posible tener un tipo de entidades débil con un tipo de vínculos identificador ternario (o n-ario). En este caso, el tipo de entidades débil puede tener *varios* tipos de entidades propietarios. En la figura 3.18 se muestra un ejemplo.

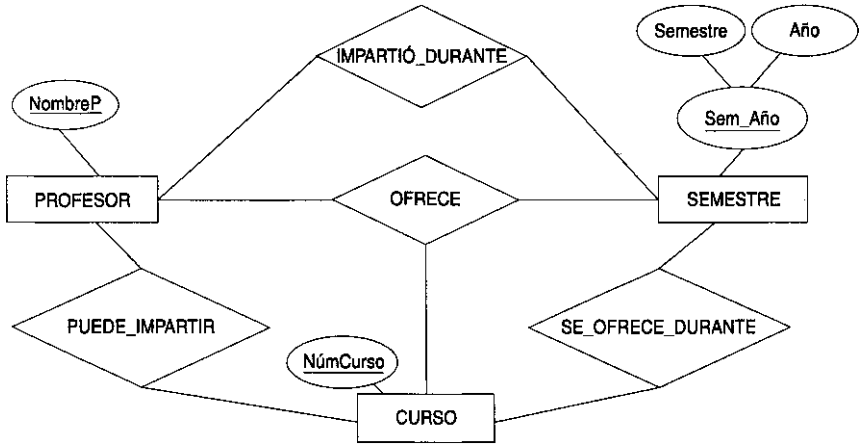


Figura 3.17 Otro ejemplo de tipos de vínculos ternarios vs. binarios.

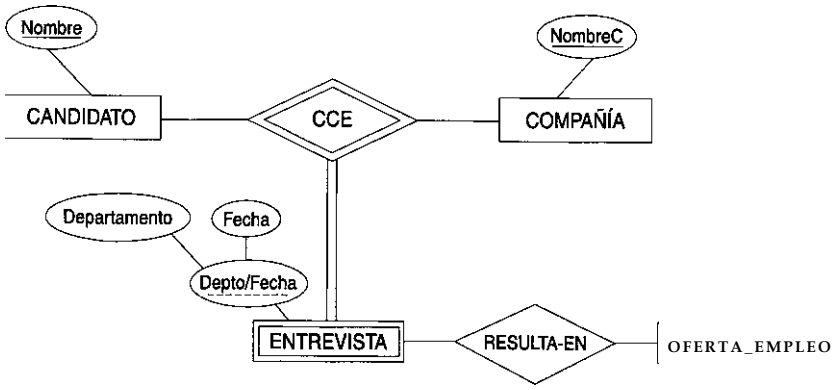


Figura 3.18 Tipo de entidades débil ENTREVISTA, con un tipo de vínculos identificador ternario.

3,7 Resumen

En este capítulo presentamos los conceptos de modelado de un modelo conceptual de datos de alto nivel: el modelo de entidad-vínculo (ER). Comenzamos por analizar el papel que un modelo de datos de alto nivel desempeña en el proceso de diseño de bases de datos, y luego presentamos un ejemplo de conjunto de requerimientos para una base de datos. A continuación definimos los conceptos básicos del modelo ER: las entidades y sus atributos. Tratamos los valores nulos y luego examinamos los diferentes tipos de atributos, que se pueden anidar arbitrariamente:

- Simples o atómicos.
- Compuestos.
- Multivaluados.

También analizamos brevemente los atributos derivados. Después tratamos los conceptos del modelo ER en el nivel de esquema o de "intensión":

- Tipos de entidades y sus conjuntos de entidades correspondientes.
- Atributos y sus conjuntos de valores.
- Atributos clave.
- Tipos de vínculos y sus conjuntos de ejemplares correspondientes.
- Papeles de participación de los tipos de entidades en los tipos de vínculos.

Presentamos dos métodos para especificar las restricciones estructurales de los tipos de vínculos. En el primer método se distinguieron dos tipos de restricciones estructurales:

- Razones de cardinalidad (1:1,1:N, M : N para vínculos binarios)
- Restricciones de participación (total, parcial).

Señalamos que una alternativa era el método más general de especificar las restricciones estructurales mediante números mínimo y máximo (mín, *máx)* de la participación de cada tipo de entidades en un tipo de vínculos. Esto se aplica a los tipos de vínculos de cualquier grado. En seguida tratamos los tipos de entidades débiles y los conceptos relacionados de tipos de entidades propietarios, tipos de vínculos identificadores, y atributos de clave parcial. Los esquemas ER se pueden representar en forma de diagramas ER. Explicamos cómo diseñar un esquema ER para la base de datos COMPAÑÍA definiendo en primer término los tipos de entidades y sus atributos y refinando luego el diseño para incluir los tipos de vínculos. Mostramos el diagrama ER del esquema de la base de datos COMPAÑÍA. Por último, analizamos los tipos de vínculos ternarios y de grado mayor, y las circunstancias en las que se distinguen de un conjunto de tipos de vínculos binarios.

Los conceptos de modelado ER que hemos visto hasta ahora —tipos de entidades, tiraos de vínculos, atributos, claves y restricciones estructurales— pueden modelar una gran variedad de aplicaciones de base de datos; sin embargo, algunas aplicaciones —sobre todo algunas de las más nuevas, como las bases de datos para diseño en ingeniería o para aplicaciones de inteligencia artificial— requieren conceptos adicionales si lo que se quiere es un modelado más exacto. Trataremos estos conceptos avanzados en el capítulo 21.

Preguntas de repaso

3.1. Analice el papel que tiene un modelo de datos de alto nivel en el proceso de diseño de bases de datos.

3.2. Mencione los diversos casos en los que sería apropiado usar un valor nulo.

3.3. Defina los siguientes términos: *entidad, atributo, valor de atributo, ejemplar de vínculo, atributo compuesto, atributo multivaluado, atributo derivado, atributo clave, conjunto de valores (dominio).*

3.4. ¿Qué es un tipo de entidades? ¿Qué es un conjunto de entidades? Explique las diferencias entre una entidad, un tipo de entidades y un conjunto de entidades.

3.5. Explique la diferencia entre un atributo y un conjunto de valores.

3.6. ¿Qué es un tipo de vínculos? Explique la diferencia entre un ejemplar de vínculo y un tipo de vínculos.

3.7. ¿Qué es un papel de participación? ¿Cuándo es *necesario* especificar nombres de papeles en la descripción de los tipos de vínculos?

3.8. Describa las dos alternativas para especificar las restricciones estructurales para los tipos de vínculos. ¿Qué ventajas y desventajas tiene cada una de ellas?

3.9. ¿En qué condiciones se puede trasladar un atributo de un tipo de vínculos binario para convertirse en un atributo de uno de los tipos de entidades participantes?

3.10. Cuando contemplamos los vínculos como atributos, ¿cuáles son los conjuntos de valores de estos atributos? ¿Qué clase de modelos de datos se basa en este concepto?

3.11. ¿Qué quiere decir tipo de vínculos recursivo? Cite algunos ejemplos de tipos de vínculos recursivos.

3.12. ¿En qué casos resulta útil el concepto de entidad débil en el modelado de datos? Defina los términos *tipo de entidades propietario, tipo de entidades débil, tipo de vínculos identificador* y *clave parcial*.

3.13. Un vínculo identificador de un tipo de entidades débil, ¿puede ser de grado mayor que 2? Cite ejemplos.

3.14. Analice las convenciones que se siguen para representar un esquema ER en forma de diagrama ER.

3.15. Analice las condiciones en las que un tipo de vínculos ternario se puede representar con varios tipos de vínculos binarios.

Ejercicios

3.16. Considere el siguiente conjunto de requerimientos para una base de datos universitaria que sirve para manejar las boletas de notas de los estudiantes. Esto es similar, pero no idéntico, a la base de datos de la figura 1.2:

a. Para cada estudiante, la universidad mantiene información que comprende su nombre, su número de estudiante, su número de seguro social, su dirección y número telefónico actuales, su dirección y número telefónico permanentes, su fecha de nacimiento, su sexo, su grado (primero, segundo, posgrado), su departamento de carrera, su departamento de especialidad (si lo hay) y su nivel de estudios (bachillerato en ciencias, bachillerato en humanidades, doctorado). Algunas aplicaciones de los usuarios tendrán que hacer referencia a la ciudad, estado y código postal de la dirección permanente del estudiante, y al apellido de este último. Tanto el número de seguro social como el número de estudiante tienen valores únicos para cada estudiante.

b. Cada departamento se describe mediante un nombre, un código de departamento, un número de oficina, un teléfono de oficina y una facultad. Tanto el nombre como el código tienen valores únicos para cada departamento.

c. Cada curso tiene un nombre de curso, una descripción, un número de curso, un número de horas por semestre, un nivel y un departamento que lo ofrece. El valor del número de curso es único para cada curso.

d. Cada sección tiene un profesor, un semestre, un año, un curso y un número de sección. El número de sección distingue las diferentes secciones de un mismo curso que se imparten durante el mismo semestre/año; sus valores son 1, 2, 3, hasta el número de secciones impartidas durante cada semestre.

e. Un informe de notas tiene un estudiante, una sección, una nota de letra y una nota numérica (0, 1, 2, 3 o 4).

Diseñe un esquema ER para esta aplicación, y dibuje un diagrama ER para ese esquema. Especifique los atributos clave de cada tipo de entidades y las restricciones estructurales de cada tipo de vínculos. Tome nota de cualesquier requerimientos que no se hayan especificado, y haga suposiciones apropiadas para que la especificación sea completa.

3.17. Los atributos compuestos y multivaluados pueden anidarse con cualquier cantidad de niveles. Suponga que desea diseñar un atributo para un tipo de entidades ESTUDIANTE que registre la educación universitaria previa. El atributo en cuestión tendrá una entrada por cada universidad a la que se haya asistido antes, y cada una de esas entradas consistirá en un nombre de universidad, fechas inicial y final, entradas de grado (grados obtenidos en esa universidad, si se obtuvo alguno) y entradas de boleta de notas (cursos concluidos en esa universidad, si se completó alguno). Cada entrada de grado se compondrá del nombre del grado y del mes y año en que éste fue otorgado; cada entrada de boleta de notas consistirá en un nombre de curso, un semestre, un año y una nota. Diseñe un atributo para guardar esta información. Utilice las convenciones de la figura 3.8.

3.18. Muestre otro diseño para el atributo descrito en el ejercicio 3.17 que sólo utilice tipos de entidades (incluidos tipos de entidades débiles, si es preciso) y tipos de vínculos.

3.19. Considere el diagrama ER de la figura 3.19, que muestra un esquema simplificado para el sistema de reservaciones de una línea aérea. Extraiga del diagrama ER los requerimientos y restricciones que produjeron dicho esquema. Trate de especificarlos con la mayor precisión posible.

3.20. En los capítulos 1 y 2 analizamos el entorno de bases de datos y sus usuarios. Podemos considerar muchos tipos de entidades para describir un entorno así: como SGBD, base de datos almacenada, DBA y catálogo/diccionario de datos. Intente especificar todos los tipos de entidades que puedan describir por completo un sistema de base de datos y su entorno, luego especifique los tipos de vínculos que hay entre ellos y dibuje un diagrama ER que describa semejante entorno general de bases de datos.

3.21. Una compañía transportista, llamada CAMIONES, se encarga de recoger embarques en las bodegas de una cadena de ventas al detalle llamada HNOS. VELÁZQUEZ y de entregar tales embarques a los establecimientos de ventas al detalle de HNOS. VELÁZQUEZ. De momento hay 6 bodegas y 45 establecimientos de ventas de HNOS. VELÁZQUEZ. Un camión puede transportar varios embarques en un mismo viaje, identificado por NúmViaje, y entregarlos a múltiples establecimientos. Cada embarque se identifica con NúmEmbarque e incluye datos sobre el peso, el volumen, el destino, etc., del embarque. Los camiones tienen diferentes capacidades tanto para los volúmenes que pueden contener como para los pesos que pueden transportar. La compañía CAMIONES cuenta actualmente con 150 camiones, cada uno de los cuales efectúa tres o cuatro viajes a la semana. Se está diseñando una base de datos —que utilizarán tanto CAMIONES como HNOS. VELÁZQUEZ— para llevar el control del uso de camiones y de las entregas, y que ayude a programar los camiones de manera que realicen entregas oportunas a los establecimientos. Diseñe un diagrama de esquema ER para esta aplicación. Haga todas las suposiciones que necesite, expresándolas con toda claridad.

3.22. Se está construyendo una base de datos para llevar la organización de los equipos y los juegos de una liga deportiva. Cada equipo tiene varios jugadores, aunque no todos participan en un juego dado. Se desea llevar el control de los jugadores que participan en cada juego por parte de cada equipo, de las posiciones que ocuparon en el juego y del resultado del mismo. Intente diseñar un diagrama de esquema ER para esta aplicación, expresando todas las suposiciones que haga. Escoja su deporte favorito (fútbol, béisbol, baloncesto,...).

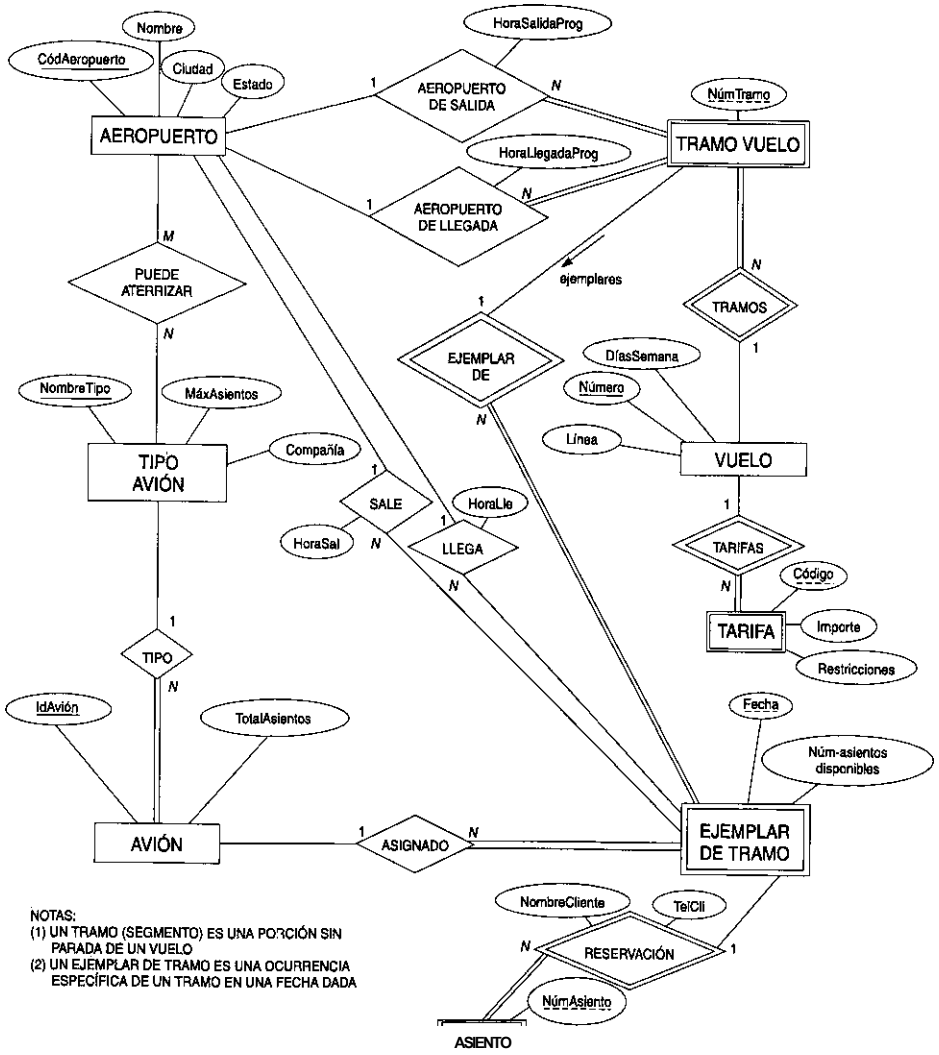


Figura 3.19 Esquema para una línea aérea.

3.23. Considere el diagrama ER de la figura 3.20 para una parte de una base de datos llamada BANCO. Cada banco puede tener múltiples sucursales, y cada sucursal puede tener varias cuentas y préstamos.

a. Haga una lista con todos los tipos de entidades (no débiles) del diagrama.

b. ¿Hay algún tipo de entidades débil? Si es así, indique su nombre, su clave parcial y su vínculo identificador.

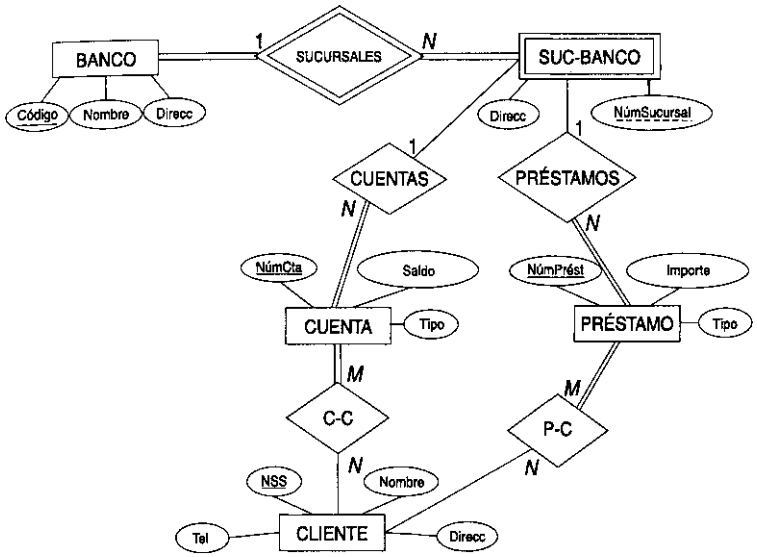


Figura 3.20 Diagrama ER de una base de datos BANCO.

c. ¿Qué restricciones especifican en este diagrama la clave parcial y el vínculo identificador del tipo de entidades débil?

d. Haga una lista con todos los tipos de vínculos y especifique la restricción (mín, *máx)* de cada participación de un tipo de entidades en un tipo de vínculos. Justifique sus elecciones.

e. Haga una lista concisa con los requerimientos de usuario que llevaron a este diseño de esquema.

f. Suponga que todo cliente debe tener por lo menos una cuenta pero no puede tener más de dos préstamos simultáneos, y que una sucursal bancaria no puede tener más de 1000 préstamos. ¿Cómo se indica esto en las restricciones (mín, *máx) ?*

Bibliografía selecta

Chen (1976) propuso el modelo de entidad-vínculo, y en Schmidt y Swenson (1975), Wiederhold y Elmasri (1979) y Senko (1975) aparecen trabajos relacionados. Desde entonces, se ha sugerido un gran número de modificaciones al modelo ER, y hemos incorporado algunas de ellas en nuestra exposición. Las restricciones estructurales de los vínculos se analizan en Abrial (1974), Elmasri y Wiederhold (1980) y Lenzerini y Santucci (1983). Los atributos multivaluados y compuestos se incorporaron en el modelo ER en Elmasri *et al* (1985), donde también se estudian las operaciones de actualización de ER y la especificación de transacciones. A partir de 1979, se ha celebrado con regularidad una conferencia para diseminar los resultados de investigaciones relacionadas con el modelo ER. Dicha conferencia ha tenido lugar en Los Angeles (ER 1979, ER 1983), Washington, D.C. (ER 1981), Chicago (ER 1985), Dijon, Francia (ER 1986), Nueva York (ER 1987), Roma, (ER 1988), Toronto, Canadá (ER 1989), Lausana, Suiza (ER 1990), San Mateo, California (ER 1991), y Karlsruhe, Alemania (ER 1992).

CAPÍTULO 4

Almacenamiento de registros y organizaciones primarias de archivos

En los capítulos 4 y 5 nos ocuparemos de las técnicas de almacenamiento físico de los datos en el sistema de computador. Las bases de datos suelen estar organizadas en archivos de registros, los cuales se almacenan en discos de computador. Lo primero que haremos, en la sección 4.1, será presentar los conceptos de las jerarquías de almacenamiento en computador. En la sección 4.2 describiremos los dispositivos de almacenamiento en disco y sus características, y también estudiaremos brevemente los dispositivos de almacenamiento en cinta. La sección 4.3 cubre la técnica de doble almacenamiento intermedio, que sirve para agilizar la obtención de múltiples bloques del disco. En la sección 4.4 analizaremos diversas formas de dar formato a los registros y almacenarlos en archivos en disco. En la sección 4.5 presentaremos los diversos tipos de operaciones que suelen aplicarse a los registros de los archivos. Luego hablaremos de tres métodos principales para organizar los registros de un archivo en disco: registros no ordenados (Sec. 4.6), registros ordenados (Sec. 4.7) y registros dispersos (Sec. 4.8).

En la sección 4.9 haremos un breve estudio de los archivos de registros mixtos y otros métodos primarios para organizar los registros, como los árboles B. En el capítulo 5 trataremos las técnicas para crear estructuras de acceso (los índices) que agilizan la búsqueda y obtención de registros. Estas técnicas implican el almacenamiento de datos auxiliares, además de los registros mismos.

Los lectores que ya hayan estudiado las organizaciones de archivos pueden estudiar superficialmente los capítulos 4 y 5, o incluso pasarlos completamente por alto. También pueden posponerse para su lectura posterior. El material que contienen es necesario para entender algunos de los capítulos del libro que vienen después, en particular los capítulos 14 y 16 al 19.

4.1 Introducción

La colección de datos que constituye una base de datos computarizada debe estar almacenada físicamente en algún **medio de almacenamiento** en computador. Así, el software del SGBD podrá leer, actualizar y procesar estos datos cuando sea necesario. Los medios de almacenamiento en computador forman una *jerarquía de almacenamiento* que incluye dos categorías principales:

- Almacenamiento primario. En esta categoría caben medios de almacenamiento sobre los cuales la unidad central de proceso (UCP) del computador puede operar directamente, como la memoria principal y las memorias caché, que son más pequeñas pero más rápidas. Por lo regular, el almacenamiento primario ofrece acceso rápido a los datos, aunque su capacidad de almacenamiento es limitada.
- Almacenamiento secundario. Entre los dispositivos de almacenamiento secundario están los discos magnéticos y ópticos, las cintas y los tambores magnéticos, que casi siempre tienen mayor capacidad, cuestan menos y ofrecen acceso más lento a los datos que los dispositivos de almacenamiento primario. La UCP no puede procesar directamente los datos en almacenamiento secundario; para ello deben copiarse en almacenamiento primario.

Las bases de datos suelen almacenar grandes cantidades de datos que deben persistir por periodos largos. Durante dichos periodos, los datos se leen y procesan una y otra vez. Esto contrasta con la noción de estructuras de datos que persisten sólo por un tiempo limitado durante la ejecución .de un programa, cosa que es común en los lenguajes de programación. La mayoría de las bases de datos se almacenan permanentemente en almacenamiento secundario de **disco magnético,** por las siguientes razones:

- En general, las bases de datos son demasiado grandes como para que quepan completas en la memoria principal.
- Las circunstancias que provocan la pérdida permanente de los datos almacenados se presentan con menor frecuencia en el almacenamiento secundario en disco que en el primario. Es por esto que llamamos a los discos —y a otros dispositivos de almacenamiento secundario— **almacenamiento no volátil,** en tanto que la memoria principal suele caracterizarse como **almacenamiento volátil.**
- El costo de almacenamiento por unidad de información es un orden de magnitud menor en el caso de discos que en el del almacenamiento primario.

Están surgiendo nuevas tecnologías, como el almacenamiento en disco óptico, memorias principales más grandes y económicas, y hardware de propósito especial orientado a las bases de datos. Es posible que en el futuro tales tecnologías ofrezcan alternativas viables al empleo de discos magnéticos, pero por ahora es importante estudiar y comprender las propiedades y características de estos discos magnéticos y la forma en que podemos organizar los archivos de datos en el disco a fin de diseñar bases de datos eficaces con un rendimiento aceptable.

Las cintas magnéticas se utilizan a menudo como medio de almacenamiento para respaldar la base de datos porque el almacenamiento en cinta cuesta aún menos que el almacenamiento en disco. Sin embargo, el acceso a los datos en cinta es muy lento. Los datos

almacenados en cinta están fuera de línea; esto es, se requiere la intervención de un operador (o de un dispositivo de carga) para cargar una cinta y poder tener acceso a los datos. En contraste, los discos son dispositivos en línea a los cuales se puede tener acceso en cualquier momento.

En este capítulo y el siguiente describiremos las técnicas para almacenar grandes cantidades de datos estructurados en un disco. Estas técnicas son importantes para los diseñadores de bases de datos, para el DBA y para quienes implementan los SGBD. Los diseñadores de bases de datos y el DBA deben conocer las ventajas y desventajas de las técnicas de almacenamiento para diseñar, implementar y operar una base de datos en un SGBD específico. Es común que el SGBD ofrezca varias opciones para organizar los datos, y el proceso de diseño físico de bases de datos implica elegir, de entre las opciones disponibles, las técnicas de organización de datos idóneas para los requerimientos de aplicación dados. Los implementadores de SGBD deben estudiar las técnicas de organización de los datos para poder implementarlas de manera eficiente y así ofrecer al DBA y a los usuarios del SGBD suficientes opciones.

En general, las aplicaciones de base de datos sólo requieren una pequeña porción de la base de datos en un momento dado, a fin de procesarla. Siempre que se requiera una cierta porción de los datos, habrá que localizarla en el disco, copiarla en la memoria principal para procesarla y luego escribirla otra vez en el disco si es que se modificaron los datos. Los datos almacenados en el disco están organizados en archivos de registros. Cada registro es una colección de valores de datos que se pueden interpretar como hechos en torno a entidades, sus atributos y sus vínculos. Los registros deben almacenarse en disco de manera tal que sea posible localizarlos de manera eficiente cuando se les requiera.

Hay varias organizaciones primarias de archivos que determinan la forma en que los registros de un archivo *se colocan físicamente en el disco*. Los *archivos de montículo* (o *archivos no ordenados)* colocan los registros en disco sin un orden específico, en tanto que los *archivos ordenados* (o *archivos secuenciales)* mantienen los registros ordenados según el valor de un cierto campo. Los *archivos dispersos* utilizan una función de dispersión para determinar la colocación de los registros en el disco. Otras organizaciones primarias de los archivos, como los *árboles* B, se valen de estructuras de árbol. Estudiaremos las organizaciones primarias de los archivos en las secciones 4.6 a 4.9

4.2 Dispositivos de almacenamiento secundario

En esta sección describiremos algunas de las características de los dispositivos de almacenamiento en disco y cinta magnéticos. Los lectores que ya hayan estudiado esto pueden limitarse a hacer una revisión superficial de esta sección.

4.2,1 *Descripción del hardware de los dispositivos de disco*

Los discos magnéticos sirven para almacenar grandes cantidades de datos. La unidad más básica de almacenamiento en el disco es un solo bit de información. Si magnetizamos un área del disco de cierta manera, podemos hacer que represente un valor de bit de 0 (cero) o bien de 1 (uno). Para codificar la información, los bits se agrupan en bytes (o caracteres). Los bytes suelen tener entre 4 y 8 bits, dependiendo del computador y del dispositivo. Supondremos

que un carácter se almacena en un solo byte, y utilizaremos indistintamente los términos *byte* y *carácter.* La capacidad de un disco es el número de bytes que puede almacenar, y suele ser bastante grande. Citaremos las capacidades de los discos en kilobytes (Kbyte o aproximadamente 1000 bytes), megabytes (Mbyte o aproximadamente un millón de bytes) y gigabytes (Gbyte o aproximadamente mil millones de bytes). Los pequeños discos flexibles que se utilizan en los microcomputadores suelen contener entre 400 Kbytes y 1.2 Mbytes; los discos duros de las micros suelen tener capacidades de entre 30 y 250 Mbytes, y los grandes paquetes de discos empleados con minicomputadores y macrocomputadores tienen capacidades que llegan a unos cuantos Gbytes. La capacidad de los discos está aumentando continuamente conforme mejoran las tecnologías.

Sea cual sea su capacidad, todos los discos están hechos de material magnético en forma de un disco circular delgado (Fig. 4.1(a)) y protegidos por una cubierta de plástico o aerifico. Los discos son de un solo lado si sólo almacenan información en una de sus superficies, y de doble lado si se utilizan las dos superficies. A fin de aumentar la capacidad de almacenamiento los discos se construyen en un paquete de discos (Fig. 4.1 (b)) que puede incluir hasta 30 superficies. La información se almacena en la superficie del disco en círculos concéntricos *muy angostos,* cada uno de los cuales tiene un diámetro distinto y recibe el

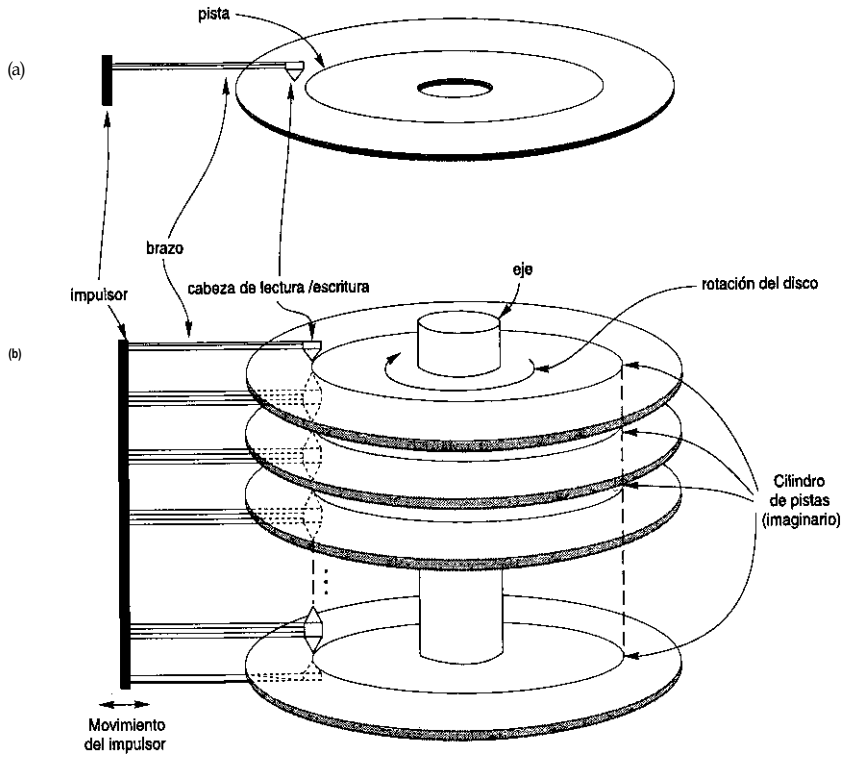


Figura 4.1 (a) Disco de un solo lado con hardware de lectura/escritura.
(b) Paquete de discos con hardware de lectura/escritura.

nombre de pista. En el caso de los paquetes de discos, las pistas del mismo diámetro en las diversas superficies constituyen un cilindro, por la forma que tendrían si se les conectara en el espacio. El concepto de cilindro es importante porque los datos almacenados en el mismo cilindro se pueden leer con mucha mayor rapidez que si estuvieran distribuidos entre distintos cilindros.

Por lo regular, todos ios círculos concéntricos pueden contener la misma cantidad de información, así que los bits están empacados más densamente en las pistas de menor diámetro. El número de pistas de un disco puede llegar hasta 800, y la capacidad de cada pista suele ser de entre 4 y 50 Kbytes. Dado que una pista puede contener una gran cantidad de información, se le divide en bloques más pequeños o sectores. La división de una pista en sectores está codificada permanentemente en la superficie del disco y no se puede modificar. Los sectores subtienden un ángulo fijo en el centro (Fig. 4.2), y no todos ios discos tienen sus pistas divididas en sectores. La división de una pista en bloques de igual tamaño, o *páginas,* la establece el sistema operativo durante la grabación del formato (o iniciación) del disco. El tamaño de los bloques se fija durante la iniciación, y no es posible alterarlo dinámicamente. Los bloques suelen tener entre 512 y 4096 bytes. En el caso de los discos con sectores codificados permanentemente, es común que los sectores se subdividan en bloques durante la iniciación. La división de los bloques se establece mediante separaciones entre bloques de tamaño fijo, que incluyen información de control especialmente codificada que se graba durante la iniciación del disco. Esta información sirve para determinar cuál bloque de la pista sigue a cada separación entre bloques.

Se dice que los discos son dispositivos direccionables *de acceso aleatorio.* La transferencia de los datos entre la memoria principal y el disco se efectúa en unidades de bloques. La dirección de hardware de un bloque — una combinación de número de superficie, número de pista (dentro de la superficie) y número de bloque (dentro de la pista) — se proporciona al hardware de entrada/salida (E/S) del disco. También se proporciona la dirección de un almacenamiento intermedio *(buffet):* un área reservada contigua en la memoria principal en la que cabe un bloque. En el caso de una orden de lectura, el bloque de disco se copia en la memoria intermedia; si la orden es de escritura, el contenido de la memoria intermedia se copia en el bloque del disco. Hay ocasiones en las que se transfieren varios bloques contiguos (un grupo) como una sola unidad. En este caso el tamaño de la memoria intermedia se ajusta de modo que coincida con el número de bytes del grupo.

De hecho, el mecanismo encargado de leer o escribir bloques es la cabeza de lectura/escritura del disco, que forma parte de un sistema llamado unidad de disco. Los discos o paquetes de discos se montan en la unidad de disco, que cuenta con un motor para hacer girar los discos. La cabeza de lectura/escritura contiene un componente electrónico unido a

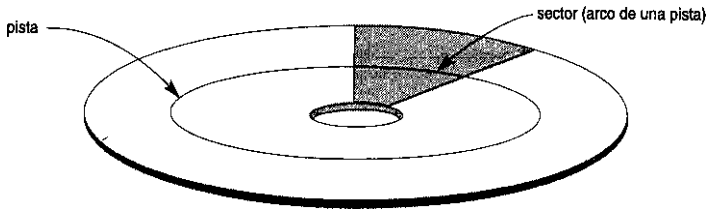


Figura 4.2 Grupo de sectores que subtienden el mismo ángulo.

un brazo mecánico. Los paquetes de discos con múltiples superficies tienen también varias cabezas de lectura/escritura, unapor cada superficie (Fig. 4.1 (b)). Todos los brazos están sujetos a un impulsor conectado'a otro motor eléctrico, el cual mueve las cabezas de lectura/escritura al unísono y las coloca con precisión sobre el cilindro de pistas especificado en una dirección de bloque.

Las unidades de discos duros giran el paquete de discos continuamente a velocidad constante. En el caso de los discos flexibles, la unidad de disco comienza a girar el disco cada vez que se emite una solicitud de lectura o escritura específica, y deja de girarlo poco después de completarse la transferencia de los datos. Una vez que la cabeza de lectura/escritura está colocada en la pista correcta y que el bloque especificado en la dirección de bloque pasa por la cabeza, el componente electrónico de ésta se activa para transferir los datos. Algunas unidades de disco tienen cabezas de lectura/escritura fijas, con tantas cabezas como pistas tiene el disco. Éstas se denominan discos de cabeza fija, en tanto que las unidades provistas de impulsor se llaman discos de cabeza móvil. En el caso de los discos de cabeza fija, la pista o el cilindro se escoge electrónicamente conmutando a la cabeza de lectura/escritura apropiada, sin que haya movimiento mecánico; en consecuencia, son mucho más rápidos. Sin embargo, el costo de las cabezas adicionales es bastante alto, y por ello los discos de cabeza fija no suelen utilizarse mucho.

Para transferir un bloque de disco, dada su dirección, la unidad de disco debe ubicar primero mecánicamente la cabeza de lectura/escritura sobre la pista correcta. El tiempo requerido para hacer esto se denomina tiempo de búsqueda. Después, hay otro lapso de espera — el retardo rotacional o latencia — mientras el principio del bloque deseado gira hasta colocarse bajo la cabeza de lectura/escritura. Por último, se requiere un lapso adicional para transferir los datos: el tiempo de transferencia de bloque. Por tanto, el tiempo total necesario para localizar y transferir un bloque arbitrario, dada su dirección, es la suma del tiempo de búsqueda, el retardo rotacional y el tiempo de transferencia de bloque. El tiempo de búsqueda y el retardo rotacional suelen ser mucho mayores que el tiempo de transferencia de bloque. Para hacer más eficiente la transferencia de múltiples bloques, se acostumbra transferir varios bloques consecutivos de la misma pista o cilindro. Esto elimina el tiempo de búsqueda y el retardo rotacional para todos los bloques, con excepción del primero, lo que da pie a un ahorro sustancial de tiempo cuando se transfieren muchos bloques contiguos. Por lo regular, el fabricante del disco indica una velocidad de transieren' cia masiva para calcular el tiempo que requiere la transferencia de bloques consecutivos. En el apéndice B hay un análisis sobre éstos y otros parámetros de disco.

El tiempo requerido para localizar y transferir un bloque de disco es del orden de milisegundos, por lo regular entre 15 y 60 ms. En el caso de bloques contiguos, la localización del primer bloque tarda entre 15 y 60 ms, pero la transferencia de los bloques subsecuentes podría tardar sólo 1 o 2 ms por bloque. Muchas técnicas de búsqueda aprovechan la obtención consecutiva de bloques al buscar datos en disco. En todo caso, un tiempo de transferencia del orden de milisegundos se considera bastante alto en comparación con el tiempo necesario para procesar los datos en la memoria principal con las UCP actuales. Por tanto, la localización de datos en el disco es un *cuello de botella importante* en las aplicaciones de bases de datos. Las estructuras de archivos que veremos aquí y en el capítulo 5 intentan *minimizar el número de transferencias de bloques* necesarias para localizar y transferir los datos requeridos del disco a la memoria principal.

4.2.2 *Dispositivos de almacenamiento en cinta magnética*

Los discos son dispositivos de almacenamiento secundario de acceso aleatorio, porque es posible tener acceso "de manera aleatoria" a un bloque arbitrario en el disco con sólo especificar su dirección. Las cintas magnéticas son dispositivos de acceso secuencial; si queremos tener acceso al n-ésimo bloque de la cinta, tendremos que leer antes los n - 1 bloques precedentes. Los datos se almacenan en carretes de cinta magnética de alta capacidad, un tanto parecidos a las cintas de audio o vídeo. Se requiere una unidad de cinta para leer los datos de un carrete de cinta, o grabarlos en ella. Por lo regular, cada grupo de bits que forman un byte se almacena a lo ancho de la cinta, y los bytes en sí se almacenan consecutivamente en ella.

Los datos se leen o escriben en la cinta mediante una cabeza de lectura/escritura. Los registros de datos también se almacenan en bloques en la cinta, aunque el tamaño de éstos puede ser bastante mayor que en el caso de los discos, y las separaciones entre bloques son también muy grandes. Dadas las densidades comunes de la cinta —entre 4000 y 16 000 bytes por centímetro— una separación entre bloques[1] usual de 1.52 cm corresponde a entre 960 y 3750 bytes de espacio de almacenamiento desperdiciado. Con el fin de aprovechar mejor el espacio, se acostumbra agrupar muchos registros en un solo bloque.

La característica principal de una cinta es el requisito de tener acceso a los bloques de datos en orden secuencial. Si queremos llegar a un bloque ubicado a la mitad de un carrete de cinta, deberemos montar el carrete y leer la cinta hasta que el bloque deseado pase por la cabeza de lectura/escritura. Por esta razón, el acceso en cinta puede ser lento y las cintas no se utilizan para almacenar datos en línea, con excepción de algunas aplicaciones especializadas. Sin embargo, las cintas cumplen con una función muy importante, la de respaldar la base de datos. Una razón para hacer este respaldo es mantener copias de seguridad de los archivos de disco por si acaso se pierden los datos debido a un aterrizaje de la cabeza, que ocurre cuando la cabeza de lectura/escritura del disco toca la superficie de este último a causa de una descompostura mecánica. Por esta razón, los archivos del disco se copian periódicamente en cintas. Las cintas también pueden servir para almacenar archivos de datos demasiado grandes. Por último, los archivos de base de datos que se utilizan con muy poca frecuencia, o que carecen de actualidad pero se deben conservar como registros históricos, se pueden archivar en cinta. En fechas recientes, las cintas magnéticas más pequeñas (de 8 mm, similares a las que se utilizan en las cámaras-grabadoras de vídeo) y los CD-ROM (discos compactos con memoria sólo de lectura) se han vuelto muy populares como medios para respaldar archivos de datos de estaciones de trabajo y computadores personales, y para almacenar imágenes y bibliotecas del sistema.

4.3 Almacenamiento intermedio de bloques

Cuando es preciso transferir varios bloques del disco a la memoria principal y se conocen por anticipado todas las direcciones de bloque, es posible reservar varias áreas de almacenamiento intermedio *(buffers)* en la memoria principal para agilizar la transferencia. Mientras se lee o escribe un *buffer,* la UCP puede procesar los datos de otro. Esto es posible porque casi siempre se cuenta con un procesador de entrada/salida (E/S) de disco independiente que, una

[1] Llamada *separación entre registros* en la terminología de cintas.

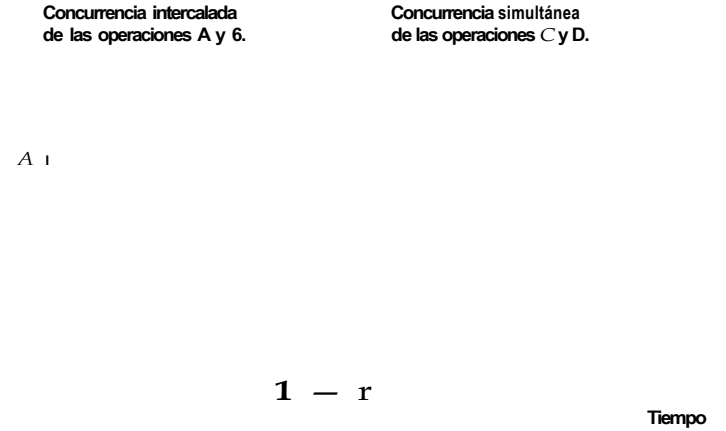


Figura 4.3 Concurrencia intercalada y simultánea.

vez activado, puede proceder a transferir un bloque de datos entre la memoria y el disco, independientemente del proceso de la UCP y en paralelo con él.

La figura 4.3 ilustra cómo dos procesos pueden efectuarse en paralelo. Los procesos A y B se ejecutan de manera concurrente en forma intercalada, en tanto que los procesos C y D se ejecutan en forma concurrente de manera simultánea. Cuando una sola UCP controla múltiples procesos, la ejecución simultánea no es posible. No obstante, los procesos se pueden ejecutar concurrentemente de manera intercalada. La mayor utilidad de la memoria intermedia se da cuando los procesos pueden ejecutarse concurrentemente de manera simultánea, sea porque se cuenta con un procesador de E/S de disco aparte, o porque el computador tiene múltiples procesadores.

La figura 4.4 ilustra la manera en que la lectura y el procesamiento pueden efectuarse en paralelo cuando el tiempo necesario para procesar un bloque de disco en la memoria es menor que el tiempo necesario para leer el siguiente bloque y llenar un *buffer.* La UCP puede comenzar a procesar un bloque una vez completada su transferencia a la memoria principal; al mismo tiempo, el procesador de E/S de disco puede estar leyendo y transfiriendo el siguiente bloque a un almacenamiento intermedio diferente. Esta técnica se conoce como doble almacenamiento intermedio y también puede servir para escribir un flujo continuo de bloques de la memoria en el disco. El doble almacenamiento intermedio permite la lectura o escritura continua de datos en bloques consecutivos del disco, eliminando así el tiempo de búsqueda y el retardo rotacional de todas las transferencias de bloque, con excepción de la primera. Por añadidura, los datos están listos para procesarse, lo que reduce el tiempo de espera en los programas.

4*4 Grabación de registros de archivo en disco

En esta sección definiremos los conceptos de registro, tipo de registros y archivo. En seguida, analizaremos diferentes técnicas para colocar los registros de un archivo en el disco.

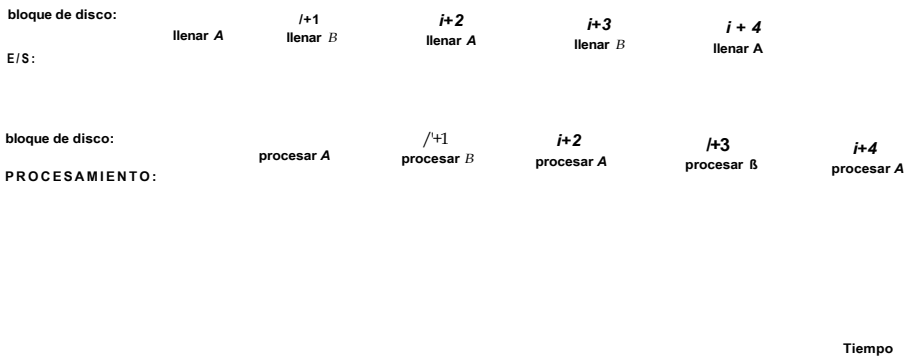


Figura 4.4 Empieo de dos areas de memoria intermedia, A y ß, para leer del dis

4.4.1 *Tipos de registros*

Los datos casi siempre se almacenan en forma de registros. Cada registro consiste en una colección de valores o elementos de información relacionados, donde cada valor se forma de uno o más bytes y corresponde a un determinado campo del registro. En general, los registros describen entidades y sus atributos. Por ejemplo, un registro EMPLEADO representa una entidad empleado, y cada valor de campo del registro especifica un atributo de ese empleado, como NOMBRE, FECHA-NACIMIENTO, SALARIO o SUPERVISOR. Una colección de nombres de campos y sus tipos de datos correspondientes constituye una definición de tipo de registro o formato de registro. El tipo de datos asociado a cada campo especifica el tipo de valores que el campo puede aceptar.

El tipo de datos de un campo casi siempre es uno de los tipos de datos estándar empleados en programación. Entre ellos se cuentan los tipos de datos numéricos (entero, entero largo o número real), de cadena de caracteres (longitud fija o variable), boóleanos (que sólo adoptan los valores 0 y 1 o FALSO y VERDADERO), y a veces tipos de fecha y hora especialmente codificados. El número de bytes requerido para cada tipo de datos es fijo para un computador en particular. Un entero podría requerir 4 bytes, un entero largo, 8 bytes, un número real, 4 bytes, un booleano, 1 byte, una fecha, 4 bytes (para codificar la fecha como entero) y una cadena de longitud fija de *k* caracteres, *k* bytes. Las cadenas de longitud variable pueden requerir tantos bytes como caracteres tengan los valores de cada campo. Por ejemplo, podríamos definir un tipo de registro EMPLEADO —con la notación de PASCAL— como sigue:

```
NOMBRE DEL TIPO DE REGISTRO   NOMBRES DE CAMPOS   TIPOS DE DATOS
type EMPLEADO = record        NOMBRE              :packed array [1..30] of character;
                              NSS                 :packed array [1..9] of character;
                              SALARIO             : integer;
                              CÓDIGO_PUESTO       .-integer;
                              DEPARTAMENTO        :packed array [1.20] of character;
                              end;
```


En aplicaciones recientes de base de datos, puede haber necesidad de almacenar elementos de información que consistan en objetos grandes no estructurados, que representen imágenes, flujos de vídeo o audio digitalizados, o texto libre. Estos se denominan objetos binarios grandes **(BLOB:** *binary large objects).* Por lo regular, un elemento de información BLOB se almacenará aparte de su registro, en un área de bloques de disco, y se incluirá en el registro un apuntador al BLOB.

4.4.2 *Archivos, registros de longitud fija y registros de longitud variable*

Un archivo es una *secuencia* de registros. En muchos casos, todos los registros de un archivo son del mismo tipo. Si todos tienen exactamente el mismo tamaño (en bytes), se dice que el archivo se compone de registros de longitud fija. Si diferentes registros del archivo tienen tamaños distintos, se dice que el archivo está constituido por registros de longitud variable. Un archivo puede tener registros de longitud variable por varias razones:

- Los registros del archivo son todos del mismo tipo, pero uno o más de los campos son de tamaño variable (campos de longitud variable). Por ejemplo, el campo NOMBRE de EMPLEADO puede ser un campo de longitud variable.
- Los registros del archivo son todos del mismo tipo, pero uno o más de los campos pueden tener múltiples valores en registros individuales; se dice que un campo así es un campo repetitivo, y el grupo de valores del campo se conoce como grupo repetitivo.
- Los registros del archivo son todos del mismo tipo, pero uno o más de los campos son opcionales; esto es, pueden tener valores en algunos de los registros, pero quizá no en todos (campos opcionales).
- El archivo contiene registros de *diferentes tipos* y por tanto de tamaño variable (archivo mixto). Esto ocurriría si se colocaran registros relacionados de diferentes tipos juntos en los bloques de disco; por ejemplo, los registros BOLETA_DE_NOTAS de un estudiante dado se podrían colocar inmediatamente después del registro de ese ESTUDIANTE.

Los registros EMPLEADO de longitud fija de la figura 4.5 (a) tienen un tamaño de 71 bytes. Todos los registros tienen los mismos campos, y las longitudes de los campos'son fijas para poder identificar la posición inicial de cada campo en relación con la posición inicial del registro. Esto facilita la localización de los valores de los campos con los programas que tienen acceso a tales archivos. Cabe señalar que es posible representar como archivo de registros de longitud fija un archivo que lógicamente debería tener registros de longitud variable. Por ejemplo, en el caso de los campos opcionales podríamos incluir *todos los campos* en todos *los registros,* pero almacenar un valor nulo especial si no existe valor para ese campo. En el caso de un campo repetitivo, podríamos asignar a cada registro el máximo de bytes que puedan ocupar los valores de ese campo. En ambos casos se desperdicia espacio si algunos registros no tienen valores para todos los espacios físicos disponibles en cada registro. En seguida veremos otras opciones para dar formato a los registros de un archivo de registros de longitud variable.

En el caso de los *campos de longitud variable,* todos los registros tienen un valor en cada campo, pero no conocemos la longitud exacta de los valores de algunos campos. Para determinar los bytes que representan cada campo dentro de un registro en particular, podemos

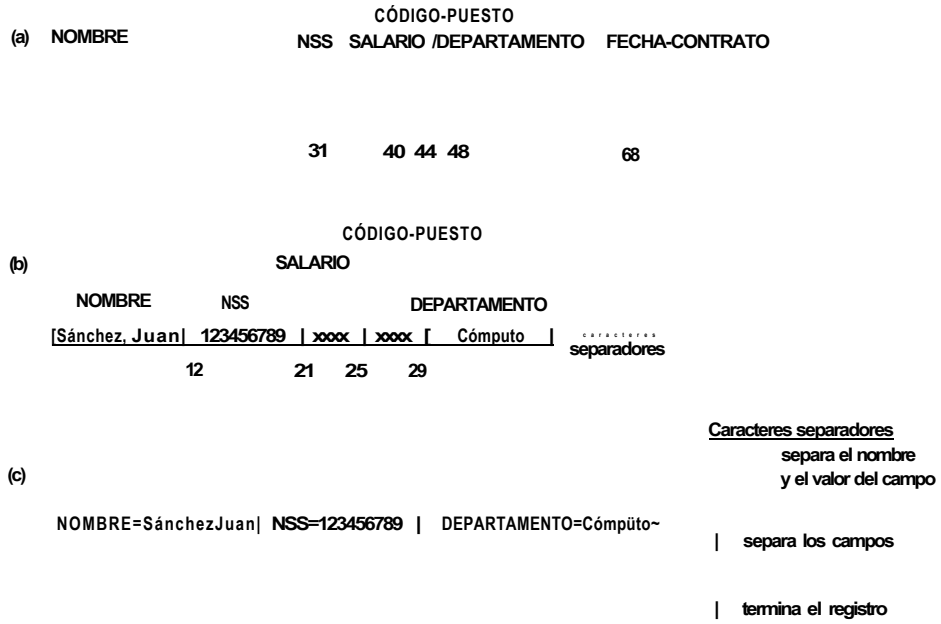


Figura 4.5 Diversos formatos de almacenamiento de registros, (a) Registro de longitud fija con seis campos y 71 bytes de longitud, (b) Registro con dos campos de longitud variable y tres de longitud fija, (c) Un registro de campos variables con tres tipos de caracteres separadores.

usar caracteres separadores especiales, que no aparecen en ningún valor de campo (como ? o % o $), para terminar los campos de longitud variable (Fig. 4.5 (b)), o bien podemos almacenar la longitud de cada campo del registro.

Los archivos de registros con *campos opcionales* pueden tener diferentes formatos. Si el número total de campos del tipo de registros es grande, pero el número de campos que aparecen realmente en un registro representativo es pequeño, podemos incluir en cada campo una secuencia de pares <nombre-de-campo, valor-de-campo> y no sólo los valores de los campos. En la figura 4.5 (c) se utilizan tres tipos de caracteres separadores, aunque podríamos usar el mismo carácter separador para los dos primeros propósitos: separar el nombre del campo y su valor, y separar un campo del siguiente. Una opción más práctica es asignar un **tipo** de campo corto —digamos, un número entero— a cada campo e incluir en cada registro una secuencia de pares <tipo-de-campo, valor-de-campo> en vez de pares h o m - bre-de-campo, valor-de-campo>.

Los *campos repetitivos* necesitan un carácter separador para separar los valores repetitivos del campo y otro para indicar la terminación del campo. Por último, en el caso de archivos que contengan *registros de diferentes tipos,* cada registro va precedido por un indicador de **tipo** de registro. Obviamente, los programas que procesan registros de longitud variable tendrán que ser más complejos que ios que manejan registros de longitud fija, donde se conocen la posición inicial y el tamaño de cada campo, y nunca cambian.

4.4.3 *Grabación de registros en bloques y registros extendidos vs. no extendidos*

Los registros de un archivo se deben asignar a bloques del disco porque el bloque es la *unidad de transferencia de datos* entre el disco y la memoria. Si el tamaño del bloque es mayor que el del registro, cada bloque contendrá más de un registro. Algunos archivos pueden tener registros desusadamente grandes que no caben en un bloque. Supongamos que el tamaño de bloque es B bytes. Para un archivo de registros de longitud fija de tamaño R, con B > R, podemos colocar *fbl* = L(B/R)J registros por bloque, donde |_(x)J *{{unción piso)* redondea el valoi *x* hacia abajo hasta el siguiente entero. El valor *fbl* se denomina factor de bloques del archivo. En general, R no será divisor exacto de B, de modo que tendremos cierto espacio desocupado en cada bloque igual a

B - *(fbl* * R) bytes

Para aprovechar este espacio no utilizado, podemos almacenar parte de un registro en un bloque y el resto en otro. Un apuntador al final del primer bloque apuntará al bloque que contiene el resto del registro en caso de que no sea el siguiente bloque consecutivo del disco. Esta organización se llama extendida, porque los registros pueden extenderse más allá del final de un bloque. Siempre que un registro sea mayor que un bloque, *es necesario* emplear una organización extendida. Si no se permite que los registros crucen los límites de los bloques, se dice que la organización es no extendida. Esta se usa con registros de longitud fija en los que B > R, porque hace que cada registro comience en una posición conocida del bloque, lo cual simplifica el procesamiento de registros. En el caso de registros de longitud variable, se puede usar una organización extendida o no extendida. Si el tamaño medio de los registros es grande, resultará ventajoso emplear la organización extendida para reducir el espacio perdido en cada bloque. La figura 4.6 ilustra la organización extendida comparándola con la no extendida.

En el caso de registros de longitud variable que utilizan la organización extendida, cada bloque puede almacenar un número distinto de registros del archivo. Aquí, el factor de bloques *fbl* representa el número *medio* de registros por bloque para el archivo. Podemos usar *fbl* para calcular el número de bloques que se necesitan para un archivo de r registros:

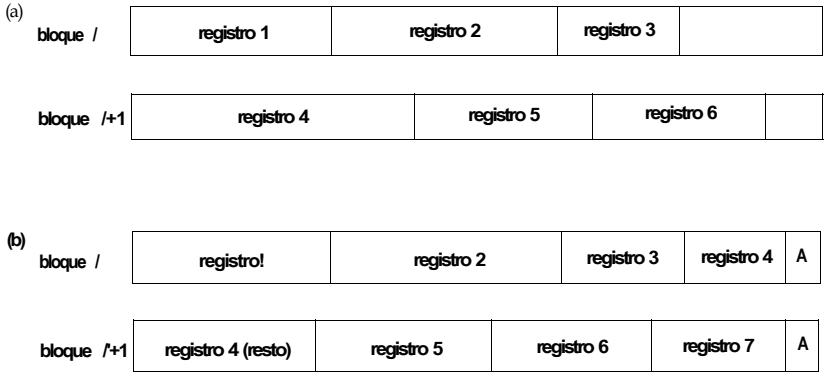


Figura 4.6 Tipos de organización de registros, (a) No extendida, (b) Extendida.

$b = \lceil (rlf bl) \rceil$ bloques

donde T(x)l *(función techo)* redondea el valor de x hacia arriba hasta el siguiente entero.

4.4*4 *Asignación de bloques de archivo en disco*

Existen varias técnicas estándar para asignar ios bloques de un archivo en disco. En la asignación contigua los bloques del archivo se asignan a bloques consecutivos del disco. Esto agiliza notablemente la lectura de todo el archivo si se emplea doble memoria intermedia, pero dificulta la expansión del archivo. En la asignación enlazada cada bloque del archivo contiene un apuntador al siguiente bloque de ese archivo. Esto facilita la expansión del archivo pero vuelve más lenta su lectura. Una combinación de las dos asigna grupos de bloques de disco consecutivos, y luego enlaza los grupos. A estos grupos se les llama en ocasiones segmentos o alcances. Otra posibilidad es utilizar la asignación indizada, donde uno o más bloques de índice contienen apuntadores a los bloques de archivo reales. También es frecuente el empleo de combinaciones de estas técnicas.

4.4.5 *Descriptores de archivo*

Un descriptor de archivo o cabecera de archivo contiene información relativa al archivo que es necesaria para los programas que tienen acceso a los registros de dicho archivo. El descriptor contiene información para determinar las direcciones en disco de los bloques del archivo, y también para registrar descripciones de formato, como las longitudes de los campos y el orden de los campos dentro de un registro en el caso de los registros no extendidos de longitud fija, y códigos de tipo de campo, caracteres separadores y códigos de tipo de registro en el caso de los registros de longitud variable.

Para buscar un registro en el disco, se copian uno o más bloques en almacenamiento intermedio de la memoria principal. En seguida, los programas buscan el registro o registros deseados dentro del almacenamiento intermedio, utilizando la información del descriptor del archivo. Si se desconoce la dirección del bloque que contiene el registro deseado, los programas de búsqueda deberán efectuar una búsqueda lineal a través de los bloques del archivo. Se copia cada bloque en un *buffer* y se examina hasta encontrar el registro o hasta haber buscado en todos los bloques del archivo infructuosamente. Esto puede requerir mucho tiempo si el archivo es grande. El objetivo de una buena organización de archivo es localizar el bloque que contiene un registro dado con un mínimo de transferencias de bloques.

4.5 Operaciones con archivos

Las operaciones con archivos suelen dividirse en operaciones de obtención y operaciones de actualización. Las primeras no alteran los datos del archivo, pues sólo localizan ciertos registros para poder examinar los valores de sus campos y procesarlos. Las segundas modifican el archivo por la inserción o eliminación de registros o por la modificación de los valores de los campos. En ambos casos, tal vez tengamos que seleccionar uno o más registros para su obtención, eliminación o modificación con base en una condición de selección, que especifica los criterios que el registro o registros deseados deben satisfacer.

Consideremos un archivo EMPLEADO con los campos NOMBRE, NSS, SALARIO, CÓDIG0_PUESTO y DEPARTAMENTO. Una condición de selección simple podría implicar una comparación de igualdad de algún valor de campo; por ejemplo, (NSS = '123456789') o (DEPARTAMENTO = 'Investigación'). Y condiciones más complejas pueden implicar otros tipos de operadores de comparación, como > o <; un ejemplo es (SALARIO > 30 000). El caso general es tener como condición de selección una expresión booleana arbitraria para los campos del archivo.

Las operaciones de búsqueda en los sistemas de archivos se basan generalmente en condiciones de selección simples. Si la condición es compleja, el SGBD (o el programador) deberá descomponerla para extraer una condición simple que pueda servir para localizar los registros en el disco. A continuación se revisa cada uno de los registros localizados para determinar si satisfacen la condición de selección completa. Por ejemplo, podemos extraer la condición simple (DEPARTAMENTO = 'Investigación') de la condición compleja ((SALARIO > 30 000) Y (DEPARTAMENTO = 'Investigación')); localizaremos todos los registros que satisfagan (DEPARTAMENTO = 'Investigación') y veremos si también satisfacen (SALARIO > 30 000).

Cuando varios registros del archivo satisfacen una condición de búsqueda, sólo se localiza el *primer* registro (con respecto a la secuencia física de los registros en el archivo). Para localizar los demás registros que satisfacen la condición, es preciso efectuar operaciones adicionales. El registro localizado más recientemente se designa registro actual. Las operaciones de búsqueda subsecuentes parten de este registro y localizan el siguiente que satisface la condición.

Las operaciones reales para localizar y leer los registros de un archivo varían de un sistema a otro. A continuación presentamos un conjunto de operaciones representativas. Por lo regular, los programas de alto nivel, como el software de SGBD, tienen acceso a los registros valiéndose de estas órdenes; es por ello que en ocasiones mencionaremos variables del programa en la siguiente descripción:

- *Buscar (Find)* o *Localizar (Lócate):* Busca el primer registro que satisface una condición de búsqueda. Transfiere el bloque que contiene ese registro a unfju//er en la memoria principal (si es que no está ahí ya). El registro se localiza en el *buffer* y se convierte en el registro actual. A veces se utilizan diferentes verbos para indicar si el registro localizado sólo se va a obtener (Buscar) o también se va a actualizar (Localizar).
- Leer *(Read)* u *Obtener* (Get): Copia el registro actual del almacenamiento intermedio a una variable del programa o a un área de trabajo del programa del usuario. Esta orden también puede avanzar el apuntador del registro actual al siguiente registro del archivo, para lo cual puede ser necesario transferir del disco el siguiente bloque del archivo.
- *BuscarSiguiente* (FindNext): Busca en el archivo el siguiente registro que satisface la condición de búsqueda. Transfiere el bloque que contiene ese registro a un *buffer* en la memoria principal (si es que no está ahí ya). El registro se localiza en el *buffer* y se convierte en el registro actual.
- *Eliminar (Delete)*: Elimina el registro actual y (tarde o temprano) actualiza el archivo en el disco de modo que refleje la eliminación.
- *Modificar (Modify):* Modifica algunos valores de campos del registro actual y (tarde o temprano) actualiza el archivo en el disco de modo que refleje la modificación.

- *Insertar (Insert):* Inserta un registro nuevo en el archivo según los pasos siguientes: localiza el bloque donde se debe insertar el registro, transfiere dicho bloque a un área de almacenamiento intermedio (si es que no está ahí ya), escribe el registro en esa área y (tarde o temprano) escribe el contenido del *buffer* en el disco para que el archivo refleje la inserción.

Las operaciones anteriores se denominan de registro por registro porque cada una se aplica a un solo registro. En algunos sistemas de archivos es posible aplicar operaciones adicionales de más alto nivel, de conjunto por conjunto. Como ejemplos podemos citar las siguientes:

- *BuscarTodos (FindAll):* Localiza *todos* los registros del archivo que satisfacen una condición de búsqueda.
- *BuscarOrdenados (FindOrdered*): Obtiene todos los registros del archivo en algún orden especificado.
- *Reorganizar (Reorganize):* Inicia el proceso de reorganización. Como veremos, algunas organizaciones de archivos requieren una reorganización periódica. Un ejemplo sería reordenar los registros del archivo de acuerdo con un cierto campo.

Se requieren otras operaciones que preparan el archivo para el acceso (Abrir, *Open)* y que indican que ya terminamos de usar el archivo (Cerrar, Cióse). La operación Abrir casi siempre lee el descriptor del archivo y prepara el almacenamiento intermedio para las operaciones subsecuentes con el archivo.

En este punto, vale la pena señalar la diferencia entre los términos *organización del archivo* y *método de acceso.* La organización del archivo se refiere a la organización de los datos de un archivo en registros, bloques y estructuras de acceso; esto incluye la forma en que los registros y los bloques se colocan en el medio de almacenamiento y se interconectan. El método de acceso, en cambio, consiste en un grupo de programas que permiten la aplicación de operaciones (como las que listamos antes) a un archivo. En general, es posible aplicar varios métodos de acceso diferentes a una organización de archivo, aunque algunos de estos métodos sólo pueden aplicarse a archivos que están organizados de cierta manera. Por ejemplo, no podemos aplicar un método de acceso indizado a un archivo que carece de índice (véase el Cap. 5).

Por lo regular, es de esperarse que utilizaremos algunas condiciones de búsqueda más que otras. Algunos archivos pueden ser estáticos, lo que significa que pocas veces se efectúan operaciones de actualización; otros archivos, más volátiles, tal vez cambien con frecuencia, lo que significa que se les aplican constantemente operaciones de actualización. Una organización de archivo idónea deberá realizar de la manera más eficiente posible las operaciones que esperamos *aplicar a menudo* al archivo. Por ejemplo, consideremos el archivo EMPLEADO antes descrito, que almacena los registros de los empleados actuales de una compañía. Esperaremos insertar registros (al contratar empleados), eliminar registros (cuando los empleados abandonen la empresa) y modificar registros (por ejemplo, cuando se cambia el salario de un empleado). La eliminación o modificación de un registro requiere una condición de selección para identificar un registro o conjunto de registros en particular. La obtención de uno o más registros también requiere una condición de selección.

Si los usuarios esperan aplicar principalmente una condición basada en el NSS, el diseñador deberá elegir una organización de archivo que facilite la localización de un registro dado su valor de NSS. Para ello, tal vez se ordenen físicamente los registros según su valor de NSS, o se defina un índice por NSS (véase el Cap. 5). Suponga que una segunda aplicación utiliza el archivo para generar los cheques de nómina de los empleados y necesita agrupar los cheques por departamento. Para esta aplicación lo mejor es almacenar de manera contigua todos los registros de empleado que tienen el mismo valor de departamento, empacándolos en bloques y quizá ordenándolos por nombre dentro de cada departamento. Sin embargo, esta organización no es compatible con la ordenación de los registros por su valor de NSS. Si es posible, el diseñador deberá elegir una organización que permita efectuar de manera eficiente ambas operaciones. Desafortunadamente, en muchos casos puede ser que no exista ninguna organización que permita implementar con eficiencia todas las operaciones requeridas. Algunas organizaciones de archivo hacen muy eficientes las obtenciones con ciertas condiciones de búsqueda, pero a expensas de hacer muy costosas las actualizaciones. En tales casos, debe elegirse un término medio congruente con la mezcla esperada de operaciones de obtención y de actualización.

En las secciones que siguen y en el capítulo 5 estudiaremos diferentes métodos para organizar los registros de un archivo en el disco. Hay varias técnicas generales, como el ordenamiento, la dispersión y la indización, que sirven para crear métodos de acceso. Por añadidura, hay diversas técnicas generales para efectuar inserciones y eliminaciones que funcionan con muchas organizaciones de archivos.

4,6 Archivos de registros no ordenados (archivos de montículo)

En el tipo más simple y básico de organización, los registros se colocan en el archivo en el orden en que se insertan, y los registros nuevos se insertan al final del archivo. Un archivo con este tipo de organización se denomina archivo de montículo o de montón.[1] Esta organización suele utilizarse con caminos de acceso adicionales, como los índices secundarios que trataremos en el capítulo 5. También sirve para reunir y almacenar registros de datos que se utilizarán en el futuro.

La inserción de un registro nuevo es *muy eficiente:* el último bloque del archivo en disco se copia en un *buffer,* se añade el nuevo registro, y se reescribe el bloque en el disco. La dirección del último bloque del archivo se guarda en el descriptor del archivo. Por otro lado, buscar un registro con base en cualquier condición de búsqueda requiere una búsqueda li* neal del archivo, bloque por bloque, que es un procedimiento muy costpso. Si sólo un registro satisface la condición de búsqueda, los programas transferirán a la memoria y examinarán la mitad de los bloques del archivo, en promedio, antes de hallar el registro. En el caso de un archivo de *b* bloques, esto requiere buscar en *{¡o 11)* bloques, en promedio. Si ningún registro satisface la condición de búsqueda, o si varios lo hacen, el programa deberá leer y examinar los *b* bloques del archivo.

Para eliminar un registro, el programa encargado de ello primero tendrá que hallarlo, copiar el bloque en un *buffer,* eliminar el registro del *buffer* y finalmente reescribir el bloque en el disco. Esto deja espacio desocupado adicional en el bloque, así que la eliminación de un gran número de registros de esta forma origina una gran cantidad de espacio desperdiciado.

[1] Algunos sistemas de archivos como el V A X RMS (Record Management Services, servicios de gestión de registros) de Digital Equipment Corporation llaman a esta organización *archivo secuencial.*

Otra técnica para eliminar registros consiste en tener un byte o bit adicional, el llamado marcador de eliminación, almacenado con cada registro. Para eliminar un registro se asigna un cierto valor al marcador de eliminación, así que un valor distinto de este último indica un registro válido (no eliminado). Los programas de búsqueda examinan sólo los registros válidos de un bloque aí efectuar su búsqueda. Estas dos técnicas de eliminación requieren una reorganización periódica del archivo para recuperar el espacio desocupado que van dejando los registros eliminados. Durante la reorganización, se tiene acceso consecutivo a los bloques del archivo, y los registros se empacan quitando los registros eliminados. Después de la reorganización, los bloques quedan completamente llenos otra vez. Otra posibilidad es aprovechar el espacio de los registros eliminados al insertar registros nuevos, aunque esto requiere cálculos adicionales para seguir la pista de las posiciones vacías.

Con los archivos no ordenados podemos usar una organización extendida o no extendida y registros de longitud fija o variable. La modificación de un registro de longitud variable podría requerir la eliminación del registro antiguo y la inserción del registro modificado, porque es posible que éste no quepa en el espacio que ocupaba antes en el disco.

Para leer todos los registros en orden según los valores de algún campo, se crea una copia ordenada del archivo. Como la ordenación es una operación costosa cuando el archivo ocupa mucho espacio en el disco, se utilizan técnicas especiales de ordenación externa. Un método común es una variación de la técnica de ordenación por fusión *(merge-sort)*. En primer lugar, se ordenan los registros dentro de cada bloque. Luego se fusionan los bloques ordenados para crear grupos de registros ordenados, cada uno del tamaño de dos bloques. Estos grupos suelen recibir el nombre de series; las series de dos bloques se fusionan para formar series de cuatro bloques, y así sucesivamente, hasta que la serie final es el archivo completo ordenado.

En el caso de *registros de longitud fija* no ordenados que utilizan *bloques no extendidos* y *asignación contigua,* es muy sencillo tener acceso a cualquier registro por su posición en el archivo. Si asignamos a los registros los números 0, 1, 2 , r - 1, y a los registros de cada bloque los números 0, 1, ...,/bí - 1, donde *fbl* es el factor de bloques, el i'-ésimo registro del archivo se encontrará en el bloque *l(i/fbl)]* y será el (i mod/M)'ésimo registro de ese bloque. Los archivos de esta especie suelen denominarse archivos relativos[1] porque es fácil tener acceso a los registros por sus posiciones relativas. Tener acceso a un registro por su posición no ayuda a localizar un registro con base en una condición de búsqueda, pero sí facilita la construcción de caminos de acceso al archivo, como los índices que trataremos en el capítulo 5.

4.7 Archivos de registros ordenados (archivos ordenados)

Podemos ordenar físicamente los registros de un archivo en disco con base en los valores de uno de sus campos, llamado campo de ordenación. Esto da lugar a un archivo ordenado o secuencial.[2] Si el campo de ordenación también es un campo clave del archivo (un campo con un valor único garantizado para cada registro), recibe también el nombre de clave de ordenación del archivo. La figura 4.7 muestra un archivo ordenado con NOMBRE como campo clave de ordenación (suponiendo que todos los empleados tienen nombres distintos).

[1] Por ejemplo, V A X RMS (Record Management Services) llama a esta organización *archivo relativo.*

[2] Algunos sistemas de archivos, como el V A X RMS de Digital Equipment Corporation, emplean el término *archivo secuencial* para denotar el archivo no ordenado que describimos en la sección 4.6.

Los archivos ordenados tienen ciertas ventajas sobre los no ordenados. En primer lugar, la lectura de los registros en orden según los valores del campo de ordenación resulta en extremo eficiente, ya que no es necesario ordenarlos adicionalmente. En segundo lugar, encontrar el registro que sigue al actual en orden según el campo de ordenación casi nunca requiere accesos a bloques adicionales, porque el siguiente registro está en el mismo bloque que el actual (a menos que éste sea el último registro del bloque). En tercer lugar, si usamos una condición de búsqueda basada en el valor de un campo clave de ordenación, tendremos acceso más rápido mediante la técnica de búsqueda binaria, lo que constituye una mejora sobre las búsquedas lineales, aunque no se utilice con frecuencia con archivos en disco.

La **búsqueda binaria** en archivos de disco puede efectuarse sobre bloques en vez de sobre registros. Supongamos que el archivo tiene *b* bloques numerados 1, 2 , *b* \ los registros están ordenados por valor ascendente de su campo clave de ordenación; y lo que buscamos es un registro cuyo valor del campo clave de ordenación sea *K*. Si las direcciones en disco de los bloques están disponibles en el descriptor del archivo, la búsqueda binaria puede describirse con el algoritmo 4.1. Una búsqueda binaria obtiene acceso a $\log_2(b)$ bloques en promedio, sea que se encuentre o no el registro; esto es una mejora con respecto a las búsquedas lineales, donde, en promedio, se obtiene acceso a *(b/2)* bloques cuando se encuentra el registro y a *b* bloques cuando no se le encuentra.

ALGORITMO 4.1 Búsqueda binaria sobre una clave de ordenación de un archivo en disco.

```
/   1, . <_ b\ (* b es el número de bloques del archivo *)
mientras (u > /) hacer
  comenzar /'<-(/+ u) div 2;
  leer bloque / del archivo y colocarlo en almacenamiento intermedio;
  si K< valor del campo clave de ordenación del primer registro del bloque
   entonces u<- i- 1
   si no si K> valor del campo clave de ordenación del último registro del bloque
        entonces /<-/'+1
        si no si el registro con valor del campo clave de ordenación = /Cesta en
   almacenamiento intermedio
            entonces ir a se_encontró
            si no ir a no_se_encontró;
  terminar;
ir a no_se_encontró;
```

Los criterios de búsqueda que comprenden las condiciones >, <, > y < sobre el campo de ordenación son muy eficientes, ya que el ordenamiento físico de los registros implica que todos los registros que satisfacen la condición están contiguos en el archivo. Por ejemplo, y con referencia a la figura 4.7, si el criterio de búsqueda es (NOMBRE < 'F') —donde < significa "alfabéticamente anterior a"—, los registros que satisfacen dicho criterio son los que están entre el principio del archivo y el primer registro cuyo valor de NOMBRE comienza con la letra F.

El ordenamiento no ofrece ninguna ventaja para el acceso aleatorio u ordenado a los registros con base en los valores de un campo *que no sea el de ordenación* del archivo. En tales casos realizaremos una búsqueda lineal para el acceso aleatorio. Si queremos tener acceso en orden a los registros con base en otro campo que no sea el de ordenación, tendremos que crear otra copia ordenada del archivo.

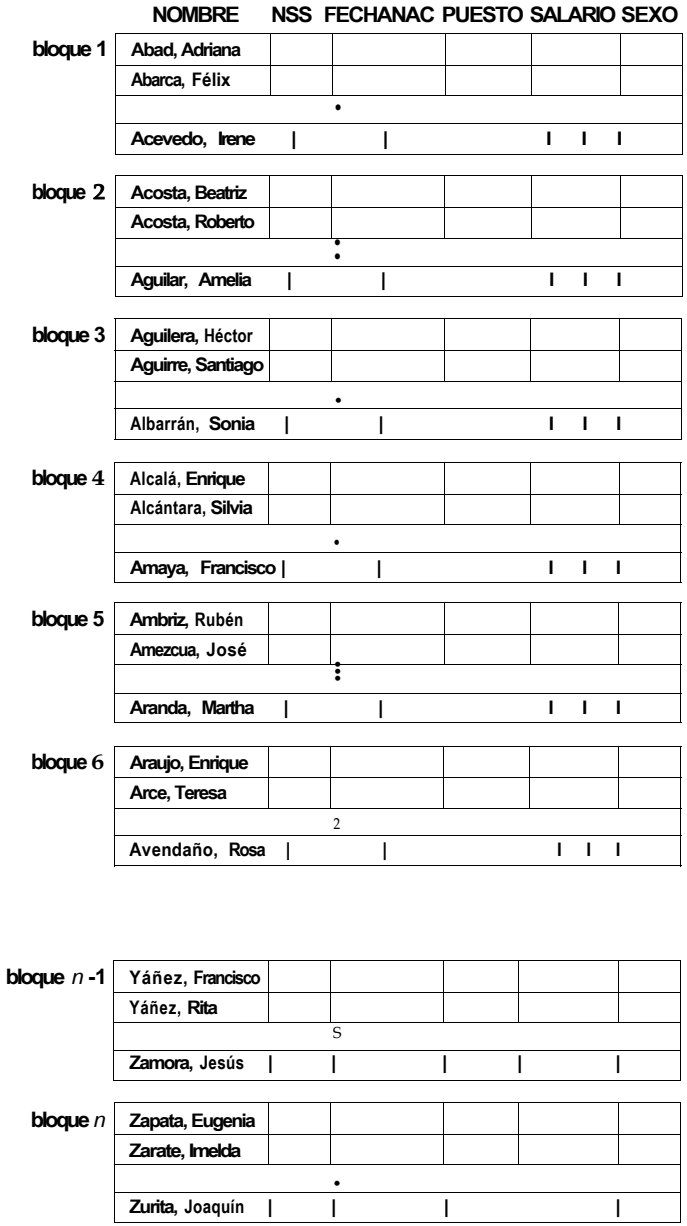


Figura 4.7 Bloques de un archivo ordenado (secuencial) de registros EMPLEADO, con NOMBRE como campo de ordenación.

La inserción y eliminación de registros son operaciones costosas en el caso de archivos ordenados porque se debe conservar el orden de los registros. Para insertar un nuevo registro, tendremos que encontrar su posición correcta en el archivo, con base en su valor del campo de ordenación, y luego abrir espacio en el archivo para colocar el registro en esa posición. Si el archivo es grande, esto puede requerir mucho tiempo, porque será necesario desplazar, en promedio, la mitad de los registros para poder insertar el nuevo. Esto significa que tendremos que leer y reescribir la mitad de los bloques del archivo después de desplazar los registros entre ellos. Para la eliminación de registros, el problema es menos grave si usamos marcadores de eliminación y reorganizamos el archivo periódicamente.

Una opción para hacer más eficiente la inserción es mantener en cada bloque un poco de espacio desocupado para nuevos registros. Sin embargo, una vez agotado este espacio, el problema original reaparecerá. Otro método que se utiliza con frecuencia consiste en crear un archivo no *ordenado* temporal llamado archivo de desborde o de transacciones. Con esta técnica, el archivo ordenado real se denomina archivo principal o maestro. Los nuevos registros se insertan al final del archivo de desborde, no en su posición correcta en el archivo principal. Periódicamente, el archivo de desborde se fusiona con el maestro durante la reorganización del archivo. La inserción se vuelve muy eficiente, pero a expensas de un aumento en la complejidad del algoritmo de búsqueda. Será preciso examinar el archivo de desborde con una búsqueda lineal si, después de la búsqueda binaria, no se encuentra el registro en el archivo principal. Si la aplicación no requiere la información más reciente, será posible hacer caso omiso de los registros de desborde durante las búsquedas.

La modificación del valor de un campo de un registro depende de dos factores: la condición de búsqueda para localizar el registro, y el campo por modificar. Si la condición de búsqueda se basa en el campo clave de ordenación, podremos localizar el registro realizando una búsqueda binaria; en caso contrario, tendremos que efectuar una búsqueda lineal. Los campos que no son de ordenación se pueden cambiar modificando el registro y reescribiéndolo en la misma posición física en el disco, siempre que los registros sean de longitud fija. Si el campo modificado es el de ordenación, es probable que el registro deba cambiar de lugar en el archivo, lo que requerirá la eliminación del registro antiguo seguida de la inserción del registro modificado.

La lectura de los registros del archivo en orden según el campo de ordenación es muy eficiente si hacemos caso omiso de los registros de desborde, pues los bloques se pueden leer consecutivamente empleando doble almacenamiento intermedio. Para incluir los registros de desborde, deberemos insertarlos por fusión en sus posiciones correctas; en este caso, podemos reorganizar primero el archivo y luego leer sus bloques en secuencia. Para reorganizar el archivo, lo primero que se hace es ordenar los registros del archivo de desborde, y luego fusionarlos con el archivo maestro. Los registros marcados como eliminados se desechan durante la reorganización.

Los archivos ordenados pocas veces se utilizan en aplicaciones de bases de datos, a menos que se incluya un camino de acceso adicional, llamado *índice primario,* junto con el archivo. Esto mejora todavía más el tiempo de acceso aleatorio sobre el campo clave de ordenación. Hablaremos de los índices en el capítulo 5.

4.8 Técnicas de dispersión

Otro tipo de organización primaria de archivos se basa en la dispersión *{hashing),* que proporciona un acceso muy rápido a los registros con ciertas condiciones de búsqueda. Esta

organización suele recibir el nombre de archivo **disperso** o **directo.**[1] La condición de busqueda debe ser una condición de igualdad sobre un solo campo, el **campo de dispersión** del archivo. Es común que el campo de dispersión sea también un campo clave del archivo, en cuyo caso se habla de la **clave de dispersión.** La dispersión se basa en establecer una función h, llamada **función de dispersión** o **función de aleatorización,** que se aplica al valor del campo de dispersión de un archivo y produce la *dirección* del bloque de disco en el que está almacenado el registro. La búsqueda del registro dentro del bloque puede realizarse en un *buffer* de la memoria principal. Para la mayoría de los registros, basta un solo acceso a bloque para obtener un registro.

La dispersión también sirve como estructura interna de datos en un programa siempre que se tenga acceso a un archivo temporal pequeño empleando el valor de un campo. Describiremos cómo se emplea la dispersión en archivos internos en la sección 4.8.1; luego, en la sección 4.8.2, mostraremos cómo se modifica para almacenar archivos externos en disco; en la sección 4.8.3 estudiaremos técnicas para extender la dispersión a archivos que crecen dinámicamente.

4.8.1 *Dispersión interna*

Por lo regular, la dispersión en los archivos internos se implementa con un arreglo de registros. Supongamos que el intervalo del índice del arreglo va de 0 a M - 1 (Fig. 4.8(a)); entonces, tendremos M **casillas** cuyas direcciones corresponderán a los índices del arreglo. Elegiremos una función de dispersión que transforme el valor del campo de dispersión en un entero entre 0 y M - 1. Una función de dispersión común es la función *h(K)* = *K* **mod M,** que devuelve el residuo, o resto, de dividir un valor entero *K* del campo de dispersión entre M; este residuo se utiliza como dirección del registro.

Los valores no enteros del campo de dispersión se pueden convertir en enteros antes de aplicar la función mod. En el caso de cadenas de caracteres, en la transformación se pueden usar los códigos numéricos asociados a los caracteres; por ejemplo, multiplicando los valores de dichos códigos. Si tenemos un campo de dispersión cuyo tipo de datos es una cadena de 20 caracteres, podemos usar el algoritmo 4.2 (a) para calcular la dirección de dispersión. Suponemos que la función código devuelve el código numérico del carácter y que tenemos un valor de campo de dispersión *K* de tipo *array [1..20] ofchar.*

ALGORITMO 4.2 Dos algoritmos de dispersión sencillos, (a) Aplicación de la función mod a una cadena de caracteres, (b) Resolución de colisiones por direccionamiento abierto.

```
(a) temp <- 1;
    para /<- 1 a 20 hacer temp <- temp * código(/C[/']);
    dirección_de_dispersión <- temp mod M;
(b) / <- dirección_de_dispersión;
    si la posición / está ocupada
       entonces comenzar /<-(/+ 1) mod M;
            mientras (/* dirección_de_dispersión) y la posición / está ocupada
                 hacer /V (/+ 1) mod M;
       si (/ = dirección_de_dispersiori) entonces todas las posiciones están
       llenas
                 si no nueva_dirección_de_dispersión <- /;
       terminar;
```

[1] En el sistema VAX RMS de Digital Equipment Corporation, el término *acceso directo* se refiere al acceso a un archivo relativo por posición de registro.

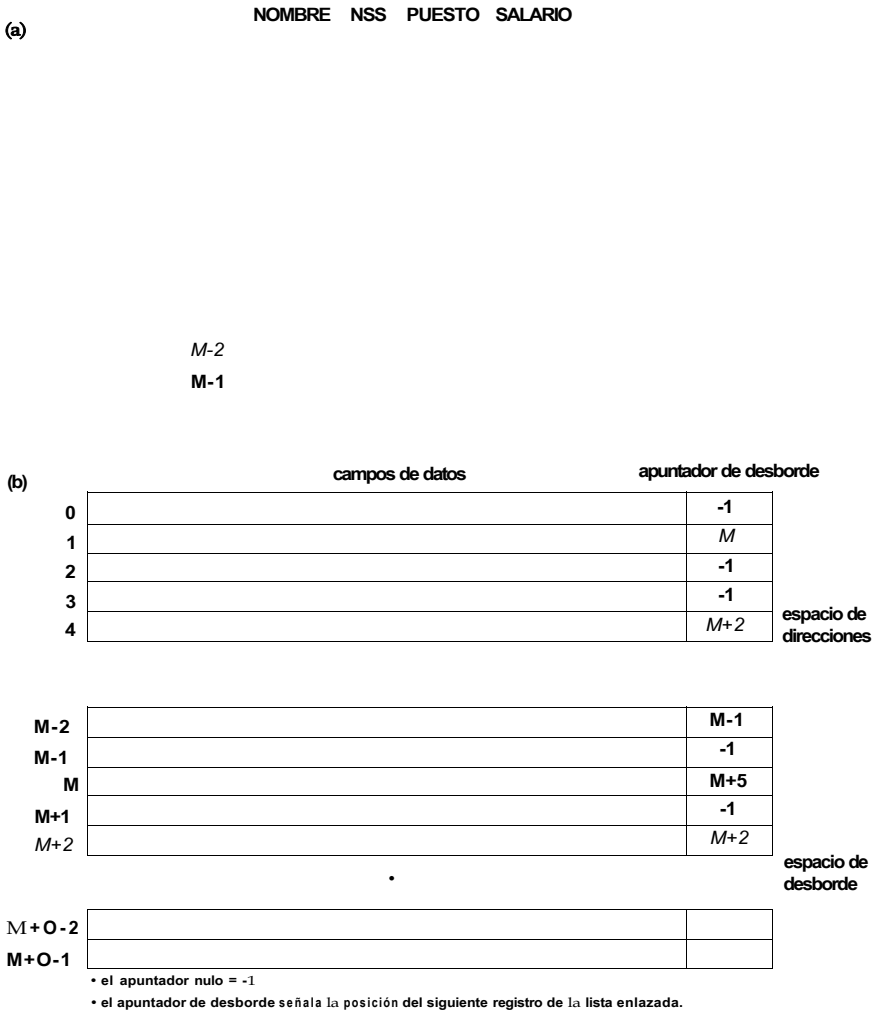


Figura 4.6 Estructuras de datos de dispersión interna, (a) Arreglo de M posiciones que se usará para la dispersión interna, (b) Resolución de colisiones por encadenamiento de registros.

Podemos usar otras funciones de dispersión. Una técnica, llamada plegado *(folding),* consiste en aplicar una función aritmética como la suma o una función lógica (como el "o exclusivo") a diferentes partes del valor del campo de dispersión para calcular la dirección de dispersión. Otra técnica consiste en escoger algunos dígitos del valor del campo de dispersión —por ejemplo, los dígitos tercero, quinto y octavo— para formar la dirección de dispersión. El problema con la mayoría de las funciones de dispersión es que éstas no garantizan que valores distintos produzcan direcciones de dispersión distintas, porque el espacio del campo de dispersión —el número de valores posibles que puede adoptar un campo de dispersión— suele ser mucho más grande que el espacio de direcciones —el número de direcciones disponibles para los registros—. La función de dispersión establece una transformación entre el espacio del campo de dispersión y el espacio de direcciones.

Una colisión se presenta cuando el valor del campo de dispersión de un registro nuevo que se desea insertar se transforma en una dirección que ya contiene otro registro. En esta situación, tendremos que insertar el registro nuevo en alguna otra posición, pues su dirección de dispersión ya está ocupada. El proceso de encontrar otra posición se denomina reso* lución de colisiones. Hay varios métodos para resolver las colisiones, entre ellos los siguientes:

- *Direccionamiento abierto:* Partiendo de la posición ocupada que especifica la dirección de dispersión, el programa examina las posiciones subsecuentes en orden hasta encontrar una posición no utilizada (vacía). El algoritmo 4.2(b) puede servir para este fin.
- *Encadenamiento:* Cuando se usa este método, se mantienen algunas áreas de desborde, por lo regular mediante la extensión del arreglo con varias posiciones de desborde. Además, se agrega un campo apuntador a cada posición de registro. Las colisiones se resuelven colocando el registro nuevo en una posición de desborde desocupada y haciendo que el apuntador de la posición ocupada, que le correspondería por su dirección de dispersión, apunte a la posición de desborde. Así, se mantiene una lista enlazada de registros de desborde para cada dirección de dispersión, como se ilustra en la figura 4.8 (b).
- *Dispersión múltiple:* El programa aplica una segunda función de dispersión si la primera produce una colisión. Si resulta otra colisión, el programa usa direccionamiento abierto o aplica una tercera función de dispersión y luego utiliza direccionamiento abierto si es necesario.

Cada método de resolución de colisiones requiere sus propios algoritmos para insertar, obtener y eliminar registros. Los algoritmos del encadenamiento son los más simples; los algoritmos de eliminación del direccionamiento abierto son bastante complicados. Los textos sobre estructuras de datos analizan los algoritmos de dispersión interna con mayor detalle.

El objetivo de una buena función de dispersión es distribuir los registros uniformemente en el espacio de direcciones de modo que haya un mínimo de colisiones y a la vez se ocupen la mayor parte de las posiciones. Hay estudios de simulación y análisis que han demostrado que lo mejor suele ser mantener la tabla de dispersión ocupada entre el 70% y el 90%, para que el número de colisiones sea bajo y no se desperdicie demasiado espacio. Por tanto, si esperamos tener r registros almacenados en la tabla, deberemos escoger M posiciones para el espacio de direcciones de modo que (r/M) esté entre 0.7 y 0.9. También puede ser conveniente elegir un número primo para M, pues se ha demostrado que así las direcciones de dispersión se distribuyen mejor dentro del espacio de direcciones cuando la función utilizada para dispersar es mod. Otras funciones de dispersión tal vez requieran que M sea una potencia de 2.

4.8.2 *Dispersión extema*

La dispersión en archivos de disco se denomina dispersión externa. A fin de adecuarlo a las características del almacenamiento en disco, el espacio de direcciones destino se divide en cubetas, cada una de las cuales contiene varios registros. Cada cubeta es un bloque de disco o bien un grupo de bloques contiguos. La función de dispersión establece una transformación entre la clave y un número de cubeta relativo, en vez de asignar una dirección de bloque absoluta a la cubeta. Una tabla que se mantiene en el descriptor del archivo convierte el número de cubeta en la dirección de bloque en disco correspondiente, como se ilustra en la figura 4.9.

El problema de las colisiones es menos grave cuando se usan cubetas, porque tantos registros como quepan en una cubeta podrán dispersarse a la misma cubeta sin causar problemas. Sin embargo, deberemos prevenir el caso en que una cubeta se ocupe totalmente y un registro nuevo que se desee insertar se disperse a esa cubeta. Podemos emplear una variación del encadenamiento en la que mantengamos en cada cubeta un apuntador a una lista enlazada de registros de desborde para esa cubeta, como se muestra en la figura 4.10. Los apuntadores de la lista enlazada deberán ser apuntadores a registros, que incluyan tanto una dirección de bloque como una posición de registro relativa dentro del bloque.

Aunque la dispersión ofrece el acceso más rápido posible para obtener un registro arbitrario, dado el valor de su campo de dispersión, no resulta muy útil cuando se requieren otras aplicaciones del mismo archivo, a menos que se construyan caminos de acceso adicionales. Por ejemplo, si queremos leer registros en orden según los valores de su campo de dispersión, la dispersión no es muy adecuada, porque la mayor parte de las funciones de dispersión buenas no mantienen los registros en dicho orden. Algunas funciones de dispersión, las que conservan el orden, pueden mantener los registros ordenados según los valores del campo de dispersión. Un ejemplo sencillo es tomar los tres primeros dígitos de un campo de número de factura como la dirección de dispersión y mantener los registros ordenados por número de factura dentro de cada cubeta. Otro ejemplo sería usar una clave de dispersión entera directamente como índice de un archivo relativo, si los valores de dicha clave llenan un cierto intervalo; por ejemplo, si una compañía asigna a sus empleados los números 1, 2, 3, etc.,

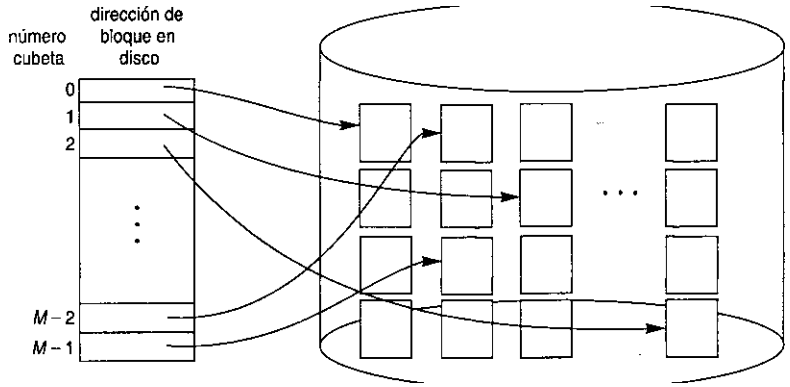


Figura 4.9 Correspondencia entre números de cubeta y bloques de disco.

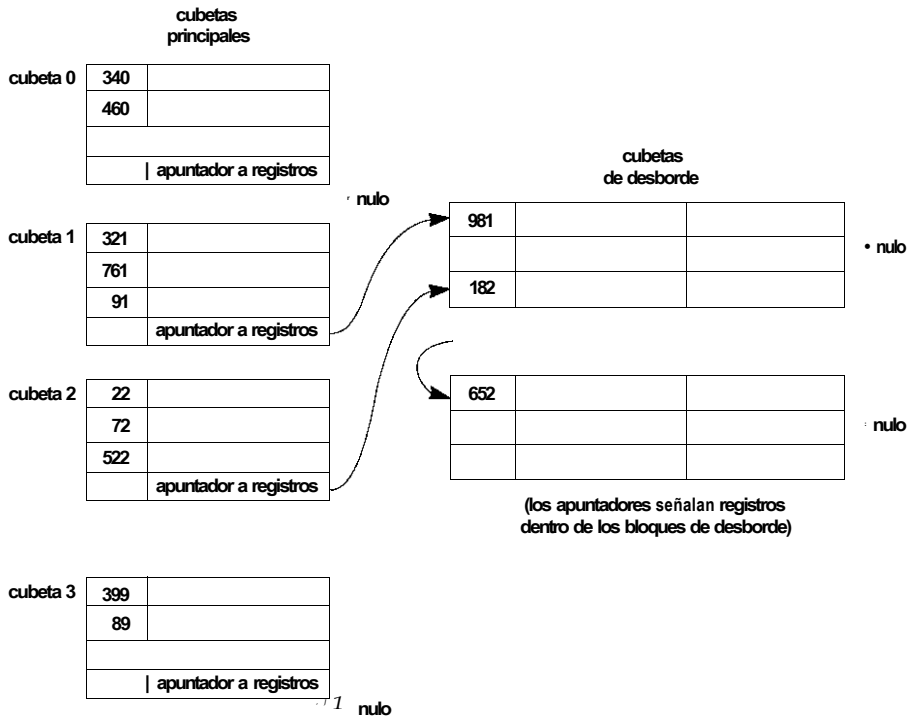


Figura 4.10 Manejo del desborde de cubetas por encadenamiento.

hasta el número total de empleados, podemos usar la función de dispersión de identidad que mantiene el orden. Desafortunadamente, esto sólo funciona si la aplicación genera las claves en orden.

Otra desventaja de la dispersión es la cantidad fija de espacio asignada al archivo. Supongamos que asignamos M cubetas al espacio de direcciones y m es el número máximo de registros que caben en una cubeta; en tal caso, cabrán a lo más m * M registros en el espacio asignado. Si resulta que el número de registros es bastante menor que m * M, tendremos mucho espacio desaprovechado. Por otro lado, si el número de registros rebasa sustancialmente la cifra m * M, habrá una gran cantidad de colisiones y la obtención de registros se hará lenta debido a las largas listas de registros de desborde. En ambos casos, quizá sea necesario modificar el número de bloques asignados y luego emplear una función de dispersión distinta para redistribuir los registros entre las cubetas. Las organizaciones de archivos más recientes basadas en la dispersión permiten que el número de cubetas varíe dinámicamente; analizaremos algunas de estas técnicas en la sección 4.8.3.

En la dispersión externa normal, la búsqueda de un registro con base en el valor de un campo distinto del de dispersión es tan costosa como en el caso de un archivo no ordenado. La eliminación de registros se puede implementar sacando el registro de su cubeta. Si ésta tiene una cadena de desborde, podemos pasar uno de los registros de desborde a la cubeta para reemplazar el registro eliminado. Si el registro por eliminar ya está en el área de desborde,

bastará con quitarlo de la lista enlazada. Adviértase que la eliminación de un registro de este tipo implica seguir la pista de las posiciones vacías del área de desborde. Esto se logra con facilidad manteniendo una lista enlazada de posiciones de desborde desocupadas.

La modificación del valor de un campo de un registro depende de dos factores: la condición de búsqueda que se usa para localizar el registro y el campo que se va a modificar. Si la condición de búsqueda es una comparación de igualdad con el campo de dispersión, podremos localizar el registro con eficiencia mediante la función de dispersión; en caso contrario, será preciso efectuar una búsqueda lineal. Los campos que no se usan para la dispersión pueden modificarse actualizando el registro y reescribiéndolo en la misma cubeta. Modificar el campo de dispersión implica que el registro pueda pasar a otra cubeta, para lo cual habría que eliminar el registro antiguo e insertar el registro modificado.

4*8.3 *Técnicas de dispersión que permiten la expansión dinámica de los archivos**

Una desventaja importante del esquema de dispersión *estática* que acabamos de ver es que el espacio de direcciones de dispersión es fijo, lo que dificulta la expansión o contracción dinámicas del archivo. Los esquemas que describiremos en esta sección intentan remediar este problema. Los primeros dos esquemas, la dispersión dinámica y la dispersión extensible, almacenan una estructura de acceso además del archivo, lo que los hace un tanto similares a la indización (Cap. 5). La diferencia principal es que la estructura de acceso se basa en los valores que resultan de aplicar la función de dispersión al campo de búsqueda. En la indización, la estructura de acceso se basa en el valor del campo de búsqueda mismo. La tercera técnica, la dispersión lineal, no requiere ninguna estructura de acceso adicional.

Estos esquemas de dispersión aprovechan el hecho de que la mayor parte de las funciones de dispersión dan como resultado un entero no negativo, que puede representarse como número binario. La estructura de acceso se basa en la representación binaria del resultado de la función de dispersión, que es una cadena de bits a la cual llamamos valor de dispersión de un registro. Los registros se distribuyen entre las cubetas según los valores de los *bits más significativos* de sus valores de dispersión.

Dispersión dinámica. En la dispersión dinámica, el número de cubetas no es fijo (como en la dispersión normal), sino que aumenta o disminuye según las necesidades. El archivo puede comenzar con una sola cubeta; una vez que ésta se llena y se inserta un nuevo registro, la cubeta se desborda y se divide en dos. Los registros se distribuyen entre ambas con base en el valor del primer bit (el del extremo izquierdo) de sus valores de dispersión. Los registros cuyos valores de dispersión comiencen con el bit 0 se colocarán en una cubeta, y Los que comiencen con 1 se almacenarán en la otra. En este momento se construye una estructura de árbol binario llamada directorio (o índice). El directorio tiene dos tipos de nodos:

- Los nodos internos guían la búsqueda; cada uno tiene un apuntador izquierdo que corresponde a un bit 0 y un apuntador derecho que corresponde a un bit 1.
- Los nodos hoja contienen un apuntador a una cubeta, esto es, una dirección de cubeta. La figura 4.11 ilustra un directorio y las cubetas de un archivo de datos.

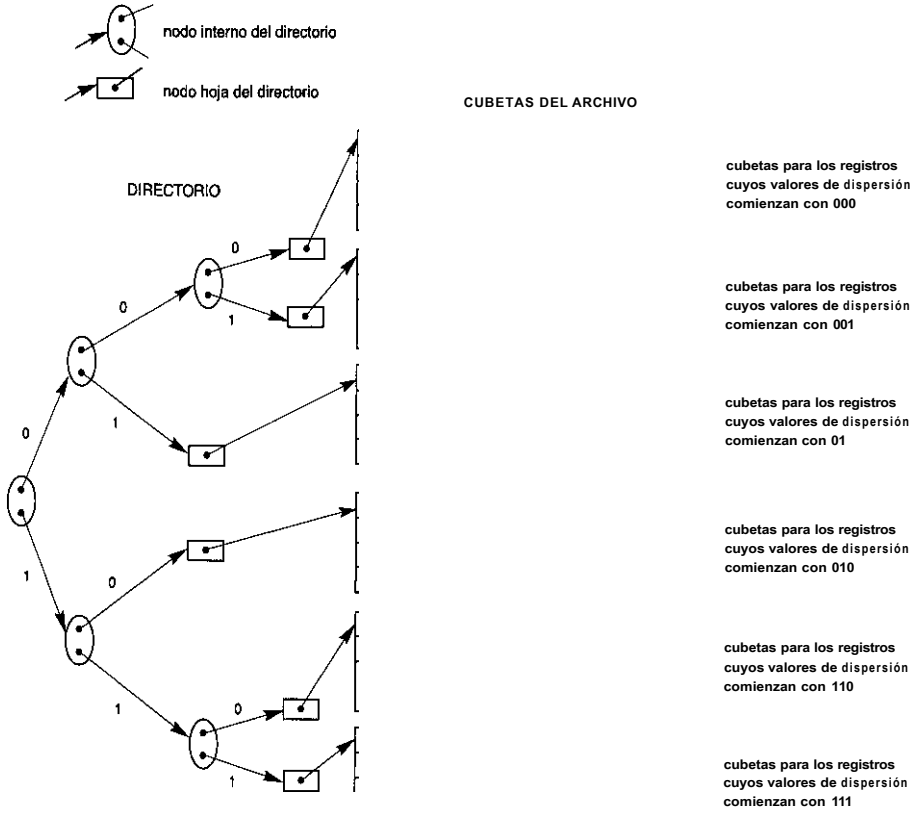


Figura 4.11 Estructura del esquema de dispersión dinámica.

ALGORITMO 4.3 Procedimiento de búsqueda para la dispersión dinámica.

```
h <r- valor de dispersión del registro;
t <r- nodo raíz del directorio;
i V I ;
mientras f sea un nodo interno del directorio hacer
    comenzar
    si el /-ésimo bit de h es un 0
        entonces r <- hijo izquierdo de t
        si no t<r- hijo derecho de í;
    /<-/'+ 1
    terminar;
buscar en la cubeta cuya dirección está en el nodo t;
```

La búsqueda de un registro se efectúa como indica el algoritmo 4.3. El directorio se puede almacenar en la memoria principal a menos que crezca demasiado. Si el directorio no

cabe en un bloque, se distribuirá en dos o más niveles. Obsérvese que las entradas del directorio son bastante compactas. Cada nodo interno contiene un bit de etiqueta para especificar el tipo de nodo, más los apuntadores izquierdo y derecho. También es posible que haga falta un apuntador al padre. Cada nodo hoja contiene una dirección de cubeta. Podemos emplear representaciones especiales de árboles binarios para reducir el espacio requerido para los apuntadores izquierdo, derecho y al padre de los nodos internos. En general, si se almacena en disco un directorio de x niveles, se requerirán x + 1 accesos de bloque para obtener el contenido de una cubeta.

Si una cubeta se desborda, se divide en dos y los registros se distribuyen con base en el siguiente bit más significativo de sus valores de dispersión. Por ejemplo, si se inserta un nuevo registro en la cubeta de los registros cuyos valores de dispersión comienzan con 10 (la cuarta cubeta en la figura 4.11) y esto provoca un desborde, todos los registros cuyos valores de dispersión comiencen con 100 se colocarán en la primera de las cubetas divididas, y la segunda cubeta contendrá los registros cuyos valores de dispersión comiencen con 101. El directorio se expandirá con un nuevo nodo interno a fin de reflejar la división; este nodo apuntará a dos nodos hoja que apuntarán a las dos cubetas. Así, los niveles del árbol binario se pueden expandir dinámicamente; sin embargo, el número de niveles no puede exceder el número de bits del valor de dispersión.

Si la función de dispersión distribuye los registros de manera uniforme, el árbol del directorio estará equilibrado. Es posible combinar dos cubetas si una de ellas se vacía o si el total de registros de dos cubetas vecinas puede caber en una sola. En este caso, el directorio perderá un nodo interno y los dos nodos hoja se combinarán para formar un solo nodo hoja que apunte a la nueva cubeta. Así, los niveles del árbol binario se pueden contraer dinámicamente.

Dispersión extensible. En la dispersión extensible se mantiene un tipo distinto de direc* torio, un arreglo de 2^d direcciones de cubeta, donde d es la profundidad global del directorio. El valor entero que corresponde a los primeros d bits (los más significativos) de un valor de dispersión sirve como índice del arreglo para determinar una entrada del directorio, y la dirección contenida en esa entrada determinará la cubeta en la que se almacenarán los registros correspondientes. Pero no tiene que haber una cubeta distinta para cada una de las 2^d posiciones del directorio. Varias posiciones del directorio que tengan los mismos primeros d' bits en sus valores de dispersión pueden contener la misma dirección de cubeta si todos los registros que se dispersan a esas posiciones caben en una sola cubeta. Una profundidad local d' —almacenada con cada cubeta— especifica el número de bits en el que se basa el contenido de la cubeta. La figura 4.12 muestra un directorio de profundidad global $d = 3$.

El valor de d se puede aumentar o reducir en uno a la vez, con lo cual se duplicará o reducirá a la mitad el número de entradas del arreglo del directorio. Será necesario duplicarlas si se desborda una cubeta cuya profundidad local d' es igual a la profundidad global d. Se podrán reducir a la mitad si $d >$ d' para todas las cubetas después de efectuarse algunas eliminaciones. La obtención de un registro requerirá en general dos accesos a bloque: uno al directorio y otro a la cubeta.

Para ilustrar la división de una cubeta, supongamos que la inserción de un registro nuevo provoca el desborde de la cubeta cuyos valores de dispersión comienzan con 01 (la tercera cubeta en la figura 4.12). Los registros se distribuirán entre dos cubetas: la primera contendrá todos los registros cuyos valores de dispersión comiencen con 010, y la segunda

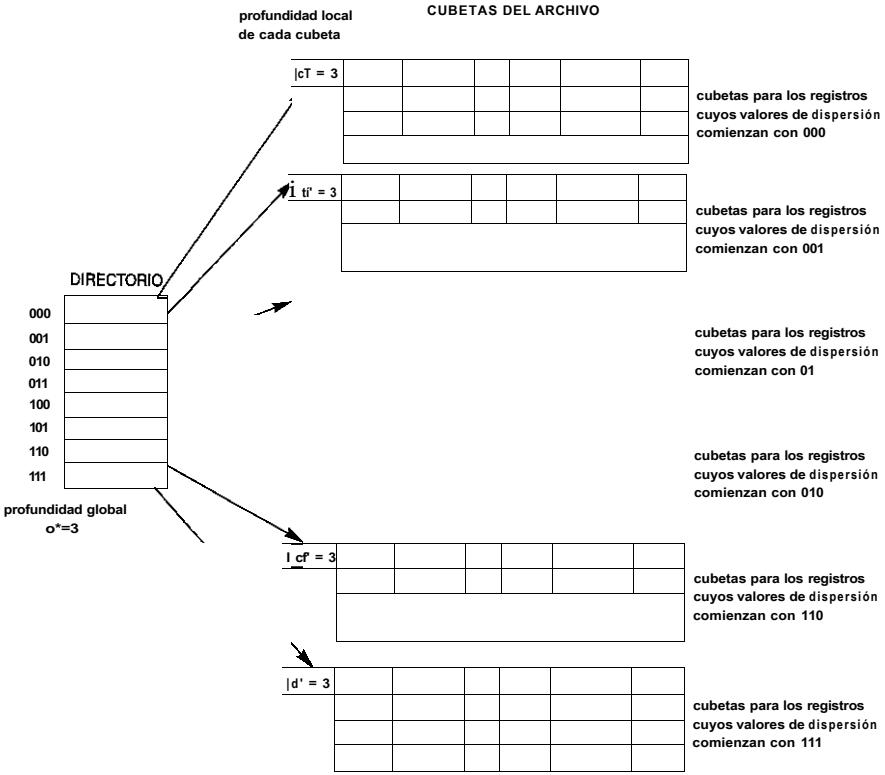


Figura 4.12 Estructura del esquema de dispersión extensible.

contendrá todos aquellos cuyos valores de dispersión comiencen con 011. Ahora, las dos posiciones de directorio correspondientes a 010 y 011, que antes de la división apuntaban a la misma cubeta, apuntarán ahora a dos cubetas distintas. La profundidad local d' de las dos nuevas cubetas será 3: uno más que la profundidad local de la antigua cubeta.

Si se desborda y divide una cubeta con una profundidad local d' igual a la profundidad global *d* del directorio, será preciso duplicar el tamaño del directorio a fin de poder usar un bit más para distinguir las dos nuevas cubetas. Por ejemplo, si se desborda la cubeta de la figura 4.12 que contiene los registros cuyos valores de dispersión comienzan con 111, las dos cubetas nuevas requerirán un directorio con profundidad global *d* = 4, porque ahora corresponden a los valores de dispersión que comienzan con 1110 y 1111, de modo que su profundidad local es 4. Por tanto, se duplica el tamaño del directorio, y todas las demás posiciones del directorio original se dividen también en dos, aunque ambas tendrán el mismo apuntador que tenía la posición original. El tamaño máximo del directorio es 2\ donde *k* es el número de bits del valor de dispersión.

Dispersión lineal. La dispersión lineal se basa en la idea de permitir que el archivo de dispersión aumente y reduzca dinámicamente el número de cubetas *sin* necesidad de un directorio.

Supongamos que el archivo comienza con M cubetas numeradas 0, 1 , M - 1 y utiliza la función de dispersión *h(K)* = *K* mod M; esta función se denomina función de dispersión inicial h_0. El desborde ocasionado por colisiones se resuelve manteniendo cadenas de desborde individuales para cada cubeta, con la diferencia de que cuando una colisión origina un registro de desborde en *cualquier* cubeta, la *primera* cubeta del archivo —la cubeta 0— se divide en dos: la cubeta 0 original y una nueva cubeta M al final del archivo. Los registros que originalmente estaban en la cubeta 0 se distribuyen entre las dos cubetas con base en una función de dispersión distinta *h^K)* =*K* mod 2M. Una propiedad clave de las dos funciones h_0 y /i, es que todos los registros que se dispersaban a la cubeta 0 con base en h_0 se dispersarán a la cubeta 0 o a la M con base en h_1; esto es necesario para que funcione la dispersión lineal.

Al ocurrir más colisiones que originen registros de desborde, se dividirán cubetas adicionales en el orden *lineal* 1, 2,3,... Si hay suficientes desbordes, se dividirán todas las cubetas del archivo, y así todos los registros de desborde se redistribuirán en cubetas normales con la función h, mediante una *división postergada* de sus cubetas. No se requiere directorio alguno, sólo un valor n para determinar cuáles cubetas se han dividido ya. Si queremos recuperar un registro cuyo valor de la clave de dispersión sea K, primero aplicamos la función h_0 a K; si fi_0(K) < n, aplicaremos la función h_1 a *K* porque la cubeta ya está dividida. En un principio, n = 0, lo que indica que la función h_0 se aplica a todas las cubetas; n crece linealmente conforme se van dividiendo las cubetas.

Cuando n = M, se habrán dividido todas las cubetas originales y la función de dispersión h_1 se aplicará a todos los registros del archivo. En este punto, n se pone en 0 otra vez, y cualesquier colisiones nuevas que provoquen desborde harán que se utilice una nueva función de dispersión h_2*(K)* = *K* mod 4M. En general, se utilizará una secuencia de funciones de dispersión *h.(K)* = *K* mod (2ʲM), donde *j* = 0,1, 2,...; se requerirá una nueva función de dispersión h_{j+1} cuando se hayan dividido todas las cubetas 0 , 1 , *(2 M)* -1 y n se haya puesto otra vez en 0. La búsqueda de un registro cuyo valor de clave de dispersión sea *K* se efectúa con el algoritmo 4.4.

Las cubetas que se han dividido pueden recombinarse si la carga del archivo cae por debajo de cierto umbral. En general, se puede definir el factor de carga de un archivo, í, como ¡ = */(fl)l* * N), donde r es el número actual de registros del archivo, *fbl* es el número máximo de registros que pueden caber en una cubeta y N es el número actual de cubetas del archivo. Los bloques se combinan linealmente, y N se reduce de acuerdo con ello. La carga del archivo puede servir para iniciar tanto divisiones como recombinaciones; así, la carga del archivo se mantiene dentro de un intervalo deseado. Las divisiones pueden iniciarse cuando la carga exceda un cierto umbral —digamos 0.9— y las combinaciones cuando la carga caiga por debajo de otro umbral, digamos 0.7.

ALGORITMO 4.4 Procedimiento de búsqueda para la dispersión lineal,

```
si n = 0
  entonces m <- /7(K) (* m es el valor de dispersión del registro con clave de
dispersión K*)
  si no comenzar
       m f- /7(K);
       si m<n entonces m <- h^(Kj
       terminar;
buscar en la cubeta cuyo valor de dispersión es m (y en su desborde, si lo hay);
```

4.9 Otras organizaciones primarias dé archivos*

4.9.1 *Archivos de registros mixtos*

En las organizaciones de archivos que hemos visto hasta ahora se supone que todos los registros de un cierto archivo son del mismo tipo. Los registros podrían ser EMPLEADOS, PROYECTOS, ESTUDIANTES o DEPARTAMENTOS, pero cada archivo contiene sólo registros de un tipo. En la mayoría de las aplicaciones de bases de datos encontramos situaciones en las que muchos tipos de entidades están interrelacionadós de diversas maneras, como vimos en el capítulo 3. Los vínculos entre los registros de varios archivos se pueden representar mediante campos conectores. Por ejemplo, un registro ESTUDIANTE puede tener un campo conector DEPTOCARRERA cuyo valor proporcione el nombre del DEPARTAMENTO en el que el estudiante se va a graduar. Este campo DEPTOCARRERA *hace referencia* a una entidad DEPARTAMENTO, la cual deberá contar con un registro propio en el archivo DEPARTAMENTO. Si queremos obtener valores de campos de dos registros vinculados, tendremos que recuperar primero uno de los registros. A continuación, podremos usar el valor de su campo conector para obtener el registro vinculado del otro archivo. Por tanto, los vínculos se implementan por medio de referencias lógicas de campos entre los registros de archivos distintos.

Las organizaciones de archivos en los SGBD jerárquicos y de red implementan los vínculos entre registros como vínculos físicos, los cuales se constituyen por la contigüidad física de los registros vinculados o mediante apuntadores físicos. Estas organizaciones suelen asignar un área del disco para almacenar registros de más de un tipo a fin de que registros de diferentes tipos puedan estar relacionados físicamente. Si se espera utilizar con mucha frecuencia un cierto vínculo, la implementación física de éste puede aumentar la eficiencia del sistema en cuanto a la obtención de registros relacionados. Por ejemplo, si va a ser muy común la consulta para obtener un registro de DEPARTAMENTO y todos los registros de los ESTUDIANTES que se van a graduar en ese departamento, sería conveniente colocar cada registro DEPARTAMENTO y su grupo de registros ESTUDIANTE contiguamente en el disco, dentro de un archivo mixto.

Para distinguir los registros de un archivo mixto, cada registro tiene, además de los valores de sus campos, un campo de tipo de registro, el cual suele ser el primero del registro. El software del sistema utiliza este campo para conocer el tipo del registro que va a procesar. Con la ayuda de la información del catálogo, el SGBD puede determinar los campos de ese tipo de registro y sus tamaños, y así interpretar los datos del mismo.

4.9.2 *Arboles B y otras estructuras de datos*

Podemos usar otras estructuras de datos en las organizaciones primarias de los archivos. Por ejemplo, si tanto el tamaño de los registros como su número son pequeños, algunos SGBD ofrecen la opción de utilizar una estructura de datos de árbol B como organización primaria del archivo. Describiremos los árboles B en la sección 5.3.1, cuando hablemos del empleo de esa estructura de datos para la indización. En general, cualquier estructura de datos que se pueda adaptar a las características de los dispositivos de disco se podrá utilizar como organización primaria de archivo para ubicar los registros en el disco.

4.10 Resumen

Comenzamos este capítulo con un análisis de las características de los dispositivos de almacenamiento secundario. Nos concentramos en los discos magnéticos porque son los de uso más difundido para almacenar archivos de base de datos en línea. Los datos se almacenan en bloques en el disco; el acceso a un bloque de disco es costoso debido al tiempo de búsqueda, al retardo rotacional y al tiempo de transferencia de bloque. Se puede utilizar doble almacenamiento intermedio cuando se quiera tener acceso a bloques consecutivos, a fin de reducir el tiempo medio de acceso a un bloque. En el apéndice B se estudian otros parámetros de disco.

Vimos diferentes maneras de almacenar registros en archivos de disco. Los registros del archivo se agrupan en bloques y pueden tener longitud fija o variable, ser extendidos o no, y ser del mismo tipo o mixtos. Hablamos del descriptor de archivo, que describe los formatos de los registros y contiene las direcciones en disco de los bloques del archivo. El software del sistema utiliza la información del descriptor para tener acceso a los registros del archivo.

A continuación presentamos un conjunto de órdenes representativas para tener acceso a registros individuales de los archivos y analizamos el concepto de registro actual de un archivo. Vimos cómo transformar condiciones complejas para la búsqueda de registros en condiciones de búsqueda simples que sirven para localizar registros en el archivo.

Luego se estudiaron tres organizaciones primarias de los archivos: no ordenada, ordenada y dispersa. Los archivos no ordenados requieren una búsqueda lineal para localizar registros, pero la inserción de éstos es muy sencilla. Vimos el problema de la eliminación y el empleo de marcadores de eliminación.

Los archivos ordenados reducen el tiempo requerido para leer registros en orden según el campo de ordenación. El tiempo requerido para buscar un registro arbitrario, dado el valor de su campo clave de ordenamiento, también se reduce si se utiliza una búsqueda binaria. Sin embargo la necesidad de mantener los registros en orden hace muy costosa la inserción; por esta razón, se examinó la técnica de usar un archivo de desborde no ordenado para reducir el costo de la inserción. Los registros de desborde se fusionan con el archivo maestro periódicamente durante la reorganización del archivo.

La dispersión ofrece acceso muy rápido a un registro arbitrario del archivo, dado el valor de su campo de dispersión. El método más adecuado para la dispersión externa es la técnica de cubetas, en la que uno o más bloques contiguos corresponden a cada cubeta. Las colisiones que causan desborde de las cubetas se resuelven con el encadenamiento. El acceso según un campo que no sea el de dispersión es lento, y lo mismo sucede con el acceso secuencial a los registros basado en cualquier campo. Más adelante estudiamos técnicas de dispersión que permiten al archivo expandirse y contraerse dinámicamente, entre ellas la dispersión dinámica, la extensible y la lineal.

Por último, mencionamos brevemente otras posibilidades de organización primaria de los archivos, como los árboles B, y los archivos de registros mixtos, que implementan los vínculos de los registros de diferentes tipos físicamente, como parte de la estructura de almacenamiento.

Preguntas de repaso

4.1. ¿Qué diferencia hay entre almacenamiento primario y secundario?

4.2. ¿Por qué se usan discos y no cintas para almacenar archivos de bases de datos en línea?

4.3. Defina los siguientes términos: *disco, paquete de disco, pista, bloque, cilindro, sector, separación entre registros, cabeza de lectura/escritura.*

4.4. Explique el proceso de iniciación de un disco.

4.5. Analice los mecanismos empleados para leer datos de un disco o escribirlos en él.

4.6. ¿Cuáles son los componentes de una dirección de bloque de disco?

4.7. ¿Por qué resulta costoso tener acceso a un bloque de disco? Analice los componentes de tiempo que intervienen en el acceso a un bloque de disco.

4.8. ¿De qué manera el doble almacenamiento intermedio mejora el tiempo de acceso a un bloque?

4.9. ¿Qué razones hay para tener registros de longitud variable? ¿Qué tipos de caracteres separadores se requieren en cada caso?

4.10. Analice las diferentes técnicas para asignar bloques de un archivo en el disco.

4.11. ¿Qué diferencia hay entre una organización de archivo y un método de acceso?

4.12. ¿Qué diferencia hay entre una condición de selección y una condición de búsqueda?

4.13. ¿Cuáles son las operaciones comunes de registro por registro para tener acceso a un archivo? ¿Cuáles de ellas dependen del registro actual del archivo?

4.14. Analice las diferentes técnicas para eliminar registros.

4.15. Comente las ventajas y desventajas de utilizar (a) un archivo no ordenado, (b) un archivo ordenado y (c) un archivo de dispersión normal (estática) con cubetas y encadenamiento. ¿Cuáles operaciones se pueden ejecutar eficientemente con cada una de esas organizaciones, y cuáles resultan costosas?

4.16. Analice las diferentes técnicas para permitir que un archivo de dispersión se expanda o contraiga dinámicamente. ¿Qué ventajas y desventajas tiene cada una?

4.17. ¿Para qué se usan los archivos mixtos? ¿Qué otros tipos de organización primaria de archivos hay?

Ejercicios

4.18. Considere un disco con las siguientes características (no se trata de parámetros de ninguna unidad de disco en particular): tamaño de bloque B = 512 bytes; tamaño de la separación entre bloques G = 128 bytes; número de bloques por pista = 20; número de pistas por superficie = 400. Un paquete de discos consta de 15 discos de dos lados cada uno.

a. ¿Cuál es la capacidad total de una pista, y cuál su capacidad útil (excluyendo las separaciones entre registros) ?

b. ¿Cuántos cilindros hay?

c. ¿Cuál es la capacidad total y la capacidad útil de un cilindro?

d. ¿Cuál es la capacidad total y la capacidad útil de un paquete de discos?

e. Suponga que la unidad de disco gira el paquete a una velocidad de 2400 rpm (revoluciones por minuto); ¿cuál es la velocidad de transferencia en bytes/milisegundo y el tiempo de transferencia de bloques *(ttb)* en milisegundos? ¿Cuál es el retardo rotacional (rr) medio en milisegundos? ¿Cuál es la velocidad de transferencia masiva (véase el apéndice B) ?

f. Suponga que el tiempo de búsqueda medio es de 30 milisegundos. ¿Cuántos milisegundos tarda (en promedio) la localización y transferencia de un solo bloque, dada su dirección de bloque?

g. Calcule el tiempo medio que tardaría la transferencia de 20 bloques aleatorios, y compárelo con el tiempo que tardaría la transferencia de 20 bloques consecutivos empleando doble almacenamiento intermedio para ahorrar tiempo de búsqueda y retardo rotacional.

4.19. Un archivo tiene r = 20 000 registros ESTUDIANTE de *longitud fija.* Cada registro tiene los siguientes campos: NOMBRE (30 bytes), NSS (9 bytes), DIRECCIÓN (40 bytes), TELÉFONO (9 bytes), FECHANACIMIENTO (8 bytes), SEXO (1 byte), CÓDIGODEPTOCARRERA (4 bytes), CÓDIGODEPTOESPECIALIDAD (4 bytes), CÓDIGOGRADO (4 bytes, entero) y PROGRAMAGRADO (3 bytes). Se utiliza un byte adicional como marcador de eliminación. El archivo se almacena en el disco cuyos parámetros se dan en el ejercicio 4.18.

a. Calcule el tamaño de un registro R en bytes.

b. Calcule el factor de bloques *(fbl)* y el número de bloques del archivo (b), suponiendo una organización no extendida.

c. Calcule el tiempo medio que tarda la búsqueda de un registro si se utiliza una búsqueda lineal y si (i) los bloques del archivo se almacenan contiguamente y se utiliza doble almacenamiento intermedio; (ii) los bloques del archivo no se almacenan contiguamente.

d. Suponga que el archivo está ordenado por NSS; calcule el tiempo que tarda la búsqueda de un registro dado su valor de NSS, si se utiliza una búsqueda binaria.

4.20. Suponga que sólo el 80% de los registros ESTUDIANTE del ejercicio 4.19 tienen un valor en el campo TELÉFONO, el 85% en CÓDIGODEPTOCARRERA, el 15% en CÓDIGODEPTOESPECIALIDAD y el 90% en PROGRAMAGRADO; suponga además que se usa un archivo de registros de longitud variable. Cada registro tiene un *tipo de campo* de un byte por cada campo incluido en el registro, más el marcador de eliminación de un byte y un marcador de fin de registro de un byte. Suponga que utilizamos una organización de registros *extendidos,* en la que cada bloque tiene un apuntador de cinco bytes al siguiente bloque (este espacio no se utiliza para almacenar registros).

a. Calcule la longitud media (R) de los registros en bytes.

b. Calcule el número de bloques requeridos para el archivo.

4.21. Suponga que una unidad de disco tiene los siguientes parámetros: tiempo de búsqueda s = 20 ms; retardo rotacional rr = 10 ms; tiempo de transferencia de bloques *ttb* =

1 ms; tamaño de bloque *ib* = 2400 bytes; tamaño de la separación entre bloques G = 600 bytes. Un archivo EMPLEADO tiene los siguientes campos: NSS, 9 bytes; APELLIDO, 20 bytes; NOMBRE, 20 bytes; INICIAL, 1 byte; FECHANAC, 10 bytes; DIRECCIÓN, 35 bytes; TELÉFONO, 12 bytes; NSSSUPERVISOR, 9 bytes; DEPARTAMENTO, 4 bytes; CÓDIGOPUESTO, 4 bytes; *marcador de eliminación,* 1 byte. El archivo EMPLEADO tiene r = 30 000 registros de longitud fija y bloques no extendidos. Escriba fórmulas apropiadas *y* calcule los siguientes valores para este archivo EMPLEADO:

a. El tamaño de registro, R (incluido el marcador de eliminación), el factor de bloques, *fbl,* y el número de bloques de disco, *b.*

b. Calcule el espacio desperdiciado en cada bloque de disco debido a la organización no extendida.

c. Calcule la velocidad de transferencia, *vt,* y la velocidad de transferencia masiva, *vtm* para esta unidad de disco. (Véase en el apéndice B las definiciones de *vt* y de *vtm.)*

d. Calcule el *número medio de accesos a bloque* necesarios para buscar un registro arbitrario en el archivo, mediante búsqueda lineal.

e. Calcule el *tiempo* medio requerido (en ms) para buscar un registro arbitrario en el archivo, empleando búsqueda lineal, si los bloques del archivo se almacenan en bloques consecutivos del disco y se utiliza doble almacenamiento intermedio.

f. Calcule el *tiempo* medio requerido (en ms) para buscar un registro arbitrario en el archivo, mediante búsqueda lineal, si los bloques del archivo *no* están almacenados en bloques consecutivos del disco.

g. Suponga que los registros están ordenados según un campo clave. Calcule el *número medio de accesos a bloque* y el *tiempo medio* necesario para buscar un registro arbitrario en el archivo, empleando búsqueda binaria.

4.22. Un archivo COMPONENTES con NúmComp como clave de dispersión contiene registros con los siguientes valores de NúmComp: 2369, 3760, 4692, 4871, 5659, 1821, 1074, 7115,1620, 2428,3943,4750,6975,4981,9208. El archivo utiliza ocho cubetas, numeradas del 0 al 7. Cada cubeta es un bloque de disco y contiene dos registros. Cargue estos registros en el archivo en el orden dado, empleando la función de dispersión $h(K) = K \bmod 8$. Calcule el número medio de accesos a bloque para una obtención aleatoria con base en NúmComp.

4.23. Cargue los registros del ejercicio 4.22 en archivos de dispersión expansible basados en (i) dispersión dinámica y (ii) dispersión extensible. Muestre la estructura del directorio en cada paso. En el caso de la dispersión extensible, muestre las profundidades locales y globales en cada etapa. Utilice la función de dispersión $h(K) = K \bmod 32$.

4.24. Cargue los registros del ejercicio 4.22 en un archivo de dispersión expansible, empleando dispersión lineal. Comience con un solo bloque de disco, empleando la función de dispersión $h_n(K) = K \bmod 2^n$, y muestre cómo crece el archivo y cómo cambian las funciones de dispersión conforme se insertan los registros. Suponga que los bloques se dividen siempre que hay desborde, y muestre el valor de n en cada etapa.

4.25. Compare las órdenes de archivo mencionadas en la sección 4.5 con las disponibles en un método de acceso a archivos que conozca.

4.26. Suponga que tiene un archivo no ordenado de registros de longitud fija que utiliza una organización de registros no extendidos. Describa a grandes rasgos algoritmos para la inserción, la eliminación y la modificación de un registro de ese archivo. Exprese todas las suposiciones que haga.

4.27. Suponga que tiene un archivo ordenado de registros de longitud fija y un archivo de desborde no ordenado para manejar la inserción. Ambos archivos utilizan registros no extendidos. Describa a grandes rasgos algoritmos para la inserción, la eliminación y la modificación de un registro de ese archivo, y para reorganizarlo. Exprese todas las suposiciones que haga.

4.28. ¿Se le ocurren otras técnicas además del archivo de desborde no ordenado que pudieran servir para hacer más eficiente la inserción en un archivo ordenado?

4.29. Suponga que tiene un archivo de dispersión de registros de longitud fija, y que el desbordamiento se maneja por encadenamiento. Describa a grandes rasgos algoritmos para la inserción, la eliminación y la modificación de un registro de ese archivo. Exprese todas las suposiciones que haga.

4.30. ¿Se le ocurren otras técnicas aparte del encadenamiento para manejar el desborde de las cubetas en la dispersión externa?

4.31. Escriba un segmento de programa que sirva para tener acceso a campos individuales de los registros en cada una de las circunstancias que se describen. En cada caso, exprese las suposiciones que haga en cuanto a apuntadores, caracteres separadores, etc. Determine los tipos de información que debe incluir el descriptor del archivo para que el programa sea general en cada caso.

a. Registros de longitud fija con bloques no extendidos.

b. Registros de longitud fija con bloques extendidos.

c. Registros de longitud variable con campos de longitud variable y bloques extendidos.

d. Registros de longitud variable con grupos repetitivos y bloques extendidos.

e. Registros de longitud variable con campos opcionales y bloques extendidos.

f. Registros de longitud variable que contemplen los tres casos de las partes c, d y e.

Bibliografía selecta

Wiederhold (1983) contiene un análisis detallado de los dispositivos de almacenamiento secundario y de las organizaciones de archivo. Los discos ópticos se describen en Berg y Roth (1989) y se analizan en Ford y Christodoulakis (1991). Otros libros de texto, listados en la bibliografía al final de los capítulos 1 y 2, incluyen tratamientos del material aquí presentado. La mayoría de los textos sobre estructuras de datos, como Knuth (1973), tratan la dispersión estática con mayor detalle; Knuth tiene un análisis completo de las funciones de dispersión y de las técnicas de resolución de colisiones, así como de su rendimiento comparativo. Knuth ofrece además un detallado estudio de las técnicas para ordenar archivos externos. Salzberg ***et al*** (1991) describe un algoritmo de ordenación externa distribuida.

\ Morris (1968) es uno de los primeros artículos sobre dispersión. La dispersión dinámica se debe a Larson (1978), y la dispersión extensible se describe en Fagin *et al* (1979). La dispersión lineal se describe en Litwin (1980). Se han propuesto muchas variaciones de las dispersiones dinámica, ex- (Í W) 6 7 h n e a l : ^ e j e m p i ° ! v e a S e C e r a r i n i y S o d a (1991) > D u V T o n g (1991) > Y Hachem y Berra

Han aparecido varios libros de texto cuyo tema principal es las organizaciones de archivos y los métodos de acceso: Smith y Barnes (1987), Salzberg (1988), Miller (1987) y Uvadas (1989).

CAPÍTULO 5

Estructuras de índices para archivos

En este capítulo describiremos las estructuras de acceso llamadas índices, que sirven para agilizar la obtención de registros en respuesta a ciertas condiciones de búsqueda. Hay unos tipos de índices, los denominados caminos secundarios de acceso, que no afectan la colocación física de los registros en el disco; más bien, ofrecen caminos alternativos de búsqueda para localizar eficientemente los registros con base en los campos de indización. Otros tipos de índices sólo se pueden construir si el archivo tiene una cierta organización primaria. En general, con cualquiera de las estructuras de datos analizadas en el capítulo 4 podemos construir un camino secundario de acceso, pero los tipos de índices más utilizados se basan en archivos ordenados (índices de un solo nivel) y en estructuras de datos de árbol (índices de múltiples niveles, árboles B·). También es posible construir índices con base en la dispersión o en otras estructuras de datos.

Describiremos varios tipos de índices de un solo nivel —primarios, secundarios y de agrupamiento— en la sección 5.1. En la 5.2 mostraremos cómo los propios índices de un solo nivel se pueden considerar como archivos ordenados, y presentaremos el concepto de índices de múltiples niveles. En la sección 5.3 describiremos los árboles B y B·,-tan utilizados para implementar índices de múltiples niveles con cambios dinámicos. En la sección 5.4 estudiaremos cómo aprovechar otras estructuras de datos, como la dispersión, para construir índices. También explicaremos la diferencia entre los índices lógicos y los físicos.

5.1 Tipos de índices ordenados de un solo nivel

Las estructuras de acceso de índice ordenado se basan en una idea similar a la de los índices analíticos en que vemos el contenido de cualquier libro de texto: listas en orden alfabético de los términos importantes, que aparecen al final del libro. Junto a cada término viene una lista de las páginas donde aparece dicho término. Y así podemos examinar el índice para

encontrar una lista de *direcciones* —números de página en este caso— y usar estas direcciones para localizar el término en el texto *buscando* en las páginas especificadas. La alternativa, si no se cuenta con alguna otra guía, es leer todo el libro palabra por palabra hasta encontrar el término que nos interesa; esto sería equivalente a efectuar una búsqueda lineal en un archivo. Desde luego, la mayoría de los libros ofrecen información adicional, como los títulos de capítulos y secciones, que pueden ayudarnos a localizar un término sin tener que buscar en todo el libro. Sin embargo, el índice es la única señalización exacta de dónde aparece cada término en el libro.

Las estructuras de acceso de índice suelen definirse con base en un solo campo del archivo, el llamado campo de indización. Por lo regular, el índice contiene todos los valores del campo de indización junto con una lista de apuntadores a todos los bloques que contienen registros con ese valor en ese campo. Los valores del índice están *ordenados* para que podamos efectuar búsquedas binarias en el índice. Como el archivo del índice es mucho más pequeño que el de datos, una búsqueda binaria en un índice es bastante eficiente. La indización de múltiples niveles hace innecesarias las búsquedas binarias a expensas de la construcción de índices del índice mismo. La indización de múltiples niveles se verá en la sección 5.2.

Hay varios tipos de índices ordenados. Un índice primario es un índice especificado sobre el *campo de clave de ordenación* de un archivo de registros ordenados. Recordemos que en la sección 4.7 definimos un campo de clave de ordenación como aquel que sirve para *ordenar físicamente* los registros del archivo en el disco, y que cada registro tiene un *valor único* en ese campo. Si el campo de ordenación no es un campo clave —esto es, si varios registros del archivo pueden tener el mismo valor del campo de ordenación— se puede utilizar otro tipo de índice, el índice de agrupamiento. Cabe destacar que un archivo puede tener *cuando más* un campo de ordenación física, así que puede tener cuando más un índice primario o un índice de agrupamiento, *pero no ambos*. Un tercer tipo de índice, el índice secundario, se puede especificar sobre cualquier campo del archivo *que no sea el de ordenación*. Un archivo puede tener varios índices secundarios además de su método de acceso primario. En las tres subsecciones que siguen analizaremos estos tres tipos de índices.

5.1.1 *índices primarios*

Un índice primario es un archivo ordenado cuyos registros son de longitud fija y contienen dos campos. El primero de estos campos tiene el mismo tipo de datos que el campo clave de ordenamiento del archivo de datos, y el segundo campo es un apuntador a un bloque de disco: una dirección de bloque. El campo clave de ordenamiento se denomina clave primaria del archivo de datos. Hay una entrada de índice (o registro de índice) en el archivo de índice por cada *bloque* del archivo de datos. Para cada entrada del índice los valores de sus campos son el campo de clave primaria del *primer* registro de un bloque y un apuntador a ese bloque. Denotaremos a estos dos valores de la entrada de índice *i* con <K(i), *P(i)*>.

Para crear un índice primario del archivo ordenado de la figura 4.7, usamos el campo NOMBRE como clave primaria, porque ése es el campo clave de ordenamiento del archivo (suponiendo que todos los valores de NOMBRE son únicos). Cada entrada del índice tiene un valor de NOMBRE y un apuntador. Las primeras tres entradas del índice son:

<K(1) = (Abad, Adriana), P(l) = dirección del bloque 1>
<K(2) = (Acosta, Beatriz), P(2) = dirección del bloque 2>
<K(3) = (Aguilera, Héctor), P(3) = dirección del bloque 3>

La figura 5.1 ilustra este índice primario. El número total de entradas del índice es igual al número *de bloques de disco* del archivo de datos ordenado. El primer registro de cada bloque

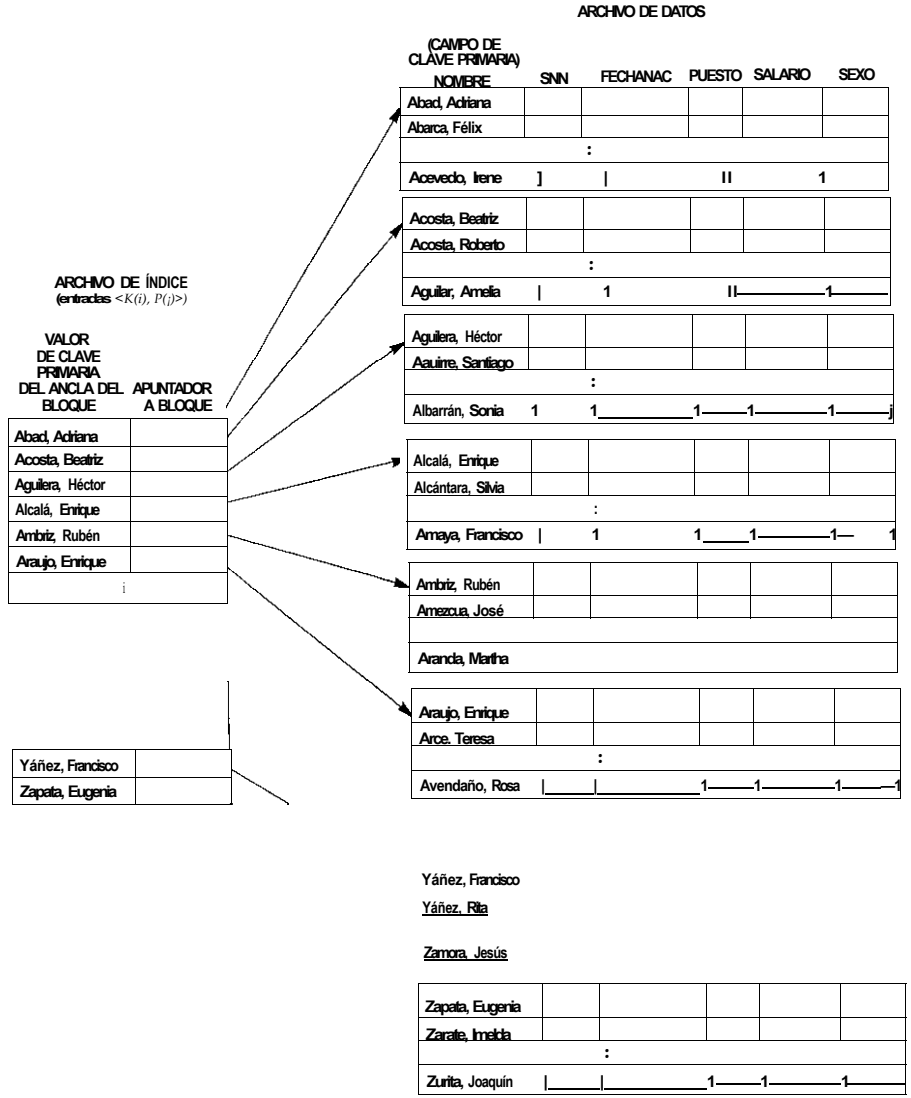


Figura 5.1 Índice primario según el campo de clave de ordenamiento archivo que se muestra en la figura 4.7.

del archivo de datos se denomina registro ancla del bloque, o simplemente ancla del bloque.[1] Los índices primarios son ejemplos de índices no densos: cuentan con una entrada por cada bloque de disco del archivo de datos, no por *cada registro* del archivo de datos. Los índices densos, en cambio, contienen una entrada por cada registro del archivo de datos.

El archivo de índice de un índice primario requiere muchos menos bloques que el archivo de datos, por dos razones. Primera, hay *menos entradas de índice* que registros en el archivo de datos, porque sólo se necesita una entrada de índice por cada bloque completo del archivo de datos, no por cada registro. Segunda, cada entrada del índice suele ser *de menor tamaño* que un registro de datos porque sólo tiene dos campos; en consecuencia, en un bloque pueden caber más entradas de índice que registros de datos. Es por ello que una búsqueda binaria en el archivo de índice requiere menos accesos a bloques que una búsqueda binaria en el archivo de datos.

Un registro cuyo valor de clave primaria es *K* está en el bloque cuya dirección es P(i), donde *K(i)* < K < K(i + 1). Eli-ésimobloque del archivo de datos contiene todos esos registros debido al ordenamiento físico de los registros del archivo según el campo de clave primaria. Para encontrar un registro, dado el valor *K* de su campo de clave primaria, realizaremos una búsqueda binaria en el archivo de índice hasta encontrar la entrada de índice apropiada, *i,* y luego leeremos el bloque del archivo de datos cuya dirección sea P(i). Observe que la fórmula anterior no sería correcta si el archivo de datos estuviera ordenado según un *campo no clave* que pudiera tener valores iguales en varios registros. En tal caso, el mismo valor de índice que está en el ancla del bloque podría estar repetido en los últimos registros del bloque anterior. El ejemplo 1 ilustra el ahorro en accesos a bloques que se puede lograr cuando se utiliza un índice para buscar un registro.

EJEMPLO 1: Suponga que tenemos un archivo ordenado con r = 30 000 registros almacenados en un disco de tamaño de bloque B = 1024 bytes. Los registros del archivo son de longitud fija (R = 100 bytes) y no están extendidos. El factor de bloques del archivo sería *fbl* = L(B/R)J = L(1024/100)J=10 registros por bloque. El número de bloques requerido para el archivo es *b* = *l(r/fbl)~J* = *1(30* 000/10)1 = 3000 bloques. Una búsqueda binaria en el archivo de datos requeriría aproximadamente r(log₂b)1 = |~(log₂3000)l = 12 accesos a bloques.

Supongamos ahora que el campo clave de ordenación del archivo tiene V = 9 bytes de largo, que un apuntador a bloque tiene P = 6 bytes de largo y que hemos construido un índice primario para el archivo. El tamaño de cada entrada de índice es R. = (9 + 6) = 15 bytes, de modo que el factor de bloques del índice *es fbl.* = L(B/R)J = [(1024/15) J = 68 entradas por bloque. El número total de entradas del índice, r., es igual al número de bloques del archivo de datos, que es 3000. Por tanto, el número de bloques requerido para el índice es *b.* = *l(r./fbl)~* = [(3000/68)1 = 45 bloques. Efectuar una búsqueda binaria en el archivo de índice requeriría F(log₂b.)l = |~(log₂45)l = 6 accesos a bloques. Para encontrar el registro en sí empleando el índice necesitaríamos un acceso adicional a un bloque del archivo de datos, para un total de 6 4- 1 = 7 accesos a bloques; bastante mejor que la búsqueda binaria en el archivo de datos, que requiere 12 accesos a bloques. •

Un problema importante con los índices primarios — y con todos los archivos ordenados — es la inserción y eliminación de registros. En el caso del índice primario el problema se complica porque, si intentamos insertar un registro en su posición correcta dentro del archivo de datos, no sólo debemos desplazar registros a fin de abrir espacio para el nuevo registro, sino que tendremos que modificar algunas entradas del índice, pues el desplazamiento de registros alterará los registros ancla de algunos bloques. Podemos emplear un archivo no ordenado de desborde, como explicamos en la sección 4.7, para reducir este problema. Otra posibilidad es usar una lista enlazada de registros de desborde por cada bloque del archivo de datos. Esto es similar al método del manejo de registros de desborde que describimos en la sección 4.8.2, al hablar de la dispersión. Los registros dentro de cada bloque y su lista enlazada de desborde se pueden ordenar para mejorar el tiempo de obtención. La eliminación de registros se maneja mediante marcadores de eliminación.

[1] Podemos usar un esquema similar al descrito aquí, pero con el último registro de cada bloque (en vez del primero) como ancla del bloque. Esto mejora un poco la eficiencia del algoritmo de búsqueda.

5 • 1.2 *Indices de agrupamiento*

Si los registros de un archivo están ordenados físicamente según un campo no clave que no *tiene un valor distinto para cada registro,* dicho campo se denomina campo de agrupamiento. Podemos crear un tipo diferente de índice, llamado índice de agrupamiento, para acelerar la obtención de registros que tienen el mismo valor en el campo de agrupamiento. Esto no es lo mismo que un índice primario, en el cual el campo de ordenación del archivo de datos debe tener un *valor distinto* para cada registro.

Un índice de agrupamiento es también un archivo ordenado con dos campos; el primero es del mismo tipo que el campo de agrupamiento del archivo de datos, y el segundo es un apuntador a bloque. Hay una entrada en el índice de agrupamiento por cada *valor distinto* del campo de agrupamiento, y contiene el valor y un apuntador al *primer bloque* del archivo de datos que tiene un registro con ese valor en el campo de agrupamiento. Por ejemplo, la figura 5.2 muestra un archivo de datos con índice de agrupamiento. Observe que la inserción y la eliminación de registros siguen causando problemas, porque los registros de datos están ordenados físicamente. A fin de aliviar el problema de la inserción, se acostumbra reservar un bloque completo por *cada valor* del campo de agrupamiento; todos los registros con ese valor se colocan en el bloque. Si se requiere más de un bloque para almacenar los registros con un valor determinado, se asignan y enlazan bloques adicionales. Esto hace relativamente sencillas la inserción y la eliminación. La figura 5.3 muestra este esquema.

Los índices de agrupamiento son un ejemplo más de índices *no densos,* porque tienen una entrada por cada *valor distinto* del campo de indización, no por cada registro del archivo. Hay una cierta similitud entre las figuras 5.1 y 5.3, por un lado, y las figuras 4.11 y 4.12, por el otro. Los índices son un tanto parecidos a las estructuras de directorio empleadas para la dispersión dinámica y la extensible, que describimos en la sección 4.8.3. En ambas se busca un apuntador al bloque de datos que contiene el registro deseado. Una diferencia importante es que la búsqueda en un índice utiliza los valores del propio campo de búsqueda, en tanto que la búsqueda en un directorio de dispersión emplea los valores de dispersión que se calculan aplicando la función de dispersión al campo de búsqueda.

5, L3 *Indices secundarios*

Los índices secundarios también son archivos ordenados con dos campos. El primero es del mismo tipo que algún *campo no de ordenamiento* del archivo de datos, y se denomina campo de indización del mismo. El segundo campo es un apuntador a *bloque* o bien un apuntador a *registro.* Puede haber *muchos* índices secundarios (y, por tanto, campos de indización) para el mismo archivo.

Primero consideraremos una estructura de acceso de índice secundario sobre un campo clave (uno que tiene un *valor distinto* para cada registro del archivo de datos). En ocasiones a estos campos se les llama claves secundarias. En este caso hay una entrada de índice por *cada registro* del archivo de datos, y contiene el valor de la clave secundaria para ese registro y un apuntador, ya sea al bloque en el que está almacenado ese registro o al registro mismo. Los índices secundarios según campos clave son índices densos: contienen una entrada por cada registro del archivo.

Una vez más, nos referimos a los dos valores de la entrada de índice *i* como <JC(¿)> P(i) >. Las entradas están ordenadas según el valor de *K(i),* así que podemos realizar una

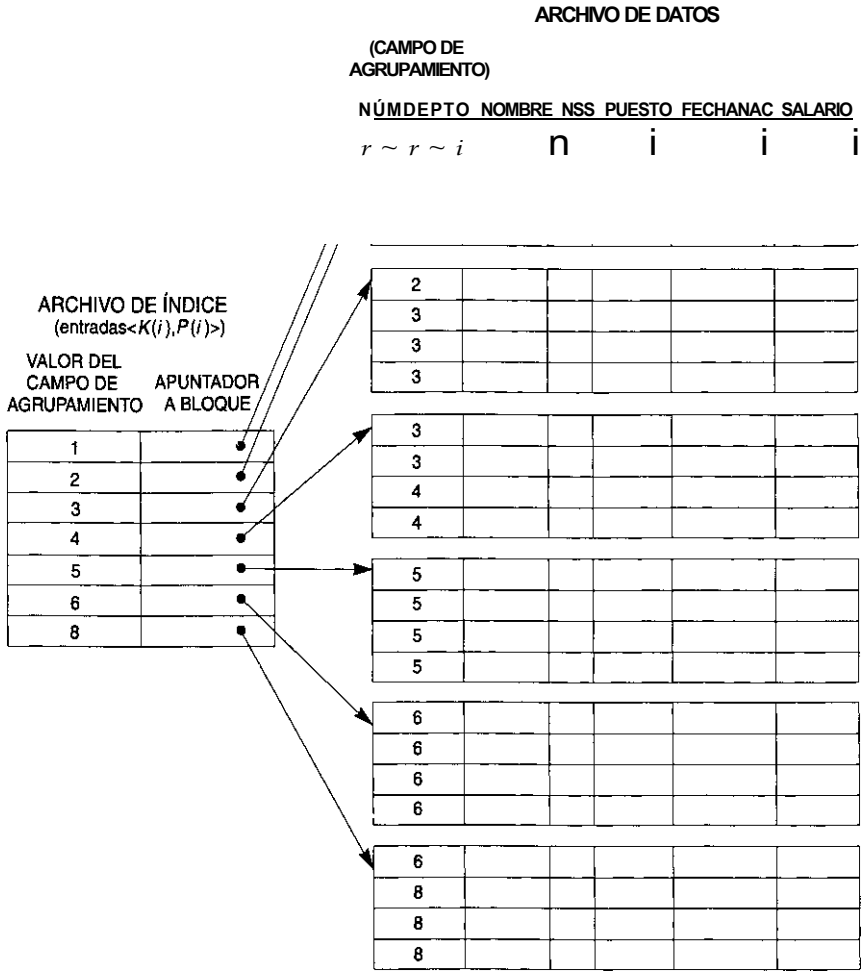


Figura 5.2 índice de agrupamiento según el campo de ordenamiento NÚMDEPTO de un archivo EMPLEADO.

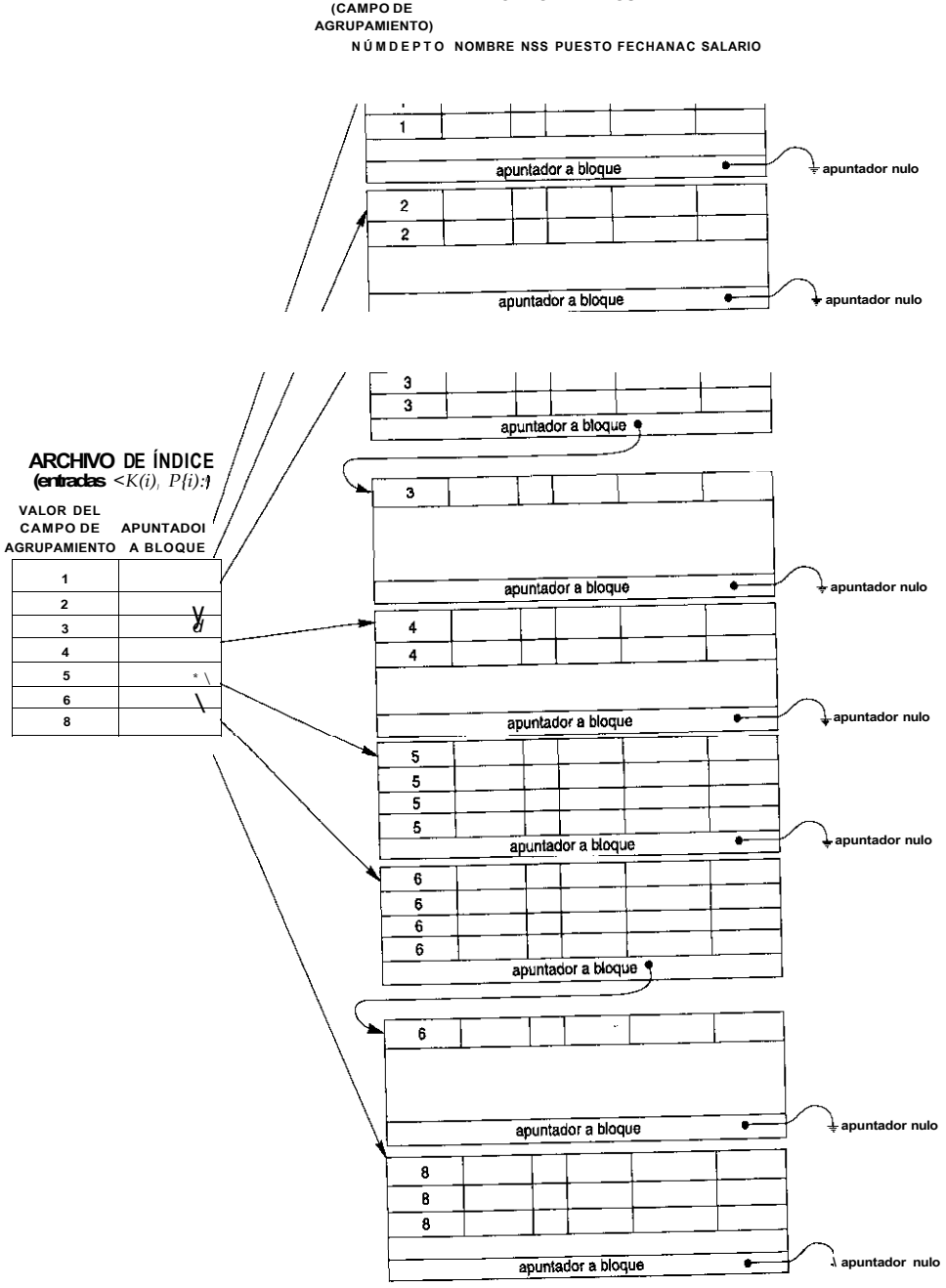


Figura 5.3 índice de agrupamiento con bloques individuales para cada grupo de registros que comparten el mismo valor del campo de agrupamiento.

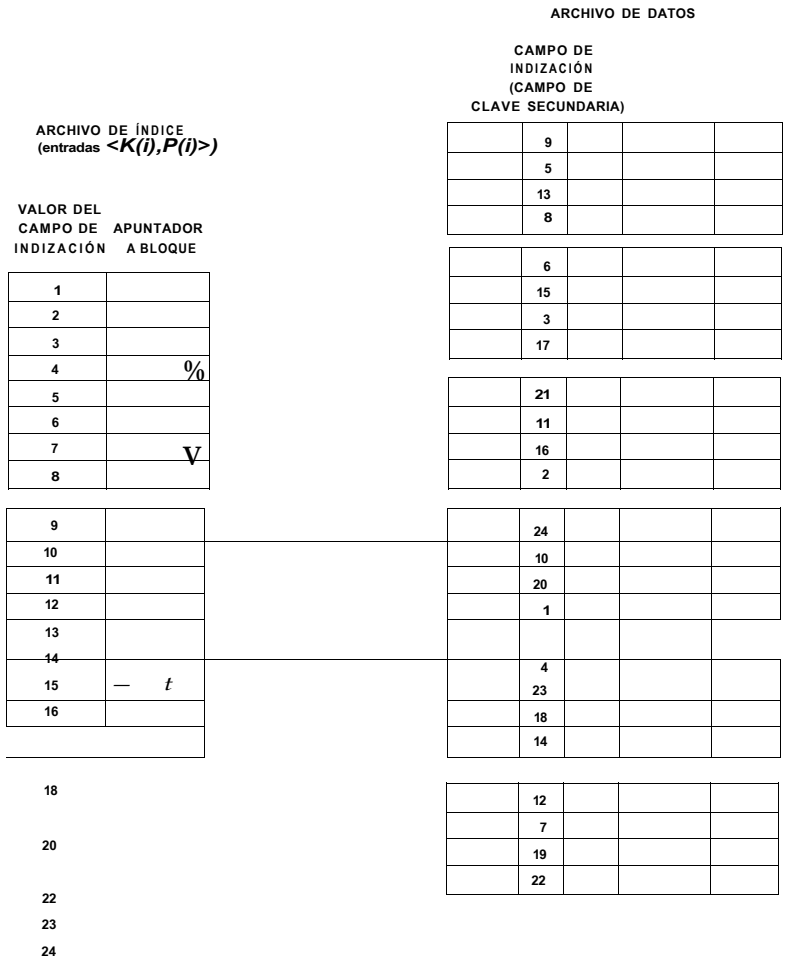


Figura 5.4 índice secundario denso según un campo clave que no determina el ordenamiento del archivo.

búsqueda binaria en el índice. Como los registros del archivo de datos no están ordenados según los valores del campo de clave secundaria, no podemos usar anclas de bloques. Es por ello que se crea una entrada de índice por cada registro del archivo de datos y no por cada bloque, como en el caso de los índices primarios. La figura 5.4 ilustra un índice secundario en el que los apuntadores P(i) de las entradas del índice son *apuntadores a bloques,* no apuntadores a registros. Una vez transferido el bloque apropiado a la memoria principal, se puede efectuar una búsqueda del registro deseado dentro del bloque.

Por lo regular, los índices secundarios necesitan más espacio de almacenamiento y tiempos de búsqueda más largos que los primarios, debido a su mayor número de entradas. No

obstante, la *mejoría* en el tiempo de búsqueda de un registro arbitrario es mucho mayor para un índice secundario que para uno primario, pues tendríamos que realizar una *búsqueda lineal* en el archivo de datos si no existiera el índice secundario. En el caso de un índice primario, podríamos realizar una búsqueda binaria en el archivo principal, incluso si no existiera dicho índice. El ejemplo 2 ilustra la mejoría en el número de accesos a bloques requeridos cuando se utiliza un índice secundario para buscar un registro.

EJEMPLO 2: Consideremos el archivo del ejemplo 1 con r = 30 000 registros de longitud fija de tamaño R = 100 bytes, almacenado en un disco cuyos bloques son de B = 1024 bytes. El archivo tiene *b* = 3000 bloques, según se calculó en el ejemplo 1. Para efectuar una búsqueda lineal en este archivo tendríamos que examinar *b*/2 = 3000/2 = 1500 accesos a bloques en promedio. Supongamos que construimos un índice secundario basado en un campo clave (no de ordenamiento) del archivo que tiene V = 9 bytes de longitud. Al igual que en el ejemplo 1, un apuntador a bloque tiene 6 bytes de largo, así que cada entrada de índice tiene R. = (9 + 6) = 15 bytes, y el factor de bloques del índice tiene *fbl.* = L(B/R.)J = L(1024/15) J = 68 entradas por bloque. En un índice secundario denso como éste, el número total de entradas de índice, r, es igual al *número de registros* del archivo de datos, que es 30 000. El número de bloques requeridos para el índice será entonces
f (30 000/68)1 = 442 bloques. Compárese esto con los 45 bloques que necesita el índice primario no denso del ejemplo 1.

Una búsqueda binaria en este índice secundario requiere raog,b,)i=r(iog,442)i=9 accesos a bloques. Para encontrar el registro empleando el índice, requeriremos un acceso adicional a un bloque del archivo de datos para un total de 9 + 1 = 10 accesos a bloques; mucho mejor que los 1500 accesos a bloques que requiere en promedio una búsqueda lineal en este archivo, pero no tan bueno como los 7 accesos a bloques que se necesitan con el índice primario. •

También podemos crear un índice secundario con base en un *campo no clave* de un archivo. En este caso, varios registros del archivo de datos pueden tener el mismo valor en el campo de indización. Disponemos de varias opciones para implementar un índice así:

- La opción 1 es incluir varias entradas de índice con el mismo valor *K(i),* una por registro. El índice sería denso.
- La opción 2 es usar registros de longitud variable para las entradas del índice, con un campo repetitivo para el apuntador. Mantendremos una lista de apuntadores <P(i,l), *P(i,k)* > en la entrada de índice de *K(i)*: un apuntador a cada bloque que contenga un registro cuyo valor del campo de indización sea igual a *K(i).* Tanto en la opción 1 como en la 2 será necesario modificar de manera apropiada el algoritmo para efectuar una búsqueda binaria en el índice.
- La opción 3, que se utiliza más a menudo, es usar entradas de índice de longitud fija y tener una sola entrada por cada *valor del campo de indización,* pero creando un nivel de indirección adicional para manejar los apuntadores múltiples. En este esquema no denso, el apuntador P(i) de una entrada de índice <K(i), P(¿) > apunta a un *bloque de apuntadores a registros;* cada apuntador a registro de ese bloque apunta a uno de los registros del archivo de datos que tienen el valor *K(i)* en el campo de indización. Si algún valor K(i) ocurre en demasiados registros, de modo que sus apuntadores a registros no quepan en un solo bloque de disco, se utiliza una lista enlazada de bloques. Esta

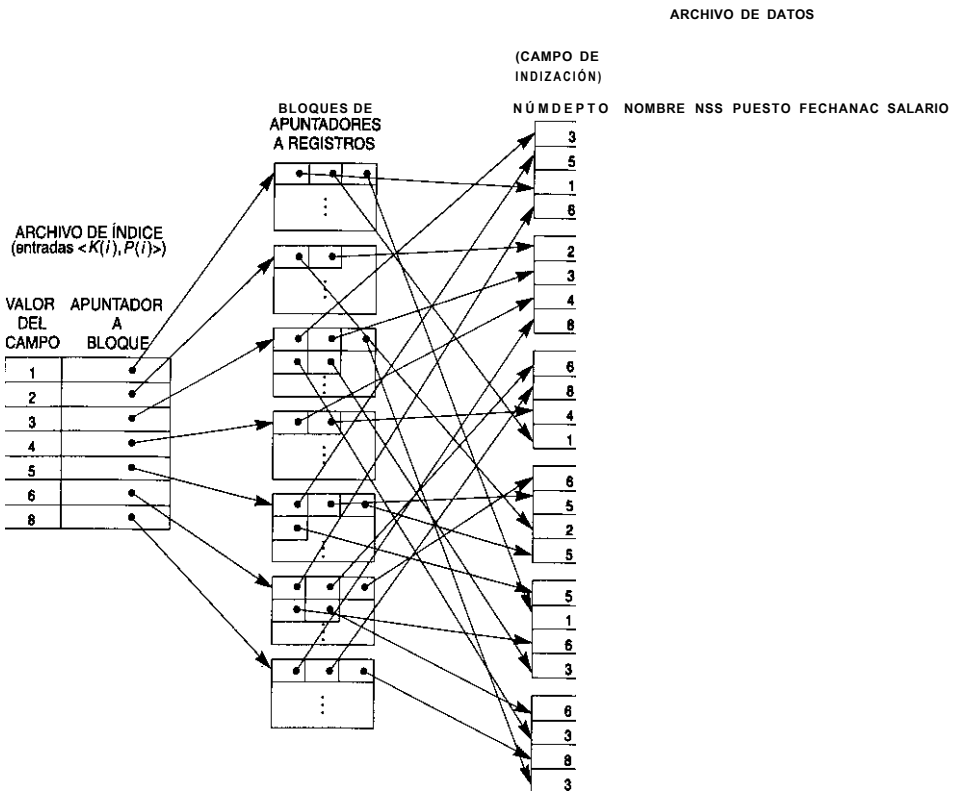


Figura 5.5 índice secundario según un campo no clave, implementado con un nivel de indirección para que las entradas del índice tengan longitud fija y valores únicos en los campos.

técnica se ilustra en la figura 5.5. La obtención de datos a través del índice requiere un acceso a bloque adicional debido ai nivel extra, pero los algoritmos para buscar en el índice y (lo que es más importante) para insertar nuevos registros en el archivo de datos son sencillos. Además, las búsquedas con condiciones de selección complejas pueden manejarse haciendo referencia a los apuntadores, sin tener que leer muchos registros innecesarios del archivo (véase el ejercicio 5.16).

Observe que los índices secundarios representan un ordenamiento lógico de los registros según el campo de indización. Si tenemos acceso a los registros en el orden que tienen las entradas del índice secundario, los leeremos en orden según el campo de indización.

5.1.4 *Resumen*

Para concluir esta sección, sintetizamos en dos tablas nuestro análisis de los tipos de índices. La tabla 5.1 muestra las características que tiene el campo de indización de todos los

Tabla 5.1 Tipos de índices

	Campo de ordenación	Campo no de ordenación
Campo clave	Indice primario	Indice secundario (clave)
Campo no clave	índice de agrupamiento	índice secundario (no clave)

Tabla 5.2 Propiedades de los tipos de índices

		Propiedades del tipo de índices		
		Número de entradas de índice (primer nivel)	Denso o no denso	Anclas de bloques del archivo de datos
Tipo de índice	Primario	Número de bloques del archivo de datos	No denso	Sí
	De agrupamiento	Número de valores distintos del campo índice	No denso	Sí/no[c]
	Secundario (clave)	Número de registros del archivo de datos	Denso	No
	Secundario (no clave)	Número de registros[a] o número de valores distintos del campo índice[a]	Denso o no denso	No

[a] Sí en el caso de que cada valor distinto del campo de ordenación inicie un nuevo bloque; no en caso contrario.
[b] Para la opción 1.
[c] Para las opciones 2 y 3.

tipos de índices ordenados de un solo nivel que hemos visto: primarios, de agrupamiento y secundarios. La tabla 5.2 resume las propiedades de cada tipo de índices comparando el número de entradas del índice y especificando cuáles índices son densos y cuáles emplean anclas de bloque en el archivo de datos.

5.2 índices de múltiples niveles

Los esquemas de indización hasta aquí descritos implican un archivo de índice ordenado. Aplicamos una búsqueda binària al índice para localizar apuntadores a los registros del archivo que tienen un cierto valor del campo de indización. Una búsqueda binaria requiere aproximadamente ($\log_2 b$.) accesos a bloques en el caso de un índice con b. bloques, porque cada paso del algoritmo reduce a la mitad la porción del archivo de índice que seguiremos examinando; por tanto aplicamos la función logarítmica de base 2. Los índices de múltiples niveles se basan en la idea de reducir *en fbl.* la porción del índice que seguiremos examinando, donde *fbl* es el factor de bloques del índice y es mayor que 2. Por tanto, el espacio de búsqueda se reduce con mucha rapidez. El valor *fbl.* se conoce como abanico *(fan-out)* del índice de múltiples niveles, y nos referiremos a él con la abreviatura fo. Una búsqueda en un índice de múltiples niveles requiere aproximadamente ($\log_{fo} b$.) accesos a bloques, que es una cifra menor que la de la búsqueda binaria si el abanico es mayor que 2.

El índice de múltiples niveles considera al archivo de índice, al que ahora llamaremos primer nivel (o nivel base) del índice de múltiples niveles, como un *archivo ordenado* con un *valor distinto* para cada *K(i).* Por tanto, podemos crear un índice primario para este primer nivel; este índice del primer nivel es ahora el segundo nivel del índice de múltiples niveles. Como el segundo nivel es un índice primario, podemos usar anclas de bloques para que el segundo nivel tenga una entrada *por cada bloque* del primer nivel. El factor de bloques

fbl. del segundo nivel —y de todos los niveles subsecuentes— es el mismo que el del índice de primer nivel, porque todas las entradas de índice tienen el mismo tamaño; cada una tiene un valor de campo y una dirección de bloque. Si el primer nivel tiene r_1 entradas, y el factor de bloques —que es también el abanico— del índice *es fbl.* = /o, entonces el primer nivel requerirá l~(r//o)! bloques, que en consecuencia será el número de entradas r_2 requeridas en el segundo nivel del índice.

Podemos repetir este proceso para el segundo nivel. El tercer nivel, que es un índice primario del segundo nivel, tiene una entrada por cada bloque del segundo nivel, así que el número de entradas del tercer nivel es r_3 = l~(r,//o)l. Cabe señalar que sólo necesitaremos un segundo nivel si el primero requiere más de un bloque de almacenamiento en disco, y, de manera similar, sólo necesitaremos un tercer nivel si el segundo requiere más de un bloque. Podemos repetir el proceso anterior hasta que todas las entradas de un nivel t del índice quepan en un solo bloque. Este bloque del t-ésimo nivel se denomina índice de nivel superior.[1] Cada nivel reduce el número de entradas del nivel anterior en un factor de *fo* (el abanico del índice), así que podemos usar la fórmula 1 < (^/((fo)')) para calcular t. Por tanto, un índice de múltiples niveles con r_1 entradas en el primer nivel tendrá aproximadamente t niveles, donde t = R1og^))].

El esquema de múltiples niveles que hemos descrito es útil para cualquier tipo de índice, sea primario, de agrupamiento o secundario, en tanto el índice del primer nivel tenga *valores distintos para K(i) y entradas de longitud fija.* La figura 5.6 muestra un índice de múltiples niveles construido sobre un índice primario. El ejemplo 3 ilustra la mejoría en el número de bloques leídos cuando se utiliza un índice de múltiples niveles para buscar un registro.

EJEMPLO 3: Suponga que el índice secundario denso del ejemplo 2 se convierte en un índice de múltiples niveles. Calculamos un factor de bloques *fbl.* = 68 entradas de índice por bloque, cifra que también es el abanico *fo* para el índice de múltiples niveles. También se calculó el número de bloques del primer nivel b_1 = 442 bloques. El número de bloques del segundo nivel será b_2 = [(b/fo)~\ = R442/68)l = 7 bloques, y el número de bloques del tercer nivel será b_3 = \(b,lfo)\ = ["(7/68)1 = 1 bloque. Por tanto, el tercer nivel es el nivel superior del índice, y t = 3. Para tener acceso a un registro buscando en el índice de múltiples niveles, deberemos tener acceso a un bloque en cada nivel y a uno más en el archivo de datos, así que necesitamos t + l = 3 + l= 4 accesos a bloques. Compárese esto con el ejemplo 2, donde se requirieron 10 accesos a bloques empleando un índice de un solo nivel y una búsqueda binaria. •

Cabe señalar que también podríamos tener un índice primario de múltiples niveles, que sería no denso. El ejercicio 5.10c ilustra este caso, donde *es preciso* tener acceso al bloque de datos del archivo antes de que podamos determinar si el registro que se busca está o no en el archivo. En el caso de un índice denso, esto puede determinarse teniendo acceso al primer nivel del índice (sin tener que leer un bloque de datos), ya que hay una entrada de índice *por cada* registro del archivo.

El algoritmo 5.1 bosqueja el procedimiento de búsqueda de un registro en un archivo de datos que utiliza un índice primario de t niveles. Nos referiremos a la entrada *i* del nivel

[1] El esquema de numeración de los niveles del índice que usamos aquí es el *inverso* de la forma como suelen definirse los niveles de las estructuras de datos de árbol. En ellas, t se considera el nivel 0 (cero), t - 1 es el nivel 1, etcétera.

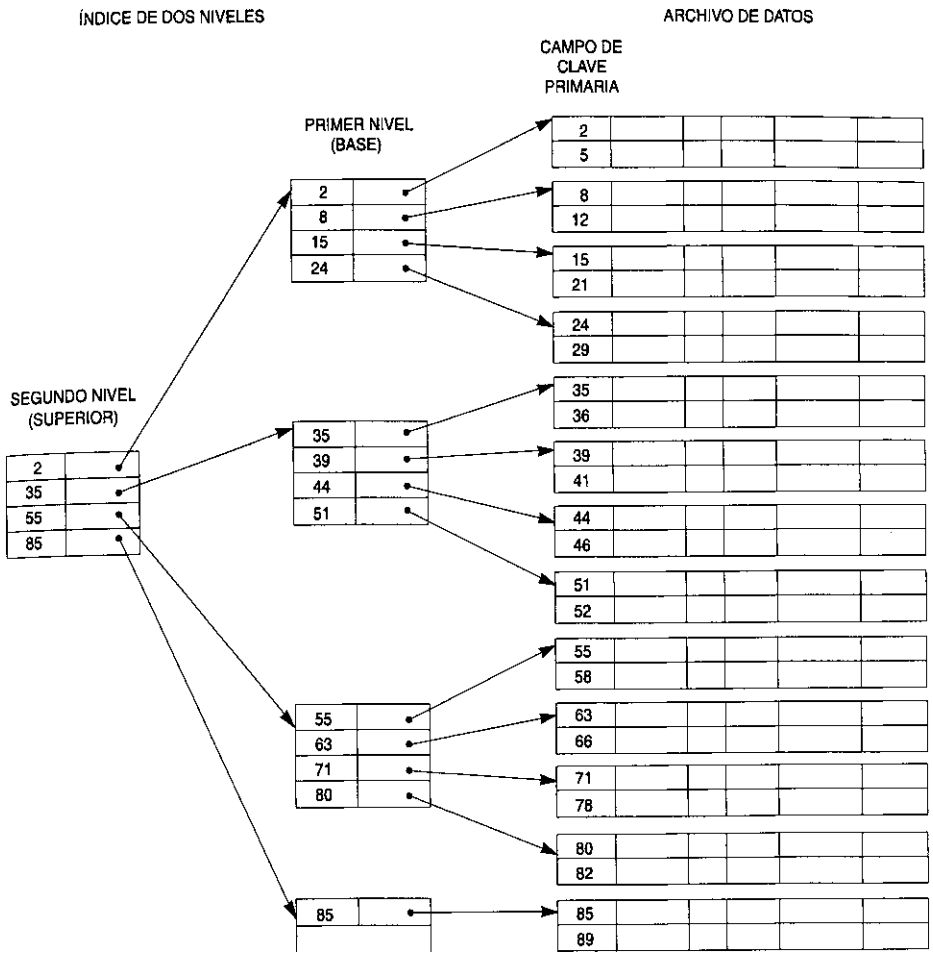


Figura **5.6** índice primario de dos niveles.

j del índice como <K(i), P.(i)>, y buscaremos un registro cuyo valor de clave primaria sea *K.* Supondremos que se ignoran cualesquiera registros de desborde. Si el registro está en el archivo, deberá haber una entrada en el nivel 1 con *Kfi)* < K < K,(í + 1), y el registro estará en el bloque del archivo de datos cuya dirección sea *Pfi).* En el ejercicio 5.15 se analiza la modificación del algoritmo de búsqueda para otros tipos de índices.

ALGORITMO 5.1 Búsqueda en un índice primario no denso de t niveles.

```
p <- dirección del bloque de nivel superior del índice;
para j <- r paso -1 a 1 hacer
  comenzar
  leer el bloque de índice (en el y-ésimo nivel) cuya dirección es p;
```

buscar en el bloque p la entrada /tal que *Kji)* < *K*< *Kji* + **1) (si** *Kji)* **es la última entrada del bloque, basta con satisfacer** *Kji)* < **K);**
P <- P/0 (* escoge el apuntador apropiado en el y-ésimo nivel del índice *)
terminar;
leer el bloque del archivo de datos cuya dirección es p;
buscar en el bloque p el registro de clave = *K*\

Como hemos visto, los índices de múltiples niveles reducen el número de bloques leídos al buscar un registro, dado su valor del campo de indización. Falta resolver los problemas de insertar y eliminar entradas del índice, pues todos los niveles del índice son *archivos ordenados físicamente.* A fin de seguir aprovechando la indización de múltiples niveles y a la vez reducir los problemas de inserción y eliminación en el índice, los diseñadores a menudo adoptan un índice de múltiples niveles que deja cierto espacio en todos sus bloques para insertar nuevas entradas. Esto se conoce como **índice dinámico de múltiples niveles,** y a menudo se implementa con las estructuras de datos llamadas árboles B y árboles B+.

5.3 índices dinámicos de múltiples niveles con base en árboles B y B+

Los árboles B y B+ son casos especiales de las estructuras de árbol, tan conocidas. Presentaremos brevemente la terminología empleada al hablar de las estructuras de datos de árbol. Un **árbol** se compone de **nodos.** Cada nodo del árbol, con excepción de un nodo especial llamado **raíz,** tiene un nodo **padre** y varios —cero o más— nodos **hijos.** El nodo raíz no tiene padre. Los nodos que no tienen hijos se denominan nodos **hoja,** y los nodos que no son hojas se conocen como nodos **internos.** El **nivel** de un nodo es siempre el nivel de su padre más uno, y el nivel del nodo raíz es cero.[1] Un **subárbol** de un nodo consiste en ese nodo y todos sus

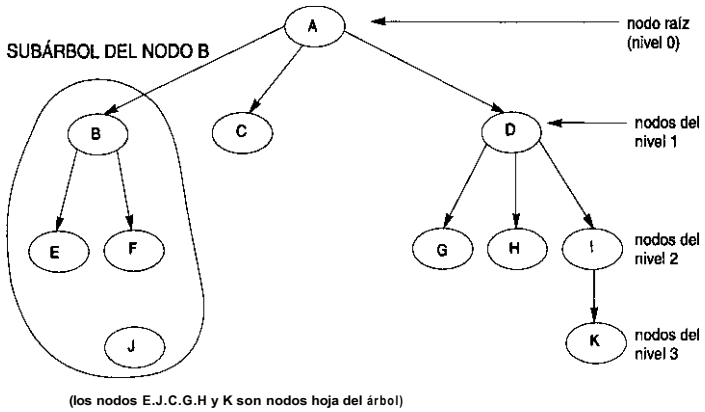


Figura 5.7 Estructura de datos de árbol.

[1]Esta definición estándar del nivel de un nodo, que adoptaremos en toda la sección 5.3, es diferente de la que dimos para los índices de múltiples niveles en la sección 5.2.

nodos descendientes: sus nodos hijo, los nodos hijo de sus nodos hijo, etc. Una definición recursiva precisa de subárbol es que consiste en un nodo n y en los subárboles de los nodos hijo de n. La figura 5.7 ilustra una estructura de datos de árbol. En ella, el nodo raíz es A y sus nodos hijo son B, C y D. Los nodos E, J, C, G, H y K son nodos hoja.

Por lo regular, mostramos los árboles con el nodo raíz en la parte superior, como en la figura 5.7. Una forma de implementar un árbol es tener tantos apuntadores en un nodo como nodos hijo tenga ese nodo. En algunos casos, también se almacena un apuntador al padre. Además de apuntadores, los nodos suelen contener información almacenada. Cuando un índice de múltiples niveles se implementa en forma de estructura de árbol, dicha información incluye los valores del campo de indización del archivo que sirven para guiar la búsqueda de un registro en particular.

En la sección 5.3.1 presentaremos los árboles de búsqueda y luego hablaremos de los árboles B, que pueden servir como índices dinámicos de múltiples niveles para guiar la búsqueda de registros en un archivo de datos. Los nodos de un árbol B se mantienen ocupados entre el 50% y el 100%, y los apuntadores a los bloques de datos se almacenan tanto en los nodos internos como en los nodos hoja de la estructura de árbol B. En la sección 5.3.2 estudiaremos los árboles B+, una variación de los árboles B, en los que sólo se almacenan apuntadores a los bloques de datos del archivo en los nodos hoja; esto permite lograr índices con menos niveles y de más alta capacidad.

53.1 *Árboles de búsqueda y árboles B*

Un árbol de búsqueda es un tipo especial de árbol que sirve para guiar la búsqueda de un registro, dado el valor de uno de sus campos. Los índices de múltiples niveles analizados en la sección 5.2 pueden considerarse como variaciones de los árboles de búsqueda. Cada nodo del índice de múltiples niveles puede tener hasta *fo* apuntadores y *fo* valores de clave, donde *fo* es el abanico *(fan-out)* del índice. Los valores del campo de índice de cada nodo nos guían al siguiente nodo, hasta llegar al bloque del archivo de datos que contiene los registros deseados. Al seguir un apuntador, restringimos nuestra búsqueda en cada nivel a un subárbol del árbol de búsqueda e ignoramos todos los nodos que no estén en dicho subárbol.

Arboles de búsqueda. Los árboles de búsqueda difieren un poco de los índices de múltiples niveles. Un **árbol** de búsqueda de orden p es un árbol tal que cada nodo contiene *cuando más* **{)-1** valores de búsqueda*yp* apuntadores en el orden <Pj, *K*, P2, *K*, P ^ K ^ P >, donde *q* < *p*, cada P es un apuntador a un nodo hijo (o un apuntador nulo) y cada *K*. es un valor de búsqueda proveniente de algún conjunto ordenado de valores. Se supone que todos los

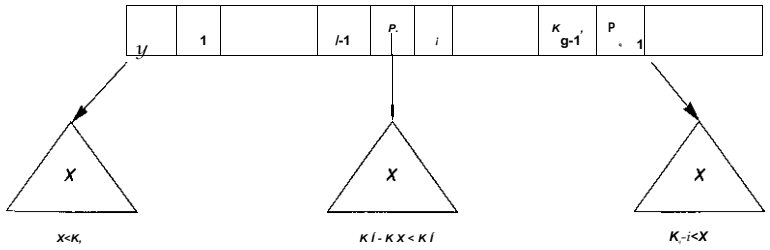


Figura 5.8 Nodo de un árbol de búsqueda.

valores de búsqueda son únicos.[i] La figura 5.8 ilustra un nodo de un árbol de búsqueda. Este último debe ajustarse en todo momento a las dos restricciones siguientes:

1. Dentro de cada nodo, $K_1 < K_2 < \ldots < K_q$
2. Para todos los valores de X del subárbol al cual apunta P., tenemos $K_{i-1} < X < K_i$, para $1 < i < q$, $X < K_i$, para $i = 1$, y $K_{i-1} < X$, para $i = q$ (Fig. 5.8).

Al buscar un valor X, siempre seguimos el apuntador P. apropiado de acuerdo con las fórmulas de la restricción 2. La figura 5.9 ilustra un árbol de búsqueda de orden $p = 3$ con valores de búsqueda enteros. Observe que algunos de los apuntadores P. de un nodo pueden ser apuntadores nulos.

Podemos usar un árbol de búsqueda como mecanismo para buscar registros almacenados en un archivo de disco. Los valores del árbol pueden ser los valores de uno de los campos del archivo, el llamado campo de búsqueda (igual al campo de indización si un índice de múltiples niveles guía la búsqueda). Cada valor del árbol está asociado a un apuntador al registro que tiene ese valor en el archivo de datos. Como alternativa, puede apuntar al bloque de disco que contiene ese registro. El árbol de búsqueda en sí puede almacenarse en disco asignando cada nodo del árbol a un bloque del disco. Cuando se inserta un registro nuevo, es preciso actualizar el árbol de búsqueda incluyendo en él el valor del campo de búsqueda del nuevo registro y un apuntador a éste.

Se requieren algoritmos para insertar valores de búsqueda en el árbol y eliminarlos de él sin violar las dos restricciones mencionadas. En general, estos algoritmos no garantizan que el árbol de búsqueda esté equilibrado; esto es, que todos sus nodos hoja estén en el mismo nivel.[ii] Es importante mantener equilibrados los árboles de búsqueda porque esto garantiza que no habrá nodos en niveles muy altos que requieran muchos accesos a bloques durante una búsqueda. Otro problema de los árboles de búsqueda es que la eliminación de registros puede dejar algunos nodos del árbol casi vacíos, desperdiciándose espacio de almacenamiento y aumentándose el número de niveles.

Arboles **B.** El árbol B — un árbol de búsqueda con algunas restricciones adicionales — resuelve hasta cierto punto los dos problemas anteriores. Dichas restricciones adicionales garantizan que el árbol siempre estará equilibrado y que el espacio desperdiciado por la eliminación, si lo hay, nunca será excesivo. Los algoritmos para insertar y eliminar, empero, aumentan en complejidad para poder mantener estas restricciones. No obstante, la mayor parte de las inserciones y eliminaciones son procesos simples; se complican sólo en circunstancias especiales: a saber, cuando intentamos una inserción en un nodo que ya está lleno o una eliminación en un nodo que después quedará ocupado hasta menos de la mitad. En términos más formales, un árbol **B** de orden p, utilizado como estructura de acceso según un *campo clave* para buscar registros de un archivo de datos, puede definirse como sigue:

1. Cada nodo interno del árbol B (Fig. 5.10(a)) tiene la forma

$$<P_1, <K_1, Pr_1>, P_2, <K_2, Pr_2>, \ldots, <K_{q-1}, Pr_{q-1}>, P_q>$$

donde $q \leq p$. Cada P. es un apuntador de árbol: un apuntador a otro nodo del árbol B. Cada Pr. es un apuntador de datos:[iii] un apuntador al registro cuyo valor del campo clave de búsqueda es igual a K_i (o un apuntador al bloque que contiene ese registro en el archivo de datos).

Dentro de cada nodo, $K_1 < K_2 < \ldots < K_{q-1}$

3. Para todos los valores X del campo clave de búsqueda en el subárbol al que apunta P., tenemos

$$< X < K, \text{ para } 1 < i < q, X < K_i \text{ para } i = 1, \text{ y } K_{i-1} < X, \text{ para } i = q$$

(véase la Fig. 5.10(a)).

4. Cada nodo tiene cuando más p apuntadores de árbol.
5. Cada nodo, excepto la raíz y los nodos hoja, tienen por lo menos $\lceil (p/2) \rceil$ apuntadores de árbol. El nodo raíz tiene como mínimo dos apuntadores de árbol, a menos que sea el único nodo del árbol.
6. Un nodo con q apuntadores de árbol, $q \leq p$, tiene $q - 1$ valores del campo clave de búsqueda (y por tanto tiene $q - 1$ apuntadores de datos).
7. Todos los nodos hoja están en el mismo nivel. Los nodos hoja tienen la misma estructura que los internos, excepto que todos sus *apuntadores de árbol, P.,* son nulos.

La figura 5.10(b) ilustra un árbol B de orden $p = 3$. Observe que todos los valores de búsqueda K del árbol B son únicos porque supusimos que el árbol se utiliza como estructura de acceso según un campo clave. Si usamos un árbol B con un campo no clave, tendremos que modificar la definición de los apuntadores de datos Pr. de modo que apunten a un bloque — o a una lista enlazada de bloques — que contenga apuntadores a los registros mismos del archivo. Este nivel adicional de indirección es similar a la opción 3 de los índices secundarios, que vimos en la sección 5.1.3.

Todo árbol B comienza con un solo nodo raíz (que también es un nodo hoja) en el nivel 0 (cero). Una vez lleno este nodo con $p - 1$ valores de la clave de búsqueda, si intentamos insertar una entrada más en el árbol, el nodo raíz se dividirá en dos nodos de nivel 1. En el nodo raíz sólo se mantendrá el valor de en medio: los demás se dividirán equitativamente entre los otros dos nodos. Cuando se llena un nodo distinto de la raíz y se inserta en él una nueva entrada, el nodo se divide en dos nodos del mismo nivel y la entrada de en medio se

[i] Esta restricción se puede hacer menos rigurosa, pero entonces habría que modificar las fórmulas que siguen.

[ii] La definición de *equilibrado* es diferente en el caso de los árboles binarios. Los árboles binarios equilibrados se conocen como árboles AVL.

[iii] Un apuntador de datos es una dirección de bloque o bien una dirección de registro; la segunda casi siempre es una dirección de bloque y un desplazamiento.

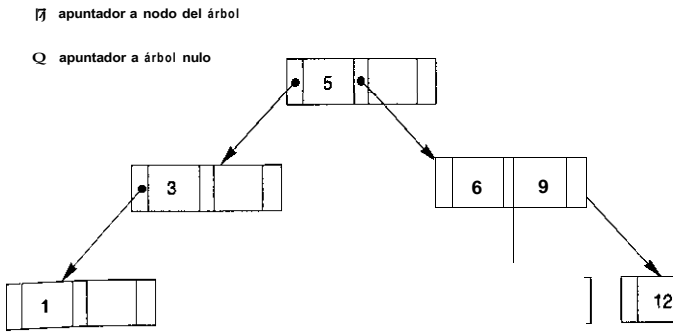


Figura 5.9 Árbol de búsqueda de orden $p = 3$.

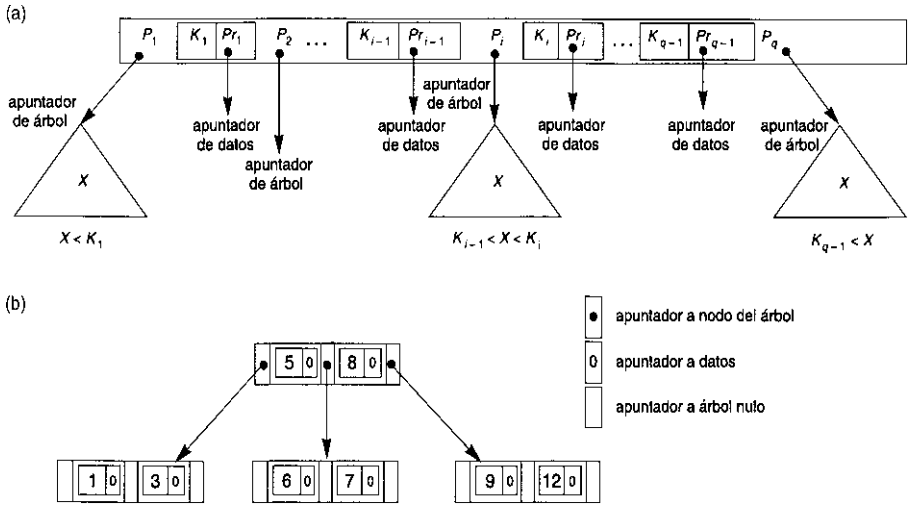


Figura 5.10 Estructuras de árbol B. (a) Nodo de árbol B con q - 1 valores de búsqueda, (b) Árbol B de orden p = 3. Los valores se insertaron en el orden 8, 5, 1,7,3, 12, 9, 6:

pasa al nodo padre junto con dos apuntadores a los nodos divididos. Si el nodo padre está lleno, también se divide. La división puede propagarse hasta el nodo raíz, creando un nuevo nivel cada vez que se divida la raíz. No analizaremos con detalle aquí los algoritmos de los árboles B; más bien, bosquejaremos procedimientos de búsqueda y de inserción para los árboles B+ en la siguiente sección.

Si la eliminación de un valor hace que un nodo quede ocupado hasta menos de la mitad, se combinará con sus nodos vecinos, y esto también puede propagarse hasta la raíz; por tanto, la eliminación puede reducir el número de niveles del árbol. Se ha demostrado por análisis y simulación que, después de un gran número de inserciones y eliminaciones aleatorias en un árbol B, los nodos están ocupados en un 69%, aproximadamente, cuando se estabiliza el número de valores del árbol. Esto también es verdadero en el caso de los árboles B+. Si llega a suceder esto, la división y combinación de nodos ocurrirá con muy poca frecuencia, de modo que la inserción y la eliminación se volverán muy eficientes. Si crece el número de valores el árbol se expandirá sin problemas, aunque es posible que haya división de nodos, con lo que algunas inserciones tardarán más. El ejemplo 4 ilustra la forma en que calculamos el orden p de un árbol B almacenado en disco.

EJEMPLO 4: Supongamos que el campo de búsqueda tiene V = 9 bytes de largo, que el tamaño de un bloque de disco es B = 512 bytes, que un apuntador de registro (de datos) tiene P_r = 7 bytes y que un apuntador de bloque tiene P = 6 bytes. Cada nodo del árbol B puede tener *cuando más p* apuntadores de árbol, p - 1 apuntadores de datos y p - 1 valores del campo clave de búsqueda (véase la Fig. 5.10(a)). Estos deben caber en un solo bloque de disco si queremos que cada nodo del árbol corresponda a un bloque de disco. Por tanto, debemos tener


```
G>*P) + ((!>-1)*(P +V))<B
(p*6) + ((p-1)*(7 + 9))<512
(22*p) < 528
```

En general, un nodo de árbol B puede contener la información adicional requerida por los algoritmos que manipulan el árbol, como el número de entradas q del nodo y un apuntador al nodo padre. Por tanto, antes de efectuar el cálculo anterior parap, tendremos que reducir el tamaño del bloque en la cantidad de espacio necesario para dicha información. Ahora ilustraremos la forma de calcular el número de bloques y niveles de un árbol B.

EJEMPLO 5: Supongamos que el campo de búsqueda del ejemplo 4 es un campo clave que no es el de ordenación, y que construimos un árbol B sobre ese campo. Supongamos también que todos los nodos del árbol están ocupados al 69% de su capacidad. Cada nodo, en promedio, tendrá p * 0.69 = 23 * 0.69, o aproximadamente 16 apuntadores y, por ende, 15 valores del campo clave de búsqueda. El abanico medio *fo* =16. Podemos comenzar en la raíz y ver cuántos valores y apuntadores hay, en promedio, en cada nivel subsecuente:

Raíz:	1 nodo	15 entradas	16 apuntadores
Nivel 1	16 nodos	240 entradas	256 apuntadores
Nivel 2	256 nodos	3840 entradas	4096 apuntadores
Nivel 3	4096 nodos	61 440 entradas	

En cada nivel calculamos el número de entradas multiplicando el número total de apuntadores del nivel anterior por 15, el promedio de entradas en cada nodo. Por tanto, para los tamaños de bloque, de apuntador y de campo de clave de búsqueda dados, un árbol B de dos niveles contiene hasta 3840 + 240 + 15 = 4095 entradas en promedio; un árbol B de tres niveles contiene hasta 65 535 entradas en promedio. •

A veces se emplean árboles B como organizaciones primarias de los archivos, en cuyo caso se almacenan registros completos en los nodos del árbol B, no sólo las entradas <clave de búsqueda, apuntador a registro>. Esto funciona correctamente si el archivo tiene un *número relativamente pequeño de registros* y *los registros son pequeños*. En caso contrario, el abanico y el número de niveles se incrementan tanto que impiden un acceso eficiente.

53.2 *Árboles B+*

En su mayoría, las implementaciones de índices dinámicos de múltiples niveles emplean una variación de la estructura de datos de árbol B: el árbol **B+.** En un árbol B, todos los valores del campo de búsqueda aparecen una vez en algún nivel del árbol, junto con un apuntador de datos. En un árbol B+, los apuntadores de datos se almacenan *sólo en los nodo hoja* del árbol, por lo cual la estructura de los nodos hoja difiere de la de los nodos internos. Los primeros tienen una entrada por *cada* valor del campo de búsqueda, junto con un apuntador de datos al registro (o al bloque que contiene el registro), si el campo de búsqueda es un campo clave. Si no lo es, el apuntador apunta a un bloque que contiene apuntadores a los registros del archivo de datos, creándose así un nivel de indirección adicional.

Los nodos hoja del árbol B+ suelen estar enlazados para ofrecer un acceso ordenado a los registros según el campo de búsqueda. Estos nodos hoja son similares al primer nivel (base) de un índice. Los nodos internos del árbol B+ corresponden a los demás niveles del

índice. Algunos valores del campo de búsqueda de los nodos hoja se repiten en los nodos internos del árbol B+ con el fin de guiar la búsqueda. La estructura de los *nodos internos* de un árbol B+ de orden *p* (Fig. 5.11 (a)) se define como sigue:

1. Todo nodo interno tiene la forma

   $<P_1, K_1, P_2, K_2, \ldots, P_{q-1}, K_{q-1}, P_q>$

   donde $q \leq p$ y cada P. es un apuntador de árbol.

2. Dentro de cada nodo interno, $K_1 < K_2 < \cdots < K_{q-1}$

3. Para todos los valores X del campo de búsqueda en el subárbol al que apunta P., tenemos $K_{i-1} < X \leq K_i$, para $1 < i < q$, $X \leq K_{q-1}$ para $i = q$, y $K_{i-1} < X$, para $i = q$ (véase la Fig. 5.11(3));

4. Cada nodo interno tiene cuando más *p* apuntadores de árbol.

5. Cada nodo interno, con excepción de la raíz, tiene por lo menos $\lceil (p/2) \rceil$ apuntadores de árbol. El nodo raíz tiene por lo menos dos apuntadores de árbol si es un nodo interno.

6. Un nodo interno con *q* apuntadores, donde $q \leq p$, tiene $q-1$ valores del campo de búsqueda.

La estructura de los *nodos hoja* de un árbol B+ de orden *p* (Fig. 5.11 (b)) es como sigue:

1. Todo nodo hoja tiene la forma

   $< <K_1, Pr_1>, <K_2, Pr_2>, \ldots, <K_{q-1}, Pr_{q-1}>, P_{siguiente} >$

   donde $q \leq p$, cada Pr. es un apuntador de datos y $P_{siguiente}$ apunta al siguiente *nodo hoja* del árbol B+.

2. Dentro de cada nodo hoja, $K_1 \leq K_2 \leq \cdots \leq K_{q-1}$, donde $q \leq p$.

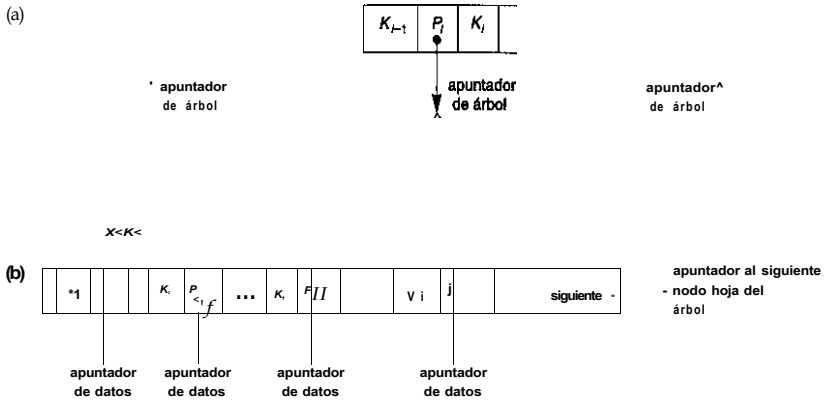


Figura 5.11 Nodos de un árbol B+. (a) Nodo interno de un árbol B+ con $q-1$ valores de búsqueda, (b) Nodo hoja de un árbol B+.

[1]Nuestra definición se basa en la de Knuth (1973). Se puede definir un árbol B+ de otra manera intercambiando los símbolos $<$ y $\leq$ ($K_{i-1} < X < K_i$; $X < K_1$, $K_{q-1} \leq X$), pero los principios siguen siendo los mismos.

3. Cada Pr. es un apuntador de datos que apunta al registro cuyo valor de clave de búsqueda es K, o a un bloque de archivo que contiene dicho registro (o a un bloque de apuntadores que apuntan a registros cuyo valor del campo de búsqueda es K, si el campo de búsqueda no es clave).

4. Cada nodo hoja tiene por lo menos $\lfloor (p/2) \rfloor$ valores.

5. Todos los nodos hoja están en el mismo nivel.

En el caso de un árbol B+ construido según un campo clave, los apuntadores de los nodos internos son *apuntadores de árbol* a bloques que son nodos del árbol, en tanto que los apuntadores de los nodos hoja son *apuntadores de datos* a los registros o bloques del archivo de datos, con la excepción del apuntador $P_{siguiente}$, que es un apuntador de árbol al siguiente nodo hoja. Si partimos del nodo hoja del extremo izquierdo, podremos recorrer los nodos hoja como si fueran una lista enlazada mediante los apuntadores $P_{siguiente}$. Esto hace posible un acceso ordenado a los registros de datos según el campo de indización. También podemos incluir un apuntador $P_{anterior}$. En el caso de un árbol B+ según un campo no clave se requiere un nivel adicional de indirección similar al que se muestra en la figura 5.5, de modo que los apuntadores Pr sean apuntadores a bloques que contengan un conjunto de apuntadores a los registros reales del archivo de datos, como se explicó en la opción 3 de la sección 5.1.3.

Como las entradas en los *nodos internos* de un árbol B+ contienen valores de búsqueda y apuntadores de árbol, pero no apuntadores de datos, es posible empaquetar más entradas en un nodo interno de un árbol B+ que en un nodo similar de un árbol B. Por tanto, si el tamaño de bloque (nodo) es el mismo, el orden *p* será mayor para el árbol B+ que para el árbol B, como se ilustra en el ejemplo 6. Esto puede reducir el número de niveles del árbol B+, mejorándose así el tiempo de búsqueda. Como las estructuras de los nodos internos y los nodos hoja de los árboles B+ son diferentes, el orden *p* puede ser. Denotaremos con *p* el orden de los *nodos internos* y con p_{hoja} el orden de los *nodos hoja*, el cual definimos como el número máximo de apuntadores de datos en un nodo hoja.

EJEMPLO **6:** Para calcular el orden *p* de un árbol B+, supongamos que el campo de clave de búsqueda tiene V = 9 bytes de largo, que el tamaño de bloque es B = 512 bytes, que un apuntador a registro tiene P_r = 7 bytes y que un apuntador a bloque tiene P = 6 bytes, como en el ejemplo 4. Un nodo interno del árbol B+ puede tener hasta *p* apuntadores de árbol y $p-1$ valores del campo de búsqueda. Estos deben caber en un solo bloque, de modo que tenemos:

$$(p*P) + ((p-1)*V) \leq B$$
$$(p*6) + ((p-1)*9) \leq 512$$
$$(15*p) \leq 521$$

Podemos elegir que *p* sea el valor más grande que satisfaga la desigualdad anterior, lo que nos da $p = 34$. Esto es mayor que el valor de 23 del árbol B, lo que resulta en un abanico más grande y un mayor número de entradas en cada nodo interno de un árbol B+, en comparación con el árbol B correspondiente. Los nodos hoja del árbol B+ tendrán el mismo número de valores y de apuntadores, sólo que en este caso los apuntadores son apuntadores de datos y un apuntador al siguiente. De tal modo, el orden p_{hoja} de los nodos hoja se puede calcular así:

$$(p_{hoja} * (V + P)) + P \leq B$$

Q>*.*(7 + 9))+6 S512
(16 * 1 > j s 506

De ello se sigue que cada nodo hoja puede contener hasta $p_{hoja} = 31$ combinaciones de valor de clave y apuntador de datos, suponiendo que los apuntadores de datos son apuntadores a registros. •

Al igual que con los árboles B, quizá necesitemos información adicional —para implementar los algoritmos de inserción y eliminación— en cada nodo. Esta información puede incluir el tipo de nodo (interno u hoja), el número de entradas q que hay actualmente en el nodo, y apuntadores a los nodos padre y hermanos. Entonces, antes de efectuar los cálculos anteriores de *pyp^*, tendremos que reducir el tamaño del bloque restándole los bytes necesarios para guardar dicha información. El siguiente ejemplo ilustra la manera de calcular el número de entradas de un árbol B+.

EJEMPLO 7: Supongamos que construimos un árbol B+ según el campo del ejemplo 6. Para calcular el número aproximado de entradas del árbol B+, suponemos que cada nodo está ocupado al 69% de su capacidad. En promedio, cada nodo interno tendrá 34 * 0.69 o aproximadamente 23 apuntadores, y por tanto 22 valores. Cada nodo hoja, en promedio, contendrá 0.69 * *p^* = 0.69 * 31 o aproximadamente 21 apuntadores a registros de datos. Un árbol B+ tendrá los siguientes números medios de entradas en cada nivel:

Raíz:	1 nodo	22 entradas	23 apuntadores
Nivel 1:	23 nodos	506 entradas	529 apuntadores
Nivel 2:	529 nodos	11 638 entradas	12 167 apuntadores
Nivel de hoja:	12 167 nodos	255 507 entradas	

Con los tamaños de bloque, apuntador y campo de búsqueda antes dados, un árbol B+ de tres niveles contiene hasta 255 507 apuntadores a registros, en promedio. Compárese esto con las 65 535 entradas del árbol B correspondiente del ejemplo 5. •

Búsqueda, inserción y eliminación con árboles B+. El algoritmo 5.2 bosqueja el procedimiento en el que el árbol B+ funciona como estructura de acceso para buscar un registro. El algoritmo 5.3 ilustra el procedimiento para insertar un registro en un archivo con una estructura de acceso de árbol B+. Para estos algoritmos se supone que existe un campo clave de búsqueda, y habrá que modificarlos de manera apropiada si el árbol B+ se construye según un campo no clave. Ahora ilustraremos la inserción y la eliminación con un ejemplo.

ALGORITMO 5.2 Búsqueda de un registro con valor de campo clave de búsqueda K, empleando un árbol B+.

```
n <- bloque que contiene el nodo raíz del árbol B+;
leer bloque n;
mientras (n no sea nodo hoja del árbol B+) hacer
  comenzar
  q <- número de apuntadores de árbol del nodo n\
  s\ K< n.K, (* n./C.se refiere al /-ésimo valor del campo de búsqueda en el
  nodo n*)
      entonces n <- n.P, (*n.P, se refiere al /-ésimo apuntador de árbol en el
      nodo n*)
```



```
      si no si K> n.K_q,
          entonces n<r- n.P_q
          si no comenzar
                buscar en el nodo n una entrada / tal que n./C.^ <K< n.K_p-

                terminar;
  leer bloque n
  terminar;
buscar en el bloque n la entrada (K_p Pr) con K= K_s (* buscar en el nodo hoja *)
si se encuentra
  entonces leer el bloque del archivo de datos con dirección Pr_j y obtener el
  registro
  si no el registro con valor de campo de búsqueda Kno está en el archivo de datos;
```

ALGORITMO 5.3 Inserción de un registro con valor del campo clave de búsqueda K en un árbol B+ de orden p.

```
n <r- bloque que contiene el nodo raíz del árbol B+;
leer bloque n\ ajustar la pila S a vacía;
mientras (/? no sea un nodo hoja del árbol B+) hacer
  comenzar
  meter la dirección de n en la pila S;
      (* la pila S contiene los nodos padre que se requerirán en caso de haber
      división *)
  q <- número de apuntadores de árbol en el nodo n\
  s\K< n.K, (* n./C.se refiere al /-ésimo valor del campo de búsqueda en el nodo n *)
      entonces n <- n.P, (* n.P.se refiere al /-ésimo apuntador de árbol en el nodo n *)
      si no si K> n.K_q__^
          entonces /?<- n.P_q
          si no comenzar
              buscar en el nodo n una entrada /tal que n./C^ <K< n.K_p
              n<r- n.P,
              terminar;
  leer bloque n
  terminar;
buscar en el bloque n la entrada (K_p Pr) con K=K_p (* buscar en el nodo hoja n *)
si se encuentra
  entonces el registro ya está en el archivo: imposible insertar
  si no (* insertar en el árbol B+ una entrada que apunte al registro*)
  comenzar
  crear la entrada (K, Pr) donde Pr apunta al nuevo registro;
  si el nodo hoja n no está lleno
  entonces insertar la entrada (K, Pi) en la posición correcta dentro del nodo hoja n
  si no
  comenzar (* el nodo hoja n está lleno con p_hoja apuntadores a registros: se divide *)
  copiar n en temp (* temp es un nodo hoja grande en el que cabe una entrada
  adicional *);
```

insertar la entrada *(K, Pr)* **en** *temp* **en la posición correcta;**
(temp* **ahora contiene** p_{hoja} **+ 1 entradas de la forma** *(K, Pr) *)*
nuevo **<- un nuevo nodo hoja vacío para el árbol;**
M((p^a*.1)/2)1;
n <r- **primeras / entradas de** *temp* **(hasta la entrada** *(K,* **Pr));** $n.P_{siguiente}$ **<-** *nuevo;*
nuevo **<- entradas restantes de** *temp; K<- K:,*
(* ahora debemos pasar *(K, nuevo)* **al nodo interno padre; sin embargo, si el padre está lleno, la división puede propagarse *)**
terminamos **«- falso;**
repetir
si la pila S está vacía
entonces (* no hay nodo padre; se crea un nuevo nodo raíz para el árbol *)
comenzar
raíz **<-un nuevo nodo interno vacío para el árbol;**
raíz <r- <n, K, nuevo; terminamos **<- verdadero;**
terminar
si no
comenzar
n <r- **sacar de la pila** *S;*
si el nodo interno *n* **no está lleno**
entonces
comenzar (* el nodo padre no está lleno: no habrá división *)
insertar *(K, nuevo)* **en la posición correcta dentro del nodo interno** *n;*
terminamos **<- verdadero**
terminar
si no
comenzar (* el nodo interno *n* **está lleno con p apuntadores de árbol: se dividirá*)**
copiar *n* **en** *temp (* temp* **es un nodo interno grande *);**
insertar *(K, nuevo)* **en** *temp* **en la posición correcta;**
(temp* **tiene ahora p + 1 apuntadores de árbol *)**
nuevo **<- un nuevo nodo interno vacío para el árbol;**
yVL((p+1)/2)J;
n **<- entradas hasta el apuntador de árbol** *P.* **de** *temp;*
(*n contiene <P1, *K,* **P2,** *K2, P._, Kq,* **P>*)**
nuevo **<- entradas a partir del apuntador de árbol** P_{q+1} **de** *temp;*
(nuevo **contiene** P_{q+1} *K^, K_, P_, K_,*
K<r- Kj
(* ahora debemos pasar *(K, nuevo)* **al nodo interno padre *)**
terminar
terminar
hasta *terminamos*
terminar;
terminar;

La figura 5.12 ilustra la inserción de registros en un árbol B+ de orden p = 3 y $p^{\wedge}$ = 2. Primero, observamos que la raíz es el único nodo en el árbol, así que también es un nodo hoja.

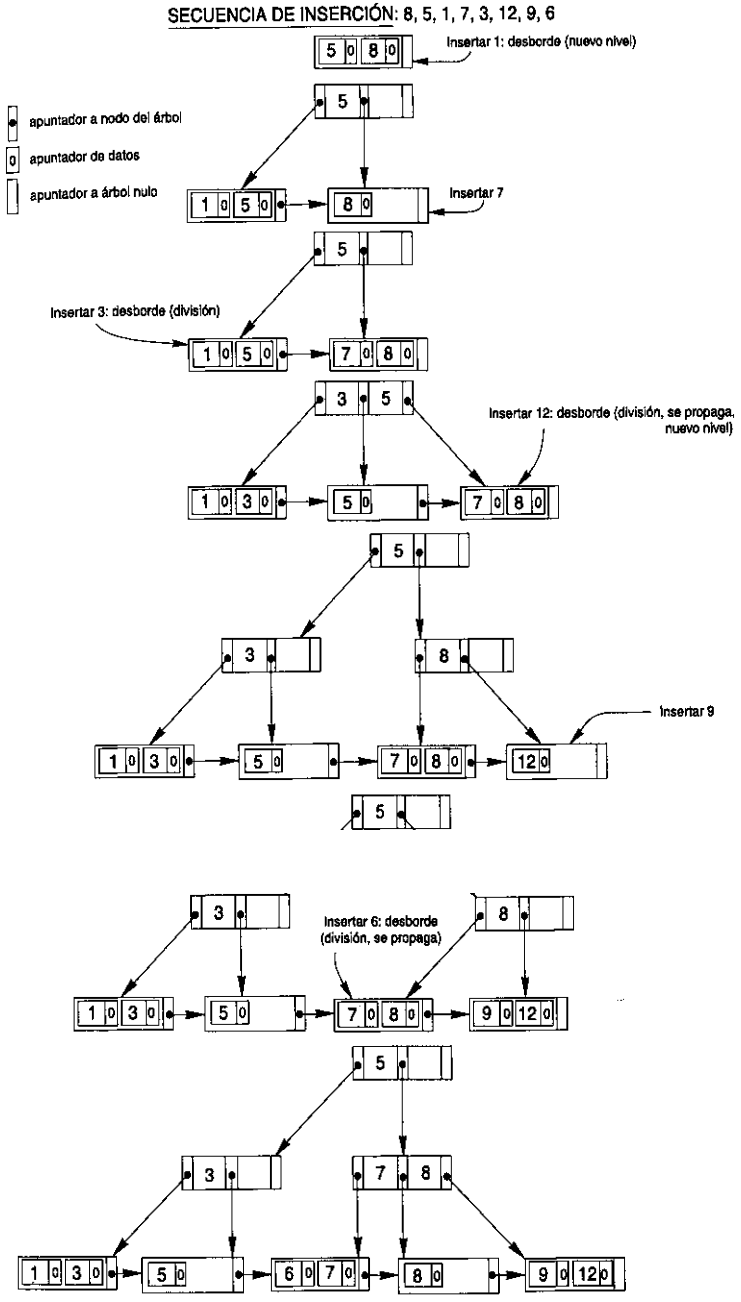


Figura 5.12 Ejemplo de inserción en un árbol B+.

Tan pronto como se crea más de un nivel, el árbol se divide en nodos internos y nodos hoja. Observe que *todo valor debe existir en el nivel de hoja,* porque todos los apuntadores de datos están en ese nivel. Sin embargo, sólo existen algunos valores en los nodos internos para guiar la búsqueda. Advierta también que todos los valores que aparecen en uñ nodo interno aparecen también como *el valor del extremo derecho* en el subárbol al que apunta el apuntador de árbol que está a la izquierda del valor.

Cuando se llena un *nodo hoja* y se inserta en él una nueva entrada, el nodo **se desbor* da** y hay que dividirlo. Las primeras) = *[((p^ + 1)/2)~|* entradas en el nodo original se mantienen ahí, y las demás se pasan a un nuevo nodo hoja. El j-ésimo valor de búsqueda se repite en el nodo interno padre, y se crea en él un apuntador adicional al nuevo nodo. Éstos deben insertarse en el nodo padre en su secuencia correcta. Si el nodo interno padre está lleno, el nuevo valor hará que se desborde también, y tendrá que dividirse. Las entradas en el nodo interno hasta P — el j-ésimo apuntador de árbol después de insertar el nuevo valor y el nuevo apuntador, donde *j = l((p* + 1)/2)J— se conservan, en tanto que el j-ésimo valor de búsqueda se *pasa* al padre, sin replicación. Un nuevo nodo interno contendrá las entradas desde P.., hasta el final de las entradas del nodo (véase el algoritmo 5.3). Esta división puede propagarse hasta arriba para crear un nuevo nodo raíz y, por tanto, un nuevo nivel del árbol B·.

La figura 5.13 ilustra la eliminación en un árbol B·. Cuando se elimina una entrada, siempre se hace del nivel de hoja. Si aparece en un nodo interno, también habrá que quitarla de ahí. En este caso, el valor que está a su izquierda en el nodo hoja debe reemplazarlo en el nodo interno, porque ahora es la entrada del extremo derecho del subárbol. La eliminación puede causar **insuficiencia** si reduce el número de entradas del nodo hoja por debajo del mínimo requerido. En este caso trataremos de encontrar un nodo hoja **herma* no** —uno que esté inmediatamente a la derecha o a la izquierda del nodo con insuficiencia— y de **redistribuir** las entradas entre el nodo y su hermano de modo que ambos estén ocupados por lo menos hasta la mitad; si esto no es posible, el nodo se fusionará con sus hermanos, reduciéndose así el número de nodos hoja. Un método común consiste en tratar de redistribuir las entradas con el hermano izquierdo; si esto no es posible, se intenta redistribuirlas con el hermano derecho. Si tampoco esto es factible, los tres nodos se fusionan para formar dos nodos hoja. En un caso así, es posible que la insuficiencia se propague a los nodos **internos,** al requerirse un apuntador de árbol y un valor de búsqueda menos. Esto puede propagarse y reducir el número de niveles del árbol.

Observe que la implementación de los algoritmos para insertar y eliminar puede requerir apuntadores al padre y a los hermanos en todos los nodos, o el empleo de una pila como en el algoritmo 5.3. Cada nodo deberá incluir también el número de entradas que contiene y su tipo (hoja o interno). Otra alternativa es implementar la inserción y la eliminación como procedimientos recursivos.

Variaciones de los árboles B y B·. Para concluir esta sección, hagamos una breve mención de algunas variaciones de los árboles B y B·. En algunos casos la restricción 5 de los árboles B (o B·), que obliga a todos los nodos a estar ocupados por lo menos hasta la mitad, se puede modificar de modo que exija que todos los nodos estén ocupados por lo menos hasta las dos terceras partes de su capacidad. A este tipo de árboles B se les ha llamado **árbo* les B*.** En general, algunos sistemas permiten que el usuario elija un **factor de llenado** de entre 0.5 y 1.0, en donde la segunda cifra significa que los nodos del árbol B (o del índice) deben estar completamente llenos. Por añadidura, con algunos sistemas el usuario puede

especificar dos factores de llenado para los árboles B·: uno para el nivel de hoja y otro para los nodos internos del árbol. Al construirse inicialmente el índice, todos los nodos se ocupan hasta alcanzar aproximadamente los factores de llenado especificados. En fechas recientes, algunos investigadores han sugerido que el requerimiento de que un nodo esté lleno hasta la mitad sea menos riguroso, y se permita que llegue a estar completamente vacío antes de efectuarse una fusión, a fin de simplificar el algoritmo de eliminación. Hay estudios que indican que esto no desperdicia demasiado espacio si las inserciones y eliminaciones se distribuyen en forma aleatoria.

5,4 Otros tipos de índices*

5 Al *Empleo de la dispersión y de otras estructuras de datos como índices*

También es posible crear estructuras de acceso similares a índices, basadas en la *dispersión.* Las entradas de índice <K, Pr> (o <K, P>) se pueden organizar en forma de archivo de dispersión dinámicamente expansible mediante alguna de las técnicas descritas en la sección 4.8.3. Para buscar una entrada, aplicaremos el algoritmo de dispersión a K; una vez localizada la entrada, el apuntador Pr (o P) nos servirá para encontrar el registro correspondiente en el archivo de datos. También podemos usar otras estructuras de búsqueda como índices.

5.4*2 *Indices lógicos vs. físicos*

Hasta ahora hemos supuesto que las entradas de índice <K, Pr> (o <K, P>) siempre incluyen un apuntador físico Pr (o P) que especifica la dirección del registro físico en el disco en forma de un número de bloque y un desplazamiento. Esto se conoce como índice físico, y tiene la desventaja de que el apuntador debe modificarse si el registro se pasa a otro lugar del disco. Por ejemplo, supongamos que la organización primaria de un archivo se basa en una dispersión lineal o extensible; entonces, cada vez que se divida una cubeta, algunos registros se asignarán a cubetas nuevas, y por tanto tendrán nuevas direcciones físicas. Si el archivo tiene un índice secundario, será necesario encontrar y actualizar los apuntadores a esos registros, tarea nada sencilla.

A fin de remediar esta situación, podemos usar una estructura llamada índice lógico, cuyas entradas tienen la forma <*K,K*>. Cada entrada tiene un valor *K* para el campo de indización secundaria apareado con el valor K_p del campo empleado para la organización primaria del archivo. Si un programa busca el valor *K* en el índice secundario, podrá localizar el valor correspondiente de K_p y utilizarlo para tener acceso al registro valiéndose de la organización primaria del archivo. Los índices lógicos se utilizan cuando se espera que las direcciones físicas de los registros cambien con frecuencia. El costo es la búsqueda adicional que se basa en la organización primaria del archivo.

5.43 *Análisis*

En muchos sistemas, el índice no es parte integral del archivo de datos, sino que puede crearse y desecharse dinámicamente; es por ello que se acostumbra llamarlo estructura de acceso.

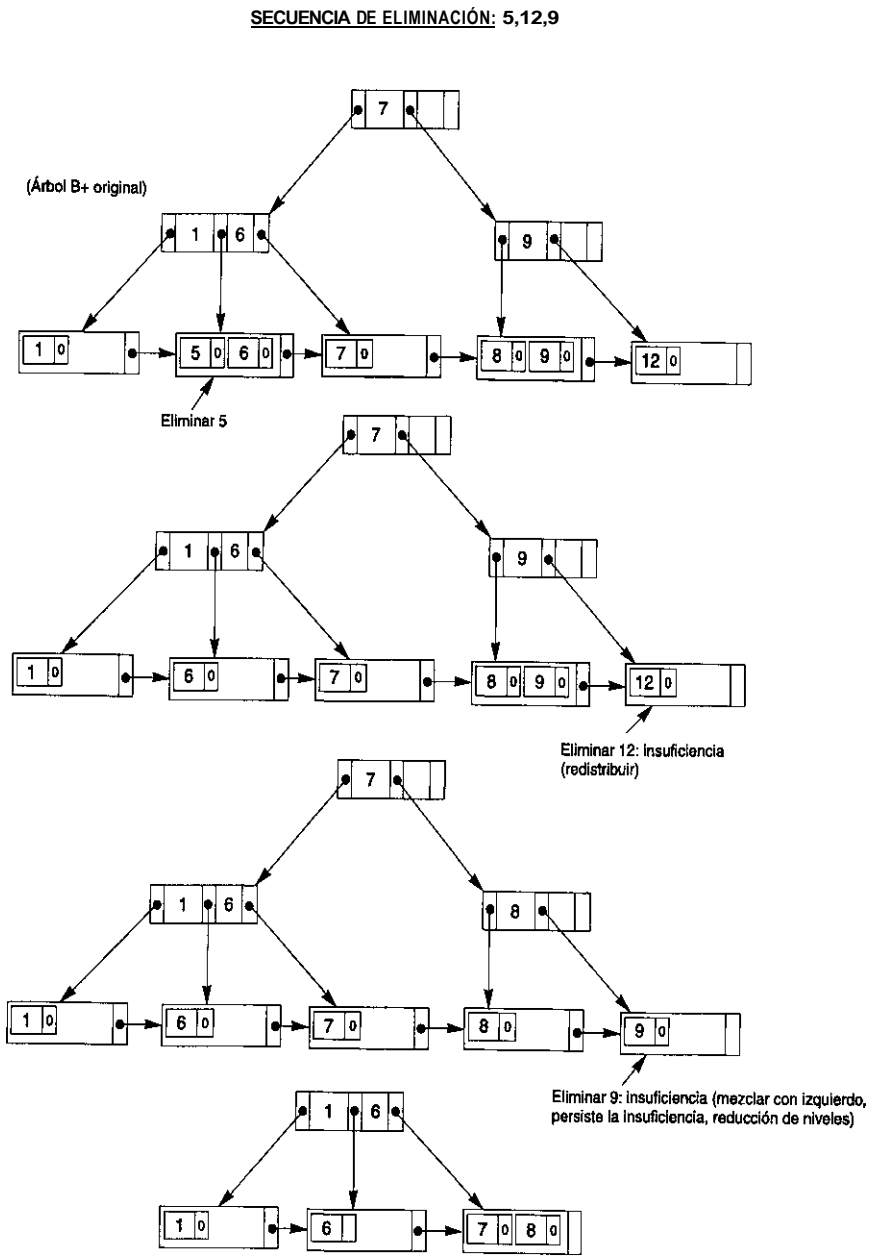


Figura 5.13 Ejemplo de eliminación en un árbol B+.

Siempre que esperemos requerir acceso frecuente a un archivo según una condición de búsqueda que implique un campo en particular, podemos solicitar al SGBD la creación de un índice basado en ese campo. Por lo regular, se creará un índice secundario con el fin de evitar la ordenación física de los registros del archivo de datos.

La principal ventaja de los índices secundarios es que —por lo menos en teoría— se pueden crear con *casi cualquier organización de registros.* Por tanto, el índice secundario puede servir para complementar otros métodos de acceso primarios, como el ordenamiento o la dispersión, e incluso puede usarse con archivos mixtos. Para crear un índice secundario de árbol B+ con base en algún campo de un archivo, deberemos examinar todos los registros del archivo y crear las entradas a nivel de hoja del árbol. A continuación, dichas entradas se ordenarán y llenarán de acuerdo con el factor de llenado prescrito, creándose simultáneamente los demás niveles del índice. Resulta más costoso y mucho más difícil crear dinámicamente índices primarios y de agrupamiento, porque los registros del archivo de datos deben estar ordenados físicamente en el disco según el campo de indización. Con todo, algunos sistemas permiten a los usuarios crear dinámicamente estos índices en sus archivos.

A menudo se utilizan los índices para imponer una *restricción de clave* al campo de índice de un archivo. Cuando se busca en el índice el lugar donde se insertará un registro nuevo, resulta sencillo verificar al mismo tiempo si algún otro registro del archivo —y por tanto del árbol— tiene el mismo valor para el campo de indización. Si es así, la inserción podrá rechazarse.

A un archivo que tiene un índice secundario para cada uno de sus campos suele llamársele archivo totalmente invertido. Como todos los índices son secundarios, los registros nuevos se insertan al final del archivo; por tanto, el archivo de datos en sí es un archivo no ordenado (de montículo). Los índices casi siempre se implementan en forma de árboles B+, por lo que se actualizan dinámicamente para reflejar la inserción o eliminación de registros.

Otra organización común es la de un archivo ordenado con un índice primario de múltiples niveles basado en su campo clave de ordenamiento. Esta organización suele recibir el nombre de archivo secuencial indizado y se le utiliza comúnmente en el procesamiento de datos de negocios. La inserción se realiza con la ayuda de algún tipo de archivo de desborde que se fusiona periódicamente con el archivo de datos. El índice se vuelve a crear durante la reorganización del archivo. El método de acceso secuencial indizado (ISAM: *indexed sequential access method)* de IBM incorpora un índice de dos niveles que está íntimamente relacionado con el disco. El primer nivel es un índice de cilindros, que tiene el valor de clave de un registro ancla por cada cilindro del paquete de discos y un apuntador al índice de pistas del cilindro; éste índice tiene el valor de clave de un registro ancla por cada pista del cilindro y un apuntador a la pista. Así, el registro o bloque deseado puede buscarse secuencialmente en la pista. Otro método de IBM, el método de acceso de almacenamiento virtual (VSAM: *virtual storage access method)* se parece un poco a la estructura de acceso de árbol B+.

5.5 Resumen

En este capítulo presentamos organizaciones de archivo en las que intervienen estructuras de acceso adicionales, los índices, con los que se mejora la eficiencia en la obtención de registros de un archivo de datos. Dichas estructuras de acceso pueden usarse *junto con* las organizaciones primarias de archivos que vimos en el capítulo 4, las cuales sirven para organizar los registros mismos del archivo en el disco.

Primero analizamos tres tipos de índices ordenados de un solo nivel: primarios, secundarios y de agrupamiento. Cada índice se basa en un campo del archivo. Los índices primarios y de agrupamiento se construyen según el campo de ordenamiento físico del archivo, en tanto que los índices secundarios se basan en campos que no son de ordenamiento. El campo de un índice primario debe ser además una clave del archivo, cosa que no sucede con un índice de agrupamiento. Los índices de un solo nivel son archivos ordenados y se examinan con una búsqueda binaria. Mostramos cómo se construyen índices de múltiples niveles para mejorar la eficiencia de las búsquedas.

Después explicamos la implementación de los índices de múltiples niveles en forma de árboles B y B^+, que son estructuras dinámicas que permiten al índice expandirse y contraerse dinámicamente. Los nodos (bloques) de estas estructuras de índice se mantienen ocupados entre el 50% y el 100% de su capacidad gracias a sus algoritmos de inserción y eliminación. Después de cierto tiempo, los nodos se estabilizan en un grado de ocupación promedio del 69%, lo que deja espacio para hacer inserciones sin tener que reorganizar el índice con mucha frecuencia. En general, los árboles B^+ pueden contener más entradas en sus nodos internos que los árboles B, por lo que es posible que un árbol B^+ tenga menos niveles o incluya más entradas que el árbol B correspondiente.

En la sección 5.4 explicamos la forma de construir un índice con base en estructuras de datos de dispersión. A continuación, presentamos el concepto de índice lógico, comparándolo con los índices físicos antes descritos. Por último, vimos la forma de utilizar combinaciones de las organizaciones anteriores; por ejemplo, los índices secundarios suelen usarse con archivos mixtos, así como con archivos ordenados y no ordenados. También se pueden crear índices secundarios para archivos de dispersión y de dispersión dinámica.

Preguntas de repaso

5.1. Defina los siguientes términos: *campo de indización, campo de clave primaria, campo de agrupamiento, campo de clave secundaria, ancla de bloque, índice denso, índice no denso.*

5.2. ¿Qué diferencias hay entre los índices primarios, secundarios y de agrupamiento? ¿De qué manera afectan dichas diferencias las formas de implementar esos índices? ¿Cuáles de esos índices son densos, y cuáles no?

5.3. ¿Por qué no podemos tener más de un índice primario o de agrupamiento de un archivo, pero sí varios índices secundarios?

5.4. ¿Cómo mejora la eficiencia de las búsquedas en un archivo de índice con la indización de múltiples niveles?

5.5. ¿Qué es el orden *p* de un árbol B? Describa la estructura de los nodos de los árboles B.

5.6. ¿Qué es el orden *p* de un árbol B^+? Describa la estructura de los nodos internos y de los nodos hoja de los árboles B^+.

5.7. ¿Qué diferencia hay entre un árbol B y un árbol B^+? ¿Por qué suelen preferirse los árboles B^+ como estructuras de acceso a los archivos de datos?

5.8. ¿Qué es un archivo totalmente invertido? ¿Qué es un archivo secuencial indizado?

5.9. ¿Cómo podemos usar la dispersión para construir un índice? ¿Qué diferencia hay entre un índice lógico y uno físico?

Ejercicios

5.10. Considere un disco con bloques de B = 512 bytes. Un apuntador de bloque tiene P = 6 bytes de largo, y un apuntador a registro tiene P_R = 7 bytes de largo. Un archivo tiene 30 000 registros EMPLEADO de *longitud fija.* Cada registro tiene los siguientes campos: NOMBRE (30 bytes),NSS (9bytes), CÓDIGODEPTO (9 bytes), DIRECCIÓN (40 bytes), TELÉFONO (9bytes),FECHANAC (8bytes),SEXO (1 byte), CÓDIGOPUESTO (4 bytes), SALARIO (4 bytes, número real). Se utiliza un byte adicional como marcador de eliminación.

a. Calcule el tamaño de registro R en bytes.

b. Calcule el factor de bloques, *fbl,* y el número de bloques de archivo, *b,* suponiendo una organización no extendida.

c. Suponga que el archivo está *ordenado* según el campo clave NSS y que deseamos construir un *índice primario* basado en NSS. Calcule (i) el factor de bloques del índice, *fbl.* (que también es el abanico del índice, *fo);* (ii) el número de entradas de primer nivel del índice y el número de bloques de primer nivel del índice; (iii) el número de niveles que necesitaremos si creamos un índice de múltiples niveles; (iv) el número total de bloques que requiere el índice de múltiples niveles, y (v) el número de accesos a bloques necesarios para buscar un registro del archivo y obtenerlo — dado su valor de NSS — empleando el índice primario.

d. Suponga que el archivo *no está ordenado* según el campo clave NSS y que deseamos construir un *índice secundario* basado en dicho campo. Repita el ejercicio anterior (parte c) para el índice secundario y haga una comparación con el índice primario.

e. Suponga que el archivo no *está ordenado* según el campo no clave CÓDIGODEPTO y que deseamos construir un *índice secundario* basado en dicho campo, eligiendo la opción 3 de la sección 5.1.3, con un nivel adicional de indirección que almacene apuntadores a registros. Suponga que hay 1000 valores distintos de CÓDIGODEPTO y que los registros de EMPLEADO están distribuidos de manera uniforme entre esos valores. Calcule (i) el factor de bloques del índice, *fbl.* (que también es el abanico del índice, *fo);* (ii) el número de bloques necesarios para el nivel de indirección que almacena apuntadores a registros; (iii) el número de entradas de primer nivel del índice y el número de bloques de primer nivel del índice; (iv) el número de niveles que necesitaremos si creamos un índice de múltiples niveles; (v) el número total de bloques que requieren el índice de múltiples niveles y el nivel adicional de indirección, y (vi) el número aproximado de accesos a bloques necesarios para buscar y leer *todos* los registros del archivo que tienen un determinado valor de CÓDIGODEPTO, empleando el índice.

f. Suponga que el archivo está *ordenado* según el campo no clave CÓDIGODEPTO y que deseamos construir un *índice de agrupamiento* basado en dicho campo y usando anclas de bloque (cada nuevo valor de CÓDIGODEPTO comienza al principio de un nuevo bloque). Suponga que hay 1000 valores distintos de CÓDIGODEPTO y que los registros EMPLEADO están distribuidos uniformemente entre esos valores. Calcule (i) el factor de bloques del índice, *fbl.* (que también es el abanico del índice, *fo);* (ii) el número de entradas de primer nivel del índice y el número de bloques de primer nivel del índice; (iii) el número de niveles que necesitaremos si creamos un índice de múltiples niveles; (iv) el número total de bloques que requiere el índice de

múltiples niveles, y (v) el número de accesos a bloques necesarios para buscar y leer todos los registros del archivo que tienen un determinado valor de CÓDIGODEPTO, empleando el índice de agrupamiento (suponga que si un grupo abarca varios bloques éstos son contiguos o están enlazados mediante apuntadores).

g. Suponga que el archivo *no* está ordenado según el campo clave NSS y que deseamos construir una estructura de acceso (índice) de árbol B· basada en NSS. Calcule (i) los órdenes p y p del árbol B·; (ii) el número de bloques a nivel de hoja requeridos si los bloques están ocupados aproximadamente al 69% de su capacidad (redondeado hacia arriba por comodidad); (iii) el número de niveles requeridos si los nodos internos también están ocupados al 69% (redondeado hacia arriba por comodidad); (iv) el número total de bloques que ocupa el árbol B·, y (v) el número de accesos a bloques necesarios para buscar y leer un registro del archivo —dado su valor de NSS— empleando el árbol B·.

h. Repita la parte g, pero con un árbol B en vez de un árbol B·. Compare los resultados de los dos casos.

5.11. Un archivo COMPONENTES con NúmComp como campo clave contiene registros con los siguientes valores de NúmComp: 23,65,37,60,46,92,48, 71,56,59,18, 21,10, 74, 78,15,16, 20, 24, 28,39,43,47,50,69, 75,8,49,33,38; suponga que los valores de campo están insertados en este orden en un árbol B· de orden $p = 4$ y $p_{hoja} = 3$. Indique la forma en que se expandirá el árbol y muestre el aspecto final que tendrá.

5.12. Repita el ejercicio 5.11, pero utilice un árbol B de orden p = 4 en vez de un árbol B·.

5.13. Suponga que se eliminan, en el orden dado, ciertos valores del campo de búsqueda del árbol B· del ejercicio 5.11. Indique cómo se contraerá el árbol y muestre el árbol final. Los valores eliminados son 65, 75, 43,18, 20, 92, 59,37.

5.14. Repita el ejercicio 5.13, pero con el árbol B del ejercicio 5.12.

5.15. El algoritmo 5.1 bosqueja el procedimiento para efectuar una búsqueda en un índice primario no denso de múltiples niveles con el fin de obtener un registro del archivo. Adapte el algoritmo a cada uno de los siguientes casos:

a. Un índice secundario de múltiples niveles según un campo no clave que no es el campo de ordenamiento de un archivo. Suponga que se usa la opción 3 de la sección 5.1.3, donde un nivel adicional de indirección almacena apuntadores a los registros individuales que tienen el valor del campo de indización correspondiente.

b. Un índice secundario de múltiples niveles según un campo clave que no es el campo de ordenamiento de un archivo.

c. Un índice de agrupamiento de múltiples niveles según un campo no clave que sí es el campo de ordenamiento de un archivo.

5.16. Suponga que un archivo tiene varios índices secundarios según campos no clave, implementados empleando la opción 3 de la sección 5.1.3; por ejemplo, podríamos tener índices secundarios según los campos CÓDIGODEPTO, CÓDIGOPUESTO y SALARIO del archivo EMPLEADO del ejercicio 5.10. Describa una manera eficiente de buscar y obtener los registros que satisfagan una condición de selección compleja expresada en términos de esos campos, como (CÓDIGODEPTO = 5 Y CÓDIGOPUESTO = 12 Y SALARIO > 50 000), empleando los apuntadores a registros del nivel de indirección.

5.17. Adapte los algoritmos 5.2 y 5.3, que bosquejan procedimientos de búsqueda e inserción en un árbol B·, a un árbol B.

5.18. Es posible modificar el algoritmo de inserción en un árbol B· a fin de postergar el caso en el que se producirá un nuevo nivel verificando si es factible una *redistribución* de los valores entre los nodos hoja. La figura 5.14 ilustra la forma en que esto podría hacerse con nuestro ejemplo de la figura 5.12; en vez de dividir el nodo hoja del extremo izquierdo cuando se inserta el 12, efectuamos una *redistribución a la izquierda* pasando el 7 al nodo hoja que está a su izquierda (si hay espacio en este nodo). La figura 5.14 muestra el aspecto que tendría el árbol si se considerara la redistribución. También es posible considerar una *redistribución a la derecha*. Trate de modificar el algoritmo de inserción en un árbol B· de modo que tenga en cuenta la redistribución.

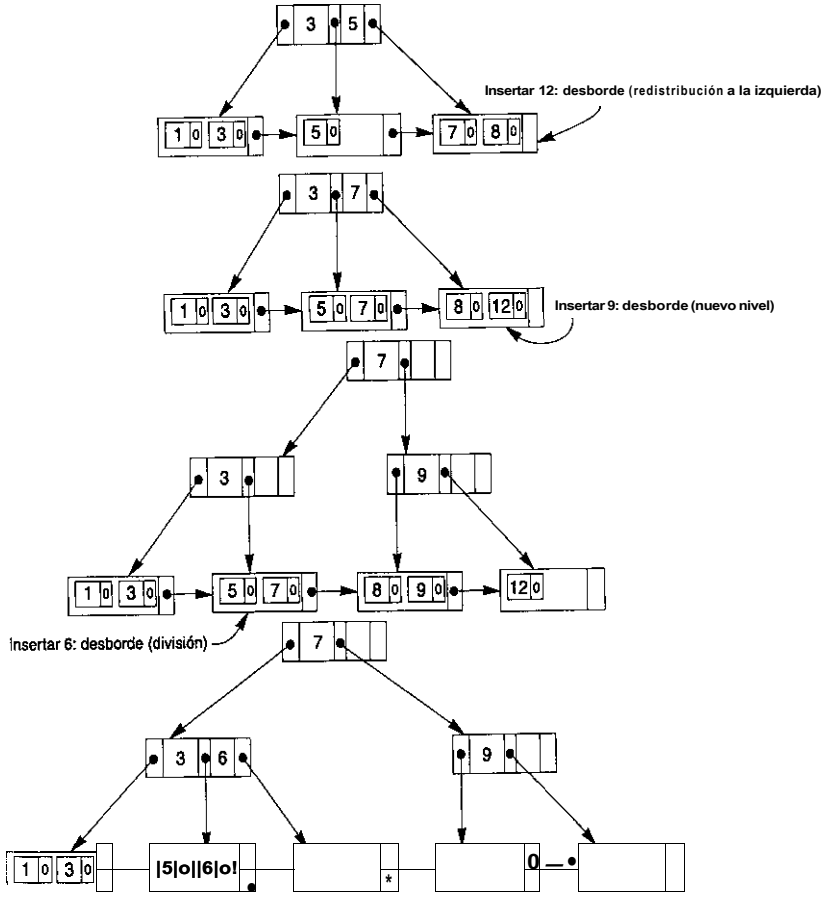


Figura 5.14 Inserción en un árbol B· con redistribución a la izquierda.

5.19. Bosqueje un algoritmo para eliminar entradas de un árbol B\

5.20. Repita el ejercicio 5.19 con un árbol B.

Bibliografía selecta

Nievergelt (1974) analiza el empleo de árboles de búsqueda binaria para la organización de archivos. Bayer y McCreight (1972) define los árboles B, y Comer (1979) es un estudio de los árboles B, de sus variaciones y de su historia. Knuth (1973) ofrece un análisis detallado de muchas técnicas de búsqueda, incluidos los árboles B y algunas de sus variaciones. Wirth (1972), Salzberg (1988) y Smith y Barnes (1987) presentan algoritmos de búsqueda, inserción y eliminación para árboles B y B·. Larson (1981) analiza los archivos secuenciales indizados, y Held y Stonebraker (1978) comparan los índices estáticos de múltiples niveles con los índices dinámicos de árbol B. Lehman y Yao (1981) y Srinivasan y Carey (1991) analizan el acceso concurrente a los árboles B. Los libros de Wiederhold (1983), Smith y Barnes (1987) y Salzberg (1988), entre otros, tratan muchas de las técnicas descritas en este capítulo.

Lanka y Mays (1991), Mohán y Narang (1992), Zobel *et al* (1992) y Faloutsos y Jagadish (1992) analizan nuevas técnicas y aplicaciones de los índices y de los árboles B·. El rendimiento de diversos algoritmos para árboles B y B· se evalúa en Baeza-Yates y Larson (1989) y en Johnson y Shasha (1993). El manejo del almacenamiento intermedio para índices se analiza en Mackert y Lohman (1989) y Chan *et al* (1992).

CAPÍTULO 6

El modelo de datos relacional y el álgebra relacional

El modelo relacional de los datos fue introducido por Codd (1970). Se basa en una estructura de datos simple y uniforme — la relación — y tiene fundamentos teóricos sólidos. Analizaremos diversos aspectos de este modelo en varios capítulos, ya que hay que cubrir más material conceptual en el caso del modelo relacional que en el de los otros modelos de datos. Además, el modelo relacional se está estableciendo firmemente en el mundo de las aplicaciones de bases de datos, y existen en el mercado muchos paquetes de SGBD relacionales.

En este capítulo nos concentraremos en la descripción de los principios básicos del modelo relacional de los datos; los lenguajes y sistemas relacionales comerciales se tratarán en capítulos subsecuentes. Comenzaremos este capítulo con una definición de los conceptos de modelado y de la notación del modelo relacional en la sección 6.1. En la sección 6.2 identificaremos las restricciones de integridad que ahora se consideran parte importante del modelo relacional. En la sección 6.3 se definen las operaciones de actualización del modelo relacional y se analiza su efecto sobre las restricciones de integridad. En la sección 6.4 se ilustra la forma de declarar las relaciones en un sistema de base de datos. En la sección 6.5 presentaremos un tratamiento detallado del álgebra relacional, que es un conjunto de operaciones para manipular relaciones y especificar consultas. Consideramos el álgebra relacional como una parte integral del modelo de datos relacional. En la sección 6.6 definimos otras operaciones relacionales que son útiles en muchas aplicaciones de bases de datos. En la sección 6.7 daremos ejemplos de la especificación de consultas mediante operaciones relacionales. La sección 6.8 presenta algoritmos para diseñar un esquema de base de datos relacional estableciendo una transformación de un diseño conceptual realizado en el modelo ER (véase el Cap. 3) al modelo relacional. Para concluir, haremos un resumen en la sección 6.9.

Si al lector le interesa una introducción menos detallada a los conceptos relacionales, puede pasar por alto las secciones 6.1.2, 6.5.7 y 6.6. Para la sección 6.8, sobre el diseño de bases de datos relacionales, se supone que el lector conoce el material del capítulo 3, y también puede pasarse por alto.

Toda la parte II de este libro está dedicada al modelo relacional. En el capítulo 7 describiremos el lenguaje de consulta SQL, que se está convirtiendo en la norma para los SGBD relacionales comerciales. Presentaremos otro lenguaje formal para el modelo relacional —el cálculo relacional— en el capítulo 8; este lenguaje proporciona cimientos teóricos para los lenguajes de consulta relacionales comerciales y a partir de él se construyen sistemas relacionales avanzados como las bases de datos deductivas (Cap. 24). También estudiaremos los lenguajes QUEL y QBE en el capítulo 8. Por último, en el capítulo 9 se expondrá un panorama de un SGBD relacional comercial. Los capítulos 12 y 13 de la parte IV del libro presentan las restricciones formales de las dependencias funcionales y multivaluadas y explican cómo se utilizan éstas para desarrollar una teoría, basada en la normalización, para el diseño de bases de datos relacionales.

6.1 Conceptos del modelo relacional

El modelo relacional representa la base de datos como una colección de relaciones. En términos informales, cada relación semeja una tabla o, hasta cierto punto, un archivo simple. Por ejemplo, se considera que la base de datos de archivos que se muestra en la figura 1.2 cae dentro del modelo relacional. Sin embargo, existen diferencias importantes entre las relaciones y los archivos, como habremos de ver.

Si visualizamos una relación como una tabla de valores, cada fila de la tabla representa una colección de valores de datos relacionados entre sí. Dichos valores se pueden interpretar como hechos que describen una entidad o un vínculo entre entidades del mundo real. El nombre de la tabla y los nombres de las columnas ayudan a interpretar el significado de los valores que están en cada fila de la tabla. Por ejemplo, la primera tabla de la figura 1.2 se llama ESTUDIANTE porque cada fila representa hechos acerca de una entidad estudiante en particular. Los nombres de las columnas —Nombre, NúmEstudiante, Grado, Carrera— especifican cómo interpretar los valores de datos de cada fila, con base en la columna en la que se encuentra cada valor. Todos los valores de una columna tienen el mismo tipo de datos.

En la terminología del modelo relacional, una fila se denomina *tupia,* una cabecera de columna es un *atributo* y la tabla es una *relación*. El tipo de datos que describe los tipos de valores que pueden aparecer en cada columna se llama *dominio.* A continuación definiremos estos términos —*dominio, tupia, atributo* y *relación*— con mayor precisión.

6.1.1 *Dominios, tupias, atributos y relaciones*

Un dominio D es un conjunto de valores atómicos. Por atómico queremos decir que cada valor del dominio es indivisible en lo tocante al modelo relacional. Un método común de especificación de los dominios consiste en especificar un tipo de datos al cual pertenecen los valores que constituyen el dominio. También resulta útil especificar un nombre para el dominio que ayude a interpretar sus valores. He aquí algunos ejemplos de dominios:

- Números_telefónicos_de_EUA: El conjunto de números telefónicos de 10 dígitos válidos en los Estados Unidos.
- Números_telefónicos_locales: El conjunto de números telefónicos de siete dígitos válidos dentro de un código de área en particular.

- Números_de_seguro_social: El conjunto de números de seguro social válidos formados por nueve dígitos.
- Nombres: El conjunto de nombres de personas.
- Promedios_de_notas: Valores posibles de los promedios de notas calculados; cada uno debe ser un valor entre 0 y 4.
- Edades_de_empleados: Edades posibles de los empleados de una compañía; cada una debe ser un valor entre 16 y 80 años de edad.
- Departamentos_académicos: El conjunto de departamentos académicos, como Ciencias de la computación, Economía y Física, de una universidad.

Las anteriores son definiciones lógicas de dominios. También debe especificarse un tipo de datos o formato para cada dominio. Por ejemplo, se puede declarar el tipo de datos del dominio Números_telefónicos_de_EUA como una cadena de caracteres de la forma (ddd)ddd-dddd, donde cada d es un dígito numérico (decimal) y los primeros tres dígitos forman un código de área telefónica válido. El tipo de datos de Edades_de_empleados es un número entero entre 16 y 80. En el caso de Departamentos_académicos, el tipo de datos es el conjunto de todas las cadenas de caracteres que representan nombres o códigos válidos de departamentos.

Así pues, un dominio debe tener un nombre, un tipo de datos y un formato. También puede incluirse información adicional para interpretar los valores de un dominio; por ejemplo, un dominio numérico como Pesos_de_personas deberá especificar las unidades de medición: libras o kilogramos. A continuación definiremos el concepto de esquema de relación, que describe la estructura de una relación.

Un esquema de relación R, denotado por $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$, se compone de un nombre de relación, R, y una lista de atributos, $A_1, A_2, \ldots, A_n$. Cada atributo A. es el nombre de un papel desempeñado por algún dominio D en el esquema R. Se dice que D es el dominio de A. y se denota con dom(A.). Un esquema de relación sirve para *describir* una relación; R es el nombre de la relación. El grado de una relación es el número de atributos, n, de su esquema de relación.

El siguiente es un esquema de relación para una relación de grado 7, que describe estudiantes universitarios:

ESTUDIANTE (Nombre, NSS, TelParticular, Dirección, TelOficina, Edad, Prom)

En este esquema de relación, ESTUDIANTE es el nombre de la relación, la cual tiene siete atributos. Podemos especificar los siguientes dominios para algunos de los atributos de la relación ESTUDIANTE: dom(Nombre) = Nombres; dom(NSS) = Números_de_seguro_ social; dom (TelParticular) = Númerosjelefónicosjocales; dom (TelOficina) = Números_ telefoní a ^ locales; dom (Prom) = Promedios_de_notas.

Una relación (o ejemplar de relación) r del esquema de relación R(Aj, A_2, A_n), denotado también por r(R), es un conjunto de n-tuplas $r = \{t_1, t_2, \ldots, t_j\}$. Cada n-tupla t es una lista ordenada de n valores $t = \langle v_1, v_2, \ldots, v_n \rangle$, donde cada valor v_i, $1 < i < n$, es un elemento de dom (A.) o bien un valor nulo especial. También se acostumbra usar los términos intensión de una relación para el esquema R y extensión (o estado) de una relación para un ejemplar de relación r(R).

La figura 6.1 muestra un ejemplo de una relación ESTUDIANTE, que corresponde al esquema ESTUDIANTE que acabamos de especificar. Cada tupia de la relación representa una

entidad estudiante en particular. Presentamos la relación en forma de tabla, en la que cada tupia aparece como una fila y cada atributo corresponde a una cabecera de columna que indica un papel o interpretación de los valores de esa columna. Los *valores nulos* representan atributos cuyos valores se desconocen o no existen para algunas tupias ESTUDIANTE individuales.

La definición anterior de relación puede *expresarse* también como sigue: una relación r(R) es un subconjunto del producto cartesiano de los dominios que definen a R:

r(R) cídomCAj) **X** dom(A_2) **X** »• **X** dom(A_n))

El producto cartesiano especifica todas las combinaciones posibles de valores de los dominios implicados. Así pues, si denotamos el número de valores o cardinalidad de un dominio D con | D |, y suponemos que todos los dominios son finitos, el número total de tupias del producto cartesiano es

\dom(A)\ * |dom(A_2)| * ••• * |dom(A)|

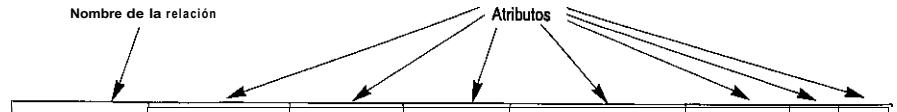
De todas estas posibles combinaciones, un ejemplar de relación en un momento dado —el estado actual de la relación— refleja sólo las tupias válidas que representan un estado específico del mundo real. En general, a medida que cambia el estado del mundo real, cambia la relación, transformándose en otro estado de la relación. Sin embargo, el esquema R es relativamente estático, y no cambia con frecuencia; lo hace, por ejemplo, cuando se añade un atributo para representar información nueva que no estaba representada originalmente en la relación.

Es posible que varios atributos *tengan el mismo dominio.* Los atributos indican diferentes papeles, o interpretaciones, del dominio. En la relación ESTUDIANTE, por ejemplo, el mismo dominio Números_telefónicos_locales desempeña el papel de TelParticular, refiriéndose al "teléfono particular de un estudiante", y el de TelOficina, refiriéndose al "teléfono de la oficina del estudiante".

6.1.2 *Características de las relaciones**

La primera definición de relación implica ciertas características que distinguen a una relación de un archivo o de una tabla. A continuación analizaremos algunas de estas características.

Orden de las tupias en una relación. Una relación se define como un conjunto de tupias. Matemáticamente, los elementos de un conjunto no *están ordenados;* por tanto, las tupias de



ESTUDIANTE	Nombre	NSS	TelParticular	Dirección	TelOficina	Edad	Prom
	Benjamín Baeza	305-61-2435	373-1616	Calle Balboa 2918	nulo	19	3.21
	Karla Armenta	381-62-1245	375-4409	Ave. Maíz 125	nulo	18	2.89
	Diego Domínguez	422-11-2320	nulo	Ave. Espina 3452	749-1253	25	3.53
Tupias:	Carlos Cortés	489-22-1100	376-9821	Calle Libertad 265	749-6492	28	3.93
	Bárbara Benet	533-69-1238	839-8461	Calle Fontana 7384	nulo	19	3.25

Figura **6.1** Atributos y tupias de una relación ESTUDIANTE.

una relación no tienen un orden específico. En cambio, los registros de un archivo se almacenan físicamente en el disco, de modo que siempre existe un orden entre ellos. Este ordenamiento indica el primero, segundo, i-ésimo y último registros del archivo. De manera similar, cuando presentamos una relación en forma de tabla, las filas se muestran en cierto orden.

El ordenamiento de las tupias no forma parte de la definición de una relación, porque la relación intenta representar los hechos en un nivel lógico o abstracto. Podemos especificar muchos ordenamientos lógicos en una relación; por ejemplo, las tupias en la relación ESTUDIANTE de la figura 6.1 se podrían ordenar lógicamente según los valores de Nombre, NSS, Edad o algún otro atributo. La definición de una relación no especifica ningún orden: no *existe preferencia* por ningún ordenamiento lógico en particular. Por tanto, la relación de la figura 6.2 se considera *idéntica* a la de la figura 6.1. Cuando una relación se implementa en forma de archivo, se puede especificar un ordenamiento físico para los registros del archivo.

Orden de los valores dentro de una tupia, **y** definición alternativa de relación. De acuerdo con la definición anterior de relación, una n-tupla es una *lista ordenada* de n valores, así que el orden de los valores de una tupia —**y** por tanto de los atributos en la definición de un esquema de relación— es importante. No obstante, en un nivel lógico, el orden de los atributos y de sus valores en realidad no *es* importante en tanto se mantenga la correspondencia entre atributos y valores.

Hay una definición alternativa de relación que hace *innecesario* el ordenamiento de los valores en una tupia. Según esta definición, un esquema de relación R = {A_1 A_2, A_n} es un *conjunto* de atributos, y una relación r(R) es un conjunto finito de transformaciones r = {t_1 t_2, t_m}, donde cada tupia t. es una transformación de R a D, y D es la unión de ios dominios de los atributos; esto es, D = domíAj) u dom (A_2) u - u dom(A_n). Según esta definición, t(A.) debe estar en dom (A), con 1 ^ *i* ^ n, para cada transformación t en r. Cada transformación t. se denomina tupia.

De acuerdo con esta definición, podemos considerar una tupia como un conjunto de pares (<atributo>, <valor>), donde cada par da el valor de la transformación de un atributo A. y un valor *v*. de dom (A.). El ordenamiento de los atributos no *es* importante, porque el nombre del atributo aparece junto con su valor. Según esta definición, las dos tupias de la figura 6.3 son idénticas. Esto tiene sentido en un nivel abstracto o lógico, ya que en realidad no existe ninguna razón para preferir que un valor de atributo aparezca antes que otro en una tupia.

Cuando una relación se implementa en forma de archivo, los atributos pueden ordenarse físicamente como campos dentro de un registro. Usaremos la primera definición de relación, donde los atributos y los valores dentro de las tupias *sí están ordenados,* porque así se simplifica bastante la notación. Sin embargo, la definición alternativa que se dio aquí es más general.

ESTUDIANTE	Nombre	NSS	TelParticular	Dirección	TelOficina	Edad	Prom
	Diego Domínguez	422-11-2320	nulo	Ave. Espina 3452	749-1253	25	3.53
	Bárbara Benet	533-69-1238	839-8461	Calle Fontana 7384	nulo	19	3.25
	Carlos Cortés	489-22-1100	376-9821	Calle Libertad 265	749-6492	28	3.93
	Karla Armenta	381-62-1245	375-4409	Ave. Maíz 125	nulo	18	2.89
	Benjamín Baeza	305-61-2435	373-1616	Calle Balboa 2918	nulo	19	3.21

Figura **6.2** La misma relación ESTUDIANTE de la figura **6.1** con las filas en otro orden,

f = <(Nombre, Diego Domínguez),(NSS, 422-11 -2320),(TelParticular, nulo),(Dirección, Ave. Espina3452), (TelOficina, 749-1253),(Edad, 25),(Prom, 3.53)>

f = <(Dirección, Ave. Espina 3452),(Nombre, Diego Domínguez),(NSS, 422-11-2320), (Edad, 25),(TelOficina, 749-1253),(Prom, 3.53),(TelParticular, nulo)>

Figura 6.3 Dos tupias idénticas cuando el orden de los atributos y de los valores no forma parte de la definición de una relación.

Valores en las tupias. Cada valor en una tupia es un valor atómico; esto es, no es divisible en componentes en lo que respecta al modelo relacional. Por ello no se permiten atributos compuestos ni multivaluados (véase el Cap. 3). Gran parte de la teoría que apoya al modelo relacional se desarrolló tomando en cuenta esta suposición, conocida como suposición de primera forma normal. Los atributos multivaluados se deben representar con relaciones individuales, y los atributos compuestos se representan únicamente mediante sus atributos componentes simples. En las investigaciones recientes sobre el modelo relacional se ha intentado eliminar estas restricciones empleando el concepto de relaciones no en primera forma normal o anidadas (véase Cap. 21).

Puede ser que los valores de algunos atributos dentro de una tupia en particular sean desconocidos o no se apliquen a esa tupia. En estos casos se utiliza un valor especial, llamado **nulo.** Por ejemplo, en la figura 6.1 algunas tupias de estudiante tienen nulo como teléfono de oficina porque no tienen oficina. Otro estudiante tiene nulo como teléfono particular, probablemente porque no tiene teléfono en su domicilio o porque lo tiene pero no lo sabemos. En general, podemos tener *varios tipos* de valores nulos, como "valor desconocido", "atributo no aplicable a esta tupia" o "esta tupia no tiene valor para este atributo". De hecho, algunas implementaciones establecen diferentes códigos para los distintos tipos de valores nulos. Se ha constatado que es difícil incorporar diferentes tipos de valores nulos en las operaciones del modelo relacional, y un análisis a fondo de este problema rebasa el alcance del presente libro.

Interpretación de una relación. El esquema de una relación se puede interpretar como una declaración o como un tipo de aserción. Por ejemplo, el esquema de la relación ESTUDIANTE de la figura 6.1 establece que, en general, una entidad estudiante tiene Nombre, NSS, TelParticular, Dirección, TelOficina, Edad y Prom. Así, cada tupia de la relación se puede interpretar como un hecho o un ejemplar particular de la aserción. Por ejemplo, la primera tupia de la figura 6.1 establece el hecho de que existe un ESTUDIANTE cuyo nombre es Benjamín Baeza, cuyo NSS es 305-61-2435, cuya edad es 19, y así sucesivamente.

Cabe señalar que algunas relaciones pueden representar hechos acerca de *entidades,* en tanto que otras pueden representar hechos sobre vínculos. Por ejemplo, un esquema de relación SE_GRADÚA (NSSEstudiante, CódigoDepto) establece que los estudiantes se gradúan en departamentos académicos; una tupia de esta relación relaciona un estudiante con el departamento en que se gradúa. Así pues, el modelo relacional representa hechos acerca de entidades y de vínculos *uniformemente* como relaciones.

Alternativamente, un esquema de relación puede interpretarse como predicado; en este caso, los valores de cada tupia se interpretan como valores que *satisfacen* el predicado. Esta interpretación es muy útil en el contexto de los lenguajes de programación lógica, como PROLOG, porque permite usar el modelo relacional dentro de estos lenguajes. Hablaremos más al respecto en el capítulo 24, que trata las bases de datos deductivas.

6.1 »3 *Notación del modelo relacional*

Usaremos la siguiente notación en nuestra exposición:

- Un esquema de relación R de grado n se denotará con $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$.
- Una n-tupla t de una relación r(R) se denotará con $t = <v_1, v_2, \ldots, v_n>$, donde v_i es el valor que corresponde al atributo A_i. La siguiente notación se refiere a los valores componentes de las tupias:
  - t[A] se refiere al valor v. de í para el atributo A.
  - $t[A_u, A_w, \ldots, A_z]$, donde $A_u, A_w, \ldots, A_z$ es una lista de atributos de R, se refiere a la subtupla de valores $<v_u, v_w, \ldots, v_z>$ de *t* que corresponden a los atributos especificados en la lista.
- Las letras Q, R, S denotan nombres de relaciones.
- Las letras *q,* r, *s* denotan estados de relaciones.
- Las letras *t, u, v* denotan tupias.
- En general, el nombre de una relación como ESTUDIANTE indica el conjunto actual de tupias en esa relación — el *estado actual de la relación,* o *ejemplar* — en tanto que ESTUDIANTE (Nombre, NSS,.,.) se refiere al esquema de la relación.
- Los nombres de atributos se califican a veces con el nombre de la relación a la que pertenecen; por ejemplo, ESTUDIANTE.Nombre o ESTUDIANTE.Edad.

Consideremos la tupia *t* = <'Bárbara Benet', '533-69-1238', '839-8461', 'Calle Fontana 7384', nulo, 19, 3.25> de la relación ESTUDIANTE de la figura 6.1; tenemos t[Nombre] = <'Bárbara Benet'> y t[NSS, Prom, Edad] = <'533-69-1238', 3.25,19>.

6.2 Restricciones del modelo relacional

En esta sección analizaremos los diversos tipos de restricciones que se pueden especificar en un esquema de base de datos relacional. Entre estas restricciones se cuentan las de dominio, de clave, de integridad de entidades y de integridad referencial. Otros tipos de restricciones, llamadas *dependencias de los datos* (que incluyen las *dependencias funcionales* y las *dependencias multivaluadas)* se utilizan principalmente para el diseño de bases de datos por normalización y se verán en los capítulos 12 y 13.

6.2.1 *Restricciones de dominio*

Las restricciones de dominio especifican que el valor de cada atributo A debe ser un valor atómico del dominio dom(A) para ese atributo. Ya vimos, en la sección 6.1.1, las formas de especificar los dominios. Los tipos de datos asociados a los dominios por lo regular incluyen los tipos de datos numéricos estándar de los números enteros (como entero-corto, entero, entero-largo) y reales (flotante y flotante de doble precisión). También disponemos de caracteres, cadenas de longitud fija y cadenas de longitud variable, así como tipos de datos de fecha, hora, marca de tiempo y dinero. Otros dominios posibles se pueden describir mediante

un subintervalo de valores de un tipo de datos o como un tipo de datos enumerado en el que se listan explícitamente todos los valores posibles. En vez de describirlos todos aquí con detalle, en la sección 7.1.2 examinaremos los tipos de datos que ofrece la norma relacionalSQL2.

6.2.2 *Restricciones de clave*

Una relación se define como un *conjunto de tupias*. Por definición, todos los elementos de un conjunto son distintos; por tanto, todas las tupias de una relación deben ser distintas. Esto significa que no puede haber dos tupias que tengan la misma combinación de valores para *todos* sus atributos. Por lo regular existen otros subconjuntos de atributos de un esquema de relación R con la propiedad de que no debe haber dos tupias en un ejemplar de relación r de R con la misma combinación de valores para estos atributos. Suponga que denotamos un subconjunto así de atributos con SC; entonces, para cualesquiera dos tupias distintas t_1 y t_2 en un ejemplar de relación r de R, tenemos la siguiente restricción:

$t_1[SC] * t_2[SC]$

Todo conjunto de atributos SC de este tipo es una superclave del esquema de relación R. Toda relación tiene por lo menos una superclave: el conjunto de todos sus atributos. Sin embargo, una superclave puede tener atributos redundantes, así que un concepto más útil es el de *clave*, que carece de redundancia. Una clave *K* de un esquema de relación R es una superclave de R con la propiedad adicional de que la eliminación de cualquier atributo A de *K* deja un conjunto de atributos JC que no es una superclave de R. Por tanto, una clave es una *superclave mínima;* una superclave a la cual no podemos quitarle atributos sin que deje de cumplirse la restricción de unicidad.

Como ejemplo consideremos la relación ESTUDIANTE de la figura 6.1. El conjunto de atributos {NSS} es una clave de ESTUDIANTE porque no puede haber dos tupias de estudiantes que tengan el mismo valor de NSS. Cualquier conjunto de atributos que contenga a NSS —por ejemplo, {NSS, Nombre, Edad}— es una superclave. Sin embargo, la superclave {NSS, Nombre, Edad} no es una clave de ESTUDIANTE, porque si eliminamos Nombre o Edad, o ambos, del conjunto todavía tendremos una superclave.

El valor de un atributo clave puede servir para identificar de manera única una tupia de la relación. Por ejemplo, el valor de NSS 305-61- 2435 identifica de manera única la tupia correspondiente a Benjamín Baeza en la relación ESTUDIANTE. Observe que el hecho de que un conjunto de atributos constituya una clave es una propiedad del esquema de la relación; es una restricción que debe cumplirse en *todos* los ejemplares de relaciones del esquema. La clave se determina a partir del significado de los atributos en el esquema de la relación; por ende, la propiedad no *varía con el tiempo;* debe seguir siendo válida aunque insertemos tupias nuevas en la relación. Por ejemplo, no podemos ni debemos designar como clave el atributo Nombre de la relación ESTUDIANTE de la figura 6.1, porque no hay garantía de que nunca existirán dos estudiantes con nombres idénticos.*

En general, un esquema de relación puede tener más de una clave. En tal caso, cada una de ellas se denomina clave candidata. Por ejemplo, la relación COCHE de la figura 6.4 tiene dos claves candidatas: NúmMatrícula y NúmSerieMotor. Es común designar a una de las claves candidatas como clave primaria de la relación. Esta es la clave candidata cuyos valores

*Hay ocasiones en que los nombres se usan como claves, pero en tal caso se requiere alguna estratagema —como la anexión de un número ordinal— para distinguir entre nombres idénticos.

COCHE

NúmMatrícula	NúmSerieMotor	Marca	Modelo	Año
Texas ABC-739	A69352	Ford	Mustang	90
Florida TVP-347	B43696	Oldsmobile	Cutlass	93
Nueva York MPO-22	X83554	Oldsmobile	Delta	89
California 432-TFY	C43742	Mercedes	190-D	87
California RSK-629	Y82935	Toyota	Camry	92
Texas RSK-629	U028365	Jaguar	XJS	92

Figura **6.4** La relación COCHE con dos claves candidatas: NúmMatrícula y NúmSerieMotor.

sirven para *identificar* las tupias en la relación. Adoptaremos la convención de subrayar los atributos que forman la clave primaria de un esquema de relación, como en la figura 6.4. Cabe señalar que, cuando un esquema tiene varias claves candidatas, la elección de una para fungir como clave primaria es arbitraria; sin embargo, casi siempre es mejor escoger una clave primaria con un solo atributo o un número reducido de atributos.

6.2.3 *Esquemas de bases de datos relaciónales y restricciones de integridad*

Hasta ahora hemos visto relaciones y esquemas de relaciones individuales. Pero, de hecho, una base de datos relacional suele contener muchas relaciones y en éstas las tupias están relacionadas de diversas maneras. En esta sección definiremos una base de datos relacional

NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND

DEPARTAMENTO

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE

LUGARES.DEPTOS

NUMEROD	LUGARD

PROYECTO

NOMBREP	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD

TRABAJA.EN

NSSE	NUMP	HORAS

DEPENDIENTE

NSSE	NOMBRE_DEPENDIENTE	SEXO	FECHAN	PARENTESCO

Figura 6.5 Esquema de la base de datos relacional COMPAÑÍA; las claves primarias están subrayadas.

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	M	30000	333445555	5
	Federico	T	Vizcarra	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	M	40000	888665555	5
	Alicia	J	Zapata	999887777	19-JUL-58	Catillo 3321, Sucre, MX	F	25000	987654321	4
	Jazmín	S	Valdós	987654321	20-JUN-31	Bravo 291. Belén. MX	F	43000	888665555	4
	Ramón	K	Nieto	666884444	15-SEP-52	Espiga 875. Heras, MX	M	38000	333445555	5
	Josefa	A	Esparza	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631. Higueras. MX	F	25000	333445555	5
	Ahmed	V	Jabbar	987987987	29-MAR-59	Dalias 980, Higueras, MX	M	25000	987654321	4
	Jaime	E	Botello	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	M	55000	nulo	1

LUGARES.DEPTOS

NÚMEROD	LUGARD
1	Higueras
4	Santiago
5	Belén
5	Sacramento
5	Higueras

DEPARTAMENTO	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE
	Investigación	5	333445555	22-MAY-78
	Administración	4	987654321	01-ENE-85
	Dirección	1	888665555	19-JUN-71

TRABAJA_EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	123456789	1	32.5
	123456789	2	7.5
	666884444	3	40.0
	453453453	1	20.0
	453453453	2	20.0
	333445555	2	10.0
	333445555	3	10.0
	333445555	10	10.0
	333445555	20	10.0
	999887777	30	30.0
	999887777	10	10.0
	987987987	10	35.0
	987987987	30	5.0
	987654321	30	20.0
	987654321	20	15.0
	888665555	20	nulo

PROYECTO	NOMBREP	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD
	ProductoX	1	Belén	5
	ProductoY	2	Sacramento	5
	ProductoZ	3	Higueras	5
	Automatización	10	Santiago	4
	Reorganización	20	Higueras	1
	Nuevasprestaciones	30	Santiago	4

DEPENDIENTE	NSSE	NOMBRE DEPENDIENTE	SEXO	FECHAN	PARENTESCO
	333445555	Alicia	F	05-ABR-76	HIJA
	333445555	Teodoro	M	25-OCT-73	HIJO
	333445555	Jobita	F	03-MAY-48	CÓNYUGE
	987654321	Abdiel	M	29-FEB-32	CÓNYUGE
	123456789	Miguel	M	01-ENE-78	HIJO
	123456789	Alicia	F	31-DIC-78	HIJA
	123456789	Elizabeth	F	05-MAY-57	CÓNYUGE

Figura **6.6** Ejemplar (estado) de base de datos relacional del esquema COMPAÑÍA.

y un esquema de base de datos relacional. Un esquema de base de datos relacional S es un conjunto de esquemas de relaciones S = {*R*, R ₂ , *R J* y un conjunto de restricciones de integridad R1. Un ejemplar de base de datos relacional BD de S es un conjunto de ejemplares de relaciones BD = {*r*, r ₂ , *r j* tal que cada r. es un ejemplar de R. y tal que las relaciones r. satisfacen las restricciones de integridad especificadas en R1. La figura 6.5 muestra un esquema de base de datos relacional que llamamos COMPAÑÍA, y la figura 6.6 muestra un ejemplar de base de datos relacional que corresponde al esquema COMPAÑÍA. Usaremos este

esquema y esta base de datos en el presente capítulo y en los capítulos 7 al 9 para crear ejemplos de consultas en diferentes lenguajes relaciónales. Cuando nos refiramos a una base de datos relacional, incluiremos implícitamente tanto su esquema como su ejemplar actual.

En la figura 6.5, el atributo NÚMEROD de DEPARTAMENTO y de LUGARES_DEPTOS representa el mismo concepto del mundo real: el número otorgado a un departamento. Ese mismo concepto se llama ND en EMPLEADO y NÚMD en PROYECTO. Permitiremos que un atributo que represente el mismo concepto del mundo real tenga nombres que pueden o no ser idénticos en diferentes relaciones. De manera similar, permitiremos que atributos que representen diferentes conceptos tengan el mismo nombre en relaciones distintas. Por ejemplo, podríamos haber usado el nombre de atributo NOMBRE tanto para NOMBREP de PROYECTO como para NOMBRED de DEPARTAMENTO; en este caso, tendríamos dos atributos con el mismo nombre pero que representarían conceptos diferentes del mundo real: nombres de proyectos y nombres de departamentos.

En algunas de las *primeras versiones del modelo relacional* se hizo la suposición de que el mismo concepto del mundo real, al representarse con un atributo, tendría nombres *idénticos* en todas las relaciones. Esto crea problemas cuando se usa el mismo concepto del mundo real con diferentes papeles (significados) en la misma relación. Por ejemplo, el concepto de número de seguro social aparece dos veces en la relación EMPLEADO de la figura 6.5: una vez en el papel de número de seguro social del empleado, y otra en el papel de número de seguro social del supervisor. A fin de evitar problemas, les dimos nombres de atributo distintos, NSS y NSSSUPER, respectivamente.

Las restricciones de integridad se especifican en el esquema de una base de datos y se deben cumplir en todos los ejemplares de ese esquema. Además de las restricciones de dominio y de clave, hay otros dos tipos de restricciones en el modelo relacional: integridad de entidades e integridad referencial.

6.2.4 *Integridad de entidades, integridad referencial y claves externas*

La restricción de integridad de entidades establece que ningún valor de clave primaria puede ser nulo. Esto es porque el valor de la clave primaria sirve para identificar las tupias individuales en una relación; el que la clave primaria tenga valores nulos implica que no podemos identificar algunas tupias. Por ejemplo, si dos o más tupias tuvieran nulo en su clave primaria, tal vez no podríamos distinguirlas.

Las restricciones de clave y de integridad de entidades se especifican sobre relaciones individuales. La restricción de integridad referencial se especifica entre dos relaciones y sirve para mantener la consistencia entre tupias de las dos relaciones. En términos informales, la restricción de integridad referencial establece que una tupia en una relación que haga referencia a otra relación deberá referirse a una *tupia existente* en esa relación. Por ejemplo, en la figura 6.6 el atributo ND de EMPLEADO da el número del departamento para el cual trabaja cada empleado; por tanto, su valor en cada tupia de EMPLEADO deberá coincidir con el valor de NÚMEROD en alguna tupia de la relación DEPARTAMENTO.

Para dar una definición más formal de integridad referencial primero debemos definir el concepto de clave externa. Las condiciones que debe satisfacer una clave externa (dadas a continuación) especifican una restricción de integridad referencial entre los dos esquemas de relaciones Rj y R₂. Un conjunto de atributos CE en el esquema de Relación R, es una clave externa de R, si satisface las dos reglas siguientes: \

1. Los atributos de CE tienen el mismo dominio que los atributos de la clave primaria CP de otro esquema de relación R_2; se dice que los atributos CE hacen referencia o se refieren a la relación R_2.

2. Un valor de CE en una tupia t_1 de R_1 ocurre como valor de CP en alguna tupia t_2 de R_2 o bien es nulo. En el primer caso, tenemos tJCE] = t_2[CP], y decimos que la tupia tj hace referencia o se refiere a la tupia t_2.

En una base de datos con muchas relaciones, suele haber muchas restricciones de integridad referencial. Para especificar dichas restricciones es preciso, primero, comprender con claridad el significado o papel que cada uno de los conjuntos de atributos desempeña en los diversos esquemas de relaciones de la base de datos. Las restricciones de integridad referencial casi siempre surgen de los *vínculos entre las entidades* representadas por los esquemas de relaciones. Por ejemplo, consideremos la base de datos de la figura 6.6. En la relación EMPLEADO, el atributo ND se refiere al departamento para el cual trabaja un empleado; por tanto, designamos a ND como clave externa de EMPLEADO, con referencia a la relación DEPARTAMENTO. Esto significa que un valor de ND en cualquier tupia t_1 de la relación EMPLEADO deberá coincidir con un valor de la clave primaria de DEPARTAMENTO —el atributo NÚMEROD– en alguna tupia t_2 de la relación DEPARTAMENTO, o el valor de ND *puede ser nulo* si el empleado no pertenece a ningún departamento. En la figura 6.6 la tupia del empleado "José Silva" hace referencia a la tupia del departamento "Investigación", con lo que se indica que "José Silva" trabaja para ese departamento.

Cabe señalar que una clave externa puede *hacer referencia a su propia relación*. Por ejemplo, el atributo NSSSUPER de EMPLEADO se refiere al supervisor de un empleado, el cual es otro empleado representado por una tupia de la relación EMPLEADO. Así pues, NSSSUPER es una clave externa que hace referencia a la relación EMPLEADO misma. En la figura 6.6, la tupia del empleado "José Silva" hace referencia a la tupia del empleado "Federico Vizcarra", lo cual indica que "Federico Vizcarra" es el supervisor de "José Silva".

Podemos *representar diagramáticamente las restricciones de integridad referencial* trazando un arco dirigido de cada clave externa a la relación a la cual hace referencia. Para mayor claridad, la punta de la flecha puede apuntar a la clave primaria de la relación referida. La figura 6.7 muestra el esquema de la figura 6.5 con las restricciones de integridad referencial representadas de esta manera.

Debemos especificar todas las restricciones de integridad en el esquema de la base de datos relacional si es que nos interesa mantener dichas restricciones en todos los ejemplares de la base de datos. En consecuencia, en un sistema relacional, el lenguaje de definición de datos (DDL) debe contar con mecanismos para especificar los diversos tipos de restricciones para que el SGBD pueda imponerlas automáticamente. La mayoría de los sistemas de gestión de bases de datos relaciónales pueden implantar restricciones de integridad de claves y de entidades, y muchos de ellos ya incorporan mecanismos para establecer la integridad referencial.

Los tipos de restricciones que hemos visto no incluyen una amplia clase de restricciones generales, a veces llamadas *restricciones de integridad semántica,* que puede ser necesario especificar e imponer en una base de datos relacional. Ejemplos de tales restricciones son "el salario de un empleado no debe exceder el salario de su supervisor" y "el número máximo de horas que un empleado puede trabajar en todos los proyectos por semana es 56". Muy pocos de los SGBD relaciónales en el mercado apoyan este tipo de restricciones, pero se están desarrollando mecanismos para poder especificarlas e imponerlas.

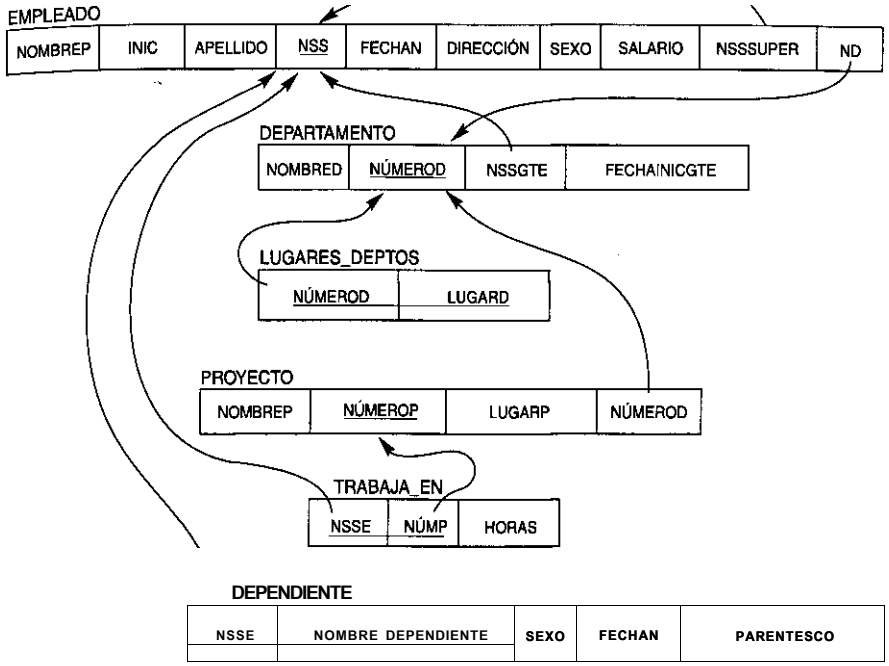


Figura 6.7 Restricciones de integridad referencial representadas en el esquema de la base de datos relacional COMPAÑÍA.

6.3 Operaciones de actualización con relaciones*

Es posible clasificar las operaciones del modelo relacional en obtenciones y actualizaciones. Las operaciones del álgebra relacional, con las que podemos especificar obtenciones, se analizarán con detalle en la sección 6.5. En esta sección, nos concentraremos en las operaciones de actualización. Son tres las operaciones de actualización básicas que se efectúan con relaciones: insertar, eliminar y modificar. Insertar sirve para insertar una o más tupias nuevas en una relación; eliminar sirve para eliminar tupias, y modificar sirve para alterar los valores de algunos atributos. Siempre que se apliquen operaciones de actualización, se debe cuidar de no violar las restricciones de integridad especificadas en el esquema de la base de datos relacional. En esta sección estudiaremos los tipos de restricciones que puede violar cada una de las operaciones de actualización y los tipos de acciones que se pueden emprender si una actualización llega a provocar una violación. Usaremos la base de datos de la figura 6.6 para los ejemplos y trataremos únicamente las restricciones de clave, las de integridad de entidades y las de integridad referencial ilustradas en la figura 6.7. Para cada tipo de actualización presentaremos algunos ejemplos de operaciones y analizaremos las restricciones que podría violar cada una de ellas.

63.1 *La operación insertar*

La operación insertar proporciona una lista de valores de atributos para una nueva tupia t que se ha de insertar en una relación R. La inserción puede violar cualquiera de los cuatro tipos de restricciones que vimos en la sección anterior. Las restricciones de dominio pueden violarse si se proporciona un valor de atributo que no aparezca en el dominio correspondiente. Las restricciones de clave pueden violarse si un valor clave de la nueva tupia t ya existe en otra tupia de la relación r(R). La integridad de entidades puede violarse si la clave primaria de la nueva tupia t es nula. Y la integridad referencial puede violarse si el valor de cualquier clave externa de t hace referencia a una tupia que no existe en la relación referida. He aquí algunos ejemplos que ilustran lo anterior:

1. Insertar <'Cecilia', 'F, 'Laguardia', '677678989', '05-ABR-50', 'Calle Viento 6357, Malinalco, MX', F, 28000, nulo, 4> en EMPLEADO.

   — Esta inserción satisface todas las restricciones, así que es aceptable.

2. Insertar <'Alicia', 'J', 'Zapata', '999887777', '05-ABR-50', 'Calle Viento 6357, Malinalco, MX', F, *28000,* '987654321', 4> en EMPLEADO.

   — Esta inserción viola la restricción de clave porque ya existe otra tupia con el mismo valor de NSS en la relación EMPLEADO.

3. Insertar <'Cecilia', 'F', 'Laguardia', nulo, '05-ABR-50', 'Calle Viento 6357, Malinalco, MX', F, 28000, nulo, 4> en EMPLEADO.

   — Esta inserción viola la restricción de integridad de entidades (nulo en la clave primaria NSS), de modo que no es aceptable.

4. Insertar <'Cecilia', 'F', 'Laguardia', '677678989', '05-ABR-50', 'Calle Viento 6357, Malinalco, MX', F, 28000, '987654321', 7> en EMPLEADO.

   — Esta inserción viola la restricción de integridad referencial especificada sobre ND porque no existe ninguna tupia de DEPARTAMENTO en la que NÚMEROD = 7.

Si una inserción viola una o más restricciones, disponemos de dos opciones. La primera es *rechazar la inserción,* en cuyo caso sería útil que el SGBD explicara al usuario por qué fue rechazada. La segunda es intentar *corregir la razón por la que se rechazó la inserción.* Por ejemplo, en la operación 3, el SGBD podría pedir al usuario que proporcione un valor para NSS y aceptar la inserción si se introduce un valor de NSS válido. En la operación 4, el SGBD podría pedir al usuario que cambie el valor de ND a algún valor válido (o que lo ponga en nulo), o bien pedirle que inserte una tupia DEPARTAMENTO en la que NÚMEROD = 7, y aceptar la inserción sólo después de haberse aceptado tal operación. Adviértase que, en el segundo caso, la inserción puede propagarse en reversa (o retroceder en cascada) a la relación EMPLEADO si el usuario intenta insertar una tupia para el departamento 7 con un valor de NSSGTE que no exista en la relación EMPLEADO.

63.2 *La operación eliminar*

La operación eliminar sólo puede violar la integridad referencial, si las claves externas de otras tupias de la base de datos hacen referencia a la tupia que se ha de eliminar. Para especificar la eliminación, una condición expresada en términos de los atributos de la relación selecciona la tupia (o tupias) por eliminar. He aquí algunos ejemplos:

1. Eliminar la tupia TRABAJA_EN con NSSE = '999887777' y NÚMP = 10.

   — Esta eliminación es aceptable.

2. Eliminar la tupia EMPLEADO con NSS = '999887777'.

   — Esta eliminación no es aceptable porque dos tupias de TRABAJA_EN hacen referencia a esta tupia. Por tanto, si se elimina la tupia, se violará la integridad referencia^

3. Eliminar la tupia EMPLEADO con NSS = '333445555'.

   — Esta eliminación producirá violaciones a la integridad referencial aún más graves, porque tupias de las relaciones EMPLEADO, DEPARTAMENTO, TRABAJA_EN y DEPENDIENTE hacen referencia a la tupia en cuestión.

Si una operación de eliminación provoca una violación disponemos de tres opciones*. 7 La primera es *rechazar la eliminación*. La segunda es *tratar de propagar la eliminación* elimina^, do las tupias que hacen referencia a la tupia que se desea eliminar. Por ejemplo, en la operación 2 el SGBD podría eliminar automáticamente las dos tupias problemáticas de TRABAJA_EN que tienen NSSE = '999887777'. Una tercera opción es *modificar los valores del atributo de referencia* que provocan la violación; todos esos valores se pondrían en nulo o se modificarían de modo que hicieran referencia a otra tupia válida. Nótese que, si un atributo de referencia que origina una violación *forma parte de la clave primaria,* no se puede cambiar a nulo, pues si se hiciera se violaría la integridad de entidades.

Es posible combinar las dos últimas opciones. Por ejemplo, para evitar que la operación 3 cause una violación, el SGBD puede eliminar automáticamente todas las tupias de TRABAJA_EN y de DEPENDIENTE en las que NSSE = '333445555'. Las tupias de EMPLEADO en las que NSSSUPER = '333445555' y la tupia de DEPARTAMENTO en la que NSSGTE = '333445555' se pueden eliminar o modificar de modo que tengan valores válidos en NSSSUPER y NSSGTE, o bien el valor nulo. Aunque tal vez sea lógico eliminar automáticamente las tupias de TRABAJA_EN y de DEPENDIENTE que hacen referencia a una tupia de EMPLEADO, probablemente no sea correcto eliminar otras tupias de EMPLEADO o una tupia de DEPARTAMENTO. En general, cuando se especifica una restricción de integridad referencial, el SGBD debe permitir al usuario *especificar cuál de las tres opciones* aplicará en caso de violarse la restricción.

6.3.3 *La operación modificar*

La operación modificar sirve para cambiar los valores de uno o más atributos en una tupia (o tupias) de una relación R. Es necesario especificar una condición para los atributos de R a fin de seleccionar la tupia (o tupias) que se modificarán. He aquí algunos ejemplos:

1. Modificar el SALARIO de la tupia EMPLEADO con NSS = '999887777' cambiándolo a 28000.

   — Aceptable.

2. Modificar el ND de la tupia EMPLEADO con NSS = '999887777' cambiándolo a 1.

   — Aceptable.

3. Modificar el ND de la tupia EMPLEADO con NSS = '9998877771 cambiándolo a 7.

   — Inaceptable, porque viola la integridad referencial.

4. Modificar el NSS de la tupia EMPLEADO con NSS = '999887777' cambiándolo a '987654321'.

   — Inaceptable, porque viola las restricciones de clave primaria y de integridad referencial.

La modificación de un atributo que no es clave primaria ni clave externa; casi nunca causa problemas; basta con que el SGBD constate que el nuevo valor sea del tipo de datos correcto y esté en el dominio. Modificar un valor de clave primaria es similar a eliminar una tupia e insertar otra en su lugar, porque usamos la clave primaria para identificar las tupias. Por tanto, los problemas que ya vimos al hablar de inserciones y eliminaciones se pueden presentar en este caso también. Si se modifica un atributo de clave externa, el SGBD debe asegurarse de que el nuevo valor haga referencia a una tupia existente en la relación referida.

6.4 Definición de relaciones*

Cuando se desea implementar una base de datos relacional para una aplicación compleja, los diseñadores suelen empezar por *diseñar* con mucho cuidado el esquema de la base de datos. Esto implica decidir cuáles atributos deben ir juntos en cada relación, elegir nombres apropiados para las relaciones y sus atributos, especificar los dominios y tipos de datos de los diversos atributos, identificar las claves candidatas y escoger una clave primaria para cada relación, y especificar todas las claves externas. Analizaremos dos técnicas para diseñar bases de datos relaciónales. En la sección 6.8 mostraremos cómo se puede diseñar un esquema de base de datos relacional mediante una transformación de un diseño conceptual cuya creación se basa en el modelo ER (véase el Cap. 3). En los capítulos 12 y 13 describiremos la teoría de la normalización y los algoritmos de diseño relacional basados en las dependencias funcionales y multivaluadas. En esta sección, supondremos que ya se ha diseñado un esquema de base de datos relacional y veremos cómo los usuarios pueden declarar las relaciones individuales.

Todo SGBD relacional debe contar con un lenguaje de definición de datos (DDL) para definir los esquemas de relaciones. La mayoría de los D D L se basan en el lenguaje S Q L , y en la sección 7.1 presentaremos el D D L de S Q L . Aquí analizaremos los componentes (idealizados) del lenguaje que se necesitan para declarar un esquema de relación. El primer paso es dar un nombre al esquema completo de la base de datos relacional para poder asignarle relaciones individuales, mediante una declaración como ésta:

```
DECLARE SCHEMA COMPAÑÍA;
```

El siguiente paso consiste en declarar los dominios que requieren los atributos, dando a cada dominio un nombre y un tipo de datos. Declararemos los posibles dominios para los atributos de las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 6.7 así:

```
DECLARE DOMAIN NSS_PERSONAS TYPE FIXED.CHAR (9);
DECLARE DOMAIN NOMBRES_PERSONAS TYPE VARIABLE_CHAR (15);
DECLARE DOMAIN INICIALES_PERSONAS TYPE ALPHABETIC_CHAR (1);
DECLARE DOMAIN FECHAS TYPE DATE;
DECLARE DOMAIN DIRECCIONES TYPE VARIABLE_CHAR (35);
DECLARE DOMAIN SEXO.PERSONAS TYPE ENUMERATED {M, F);
DECLARE DOMAIN SALARIOS_PERSONAS TYPE MONEY;
```



```
DECLARE DOMAIN NÚMEROS_DEPTOS TYPE INTEGER.RANGE [1,10];
DECLARE DOMAIN NOMBRES_DEPTOS TYPE VARIABLE_CHAR (20);
```

Ahora podemos definir las relaciones individuales. Se requieren elementos para especificar el nombre de la relación, los nombres de los atributos y dominios, las claves primarias y de otro tipo, y las claves externas. Para declarar las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 6.7 podemos usar declaraciones como éstas:

```
DECLARE RELATION EMPLEADO
FOR SCHEMA COMPAÑÍA
ATTRIBUTES NOMBREP      DOMAIN NOMBRES_PERSONAS,
           INICIAL      DOMAIN INICIALES_PERSONAS,
           APELLIDO     DOMAIN NOMBRES_PERSONAS,
           NSS          DOMAIN NSS_PERSONAS,
           FECHAN       DOMAIN FECHAS,
           DIRECCIÓN    DOMAIN DIRECCIONES,
           SEXO         DOMAIN SEXO.PERSONAS,
           SALARIO      DOMAIN SALARIOS_PERSONAS,
           NSSSUPER     DOMAIN NSS_PERSONAS,
           ND           DOMAIN NÚMEROS_DEPTOS
CONSTRAINTS PRIMARY.KEY (NSS),
           FOREIGN_KEY (NSSSUPER) REFERENCES EMPLEADO,
           FOREIGN.KEY (ND) REFERENCES DEPARTAMENTO;

DECLARE RELATION DEPARTAMENTO
FOR SCHEMA COMPAÑÍA
ATTRIBUTES NOMBRED      DOMAIN NOMBRES_DEPTOS,
           NÚMEROD      DOMAIN NÚMEROS_DEPTOS,
           NSSGTE       DOMAIN NSS_PERSONAS,
           FECHAINICGTE DOMAIN FECHAS
CONSTRAINTS PRIMARY_KEY (NÚMEROD),
           KEY (NOMBRED),
           FOREIGN.KEY (NSSGTE) REFERENCES EMPLEADO;
```

Con estos ejemplos hemos ofrecido una breve introducción a los elementos que se requieren en un D D L relacional. En el capítulo 7 veremos los elementos principales del D D L de SQL, en el que se basan casi todos los SGBD relaciónales que encontramos en el mercado.

6.5 El álgebra relacional

Hasta aquí sólo hemos examinado los conceptos para definir la estructura y las restricciones de una base de datos, en el modelo relacional, y para ejecutar las operaciones relaciónales de actualización. Ahora dirigiremos nuestra atención al álgebra relacional: una colección de operaciones que sirven para manipular relaciones enteras. Estas operaciones sirven, por ejemplo, para seleccionar tupias de relaciones individuales y para combinar tupias relacionadas a partir de varias relaciones con el fin de especificar una consulta — una solicitud de obtención — de la base de datos. El resultado de cada operación es una nueva relación, que podremos manipular en una ocasión futura.

Las operaciones del álgebra relacional suelen clasificarse en dos grupos. Uno contiene las operaciones corrientes de la teoría matemática de conjuntos; es posible aplicarlas porque las relaciones se definen como conjuntos de tupias. Entre las operaciones de conjuntos están la UNIÓN, la INTERSECCIÓN, la DIFERENCIA y el PRODUCTO CARTESIANO. El Otro grupo consiste en operaciones creadas específicamente para bases de datos relaciónales; incluyen SELECCIONAR, PROYECTAR y REUNIÓN (a esta última también le llaman JUNTA), entre otras. Primero veremos las operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR porque son las más sencillas; luego estudiaremos las operaciones de conjuntos. Por último, trataremos la REUNIÓN y otras operaciones complejas. Para nuestros ejemplos nos apoyaremos en la base de datos relacional de la figura 6.6.

6.5.1 *La operación SELECCIONAR*

La operación SELECCIONAR sirve para seleccionar un *subconjunto* de las tupias de una relación que satisfacen una condición de selección. Por ejemplo, para seleccionar el subconjunto de tupias de EMPLEADO que trabajan en el departamento 4 o cuyo salario rebasa los $30 000, podemos especificar individualmente cada una de estas dos condiciones con la operación SELECCIONAR, como sigue:

SALARIO>30000V

En general, denotamos la operación SELECCIONAR con

^condición de selección>(<nombre de la relación)

donde el símbolo a (sigma) denota el operador de SELECCIONAR, y la condición de selección es una expresión booleana especificada en términos de los atributos de la relación.

La relación que resulta de la operación SELECCIONAR tiene los *mismos atributos* que la relación especificada en <nombre de la relación>. La expresión booleana especificada en la <condición de selección> se compone de una o más cláusulas de la forma:

<nombre de atributo> <operador de comparación> <valor constante>, o
<nombre de atributo> <operador de comparación> <nombre de atributo>

donde <nombre de atributo> es el nombre de un atributo de <nombre de la relación>, <operador de comparación> es normalmente uno de los operadores {=, <,^, >,>,¿}, y <valor constante> es un valor constante del dominio del atributo. Las cláusulas pueden conectarse arbitrariamente con los operadores booleanos Y (AND), O (OR) y NO (NOT) para formar una condición de selección general. Por ejemplo, si queremos seleccionar las tupias de todos los empleados que trabajan en el departamento 4 y ganan más de $25 000 al año, o que trabajan en el departamento 5 y ganan más de $30 000, podemos especificar la siguiente operación SELECCIONAR:

[ND=4 Y SALARIO>25000) O (ND=5 Y SALARIO>30000)(^^-EADO)

El resultado se muestra en la figura 6.8(a).

Cabe señalar que los operadores de comparación del conjunto {=, <, <, >, >, *} se aplican a atributos cuyos dominios son *valores ordenados,* como los dominios numéricos o de fechas. Los dominios de cadenas de caracteres se consideran ordenados con base en la secuencia de cotejo de los caracteres. Si el dominio de un atributo es un conjunto de *valores no ordenados,* sólo se podrán aplicar los operadores de comparación del conjunto {=, a

NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
Federico	T	Vizcarra	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	M	40000	888665555	5
Jazmín	S	Valdés	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	F	43000	888665555	4
Ramón	K	Nieto	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX	M	38000	333445555	5

APELLIDÓ	NOMBREP	SALARIO
Silva	José	30000
Vizcarra	Federico	40000
Zapata	Alicia	25000
Valdés	Jazmín	43000
Nieto	Ramón	38000
Esparza	Josefa	25000
Jabbar	Ahmed	25000
Botello	Jaime	55000

(c)

SEXO	SALARIO
M	30000
M	40000
F	25000
F	43000
M	38000
M	25000
M	55000

Figura 6.8 Resultados de operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR.

(a) ^(ND MYSALARIO25000) O (ND=5 YSALARIO30000) (EMPLEADO)

(b) ^APELLIDO, NOMBREF? SALARIO (EMPLEADO)

(c) *SEXO,SALARIO(EMPLEADO)

ese atributo. Un ejemplo de dominio no ordenado es el dominio Color = {rojo, azul, verde, blanco, amarillo,...}, donde no se especifica orden alguno entre los diferentes colores. Algunos dominios permiten tipos adicionales de operadores de comparación; por ejemplo, en un dominio de cadenas de caracteres podríamos contar con el operador de comparación SUBCADENA_DE.

En general, el resultado de una operación SELECCIONAR se determina como sigue. Se aplica la <condición de selección> independientemente a cada tupia t en la relación R especificada por <nombre de la relación>. Esto se hace sustituyendo cada ocurrencia de un atributo A. en la condición de selección por su valor en la tupia t[A.]. Si el resultado de evaluar la condición es "verdadero", se seleccionará la tupia t. Todas las tupias seleccionadas aparecen en el resultado de la operación SELECCIONAR. Las condiciones booleanas Y (AND), O (OR) y NO (NOT) se interpretan de la manera normal, a saber:

- (condl Y cond2) es verdadera si tanto (condl) como (cond2) son verdaderas; en caso contrario, es falsa.
- (condl O cond2) es verdadera si (condl) o (cond2), o ambas, son verdaderas; en caso contrario, es falsa.
- (NO cond) es verdadera si cond es falsa; en caso contrario, es falsa.

El operador SELECCIONAR es unario; esto es, se aplica a una sola relación. Por ello, no podemos usar SELECCIONAR para seleccionar tupias de más de una relación. Por añadidura, la operación de selección se aplica a *cada tupia individualmente;* por tanto, las condiciones de selección no pueden abarcar más de una tupia. El grado de la relación resultante de una operación SELECCIONAR es el mismo que el de la relación original *R* a la que se aplicó la operación, porque tiene los mismos atributos que R. El número de tupias de la relación resultante siempre es *menor que* el número de tupias de la relación original R *o igual g,* éf. La fracción de las tupias seleccionadas por una condición de selección se denomina selectividad de la condición.

Observe que la operación SELECCIONAR es conmutativa; es decir,

<cond1>(<cond2>(r)) = <cond2>(<cond1>(r))

Así pues, podemos aplicar una secuencia de operaciones SELECCIONAR en cualquier orden. Además, siempre podemos combinar una cascada de operaciones SELECCIONAR en una sola operación SELECCIONAR con una condición conjuntiva (Y); es decir,

<cond1>(<cond2>("(<condn>(^))"")) ~ o"<condf1> Y<cond2> Y ... Y <condn>^)

6.5.2 *La operación* PROYECTAR

Si visualizamos una relación como una tabla, la operación SELECCIONAR selecciona algunas *filas* de la tabla y desecha otras. La operación PROYECTAR, en cambio, selecciona ciertas *columnas* de la tabla y desecha las demás. Si sólo nos interesan ciertos atributos de una relación, "proyectaremos" la relación sobre esos atributos con la operación PROYECTAR. Por ejemplo, si queremos listar el apellido, el nombre de pila y el salario de todos los empleados, podemos usar la siguiente operación PROYECTAR:

^APEWDO,NOMBREP,SALARIo(^MPLEADO)

La relación resultante se muestra en la figura 6.8 (b). La forma general de la operación PROYECTAR es

$$\pi_{\text{<lista de atributos>}}(R)$$

donde TT (pi) es el símbolo para la operación PROYECTAR y < lista de atributos > es una lista de atributos de la relación especificada por < nombre de la relación >. La relación así creada tiene sólo los atributos especificados en < lista de atributos > y en *el mismo orden en que aparecen en la lista.* Por ello, su grado es igual al número de atributos en < lista de atributos >.

Si la lista de atributos sólo contiene atributos no clave de una relación, es probable que aparezcan tupias repetidas en el resultado. La operación PROYECTAR *elimina* implícitamente *cualesquier tupias repetidas,* así que el resultado de la operación PROYECTAR es un conjunto de tupias y por tanto una relación válida. Por ejemplo, consideremos la siguiente operación PROYECTAR:

"SEXO, SALARIO V

El resultado se muestra en la figura 6.8(c). La tupia <F, *25000*> sólo aparece una vez en dicha figura, aunque su combinación de valores aparece dos veces en la relación EMPLEADO. Siempre que aparezcan dos o más tupias idénticas al aplicar una operación PROYECTAR, sólo una se conservará en el resultado; esto se conoce como eliminación de duplicados y es necesaria para garantizar que el resultado de la operación PROYECTAR sea también una relación: un *conjunto* de tupias.

El número de tupias en una relación que resulta de una operación PROYECTAR siempre es menor que el número de tupias de la relación original, o igual a él. Si la lista de proyección incluye una clave de la relación, la relación resultante tendrá el *mismo número* de tupias que la original. Por añadidura,

"<l¡s»a1>("<lista2>(r)) = "<.¡sta1>(^)

siempre que <lista2> contenga los atributos que están en <lista1>; si no es así, el lado izquierdo será incorrecto. Vale la pena señalar también que la operación PROYECTAR *no es* conmutativa.

6.53 *Secuencias de operaciones y cambio de nombre de los atributos*

Las relaciones que aparecen en la figura 6.8 carecen de nombres. En general, es posible que deseemos aplicar varias operaciones del álgebra relacional una tras otra. Para ello, podemos escribir las operaciones en una sola expresión del álgebra relacional anidándolas, o bien podemos aplicar una operación a la vez y crear relaciones de resultados intermedios. En el segundo caso, tendremos que nombrar las relaciones que contienen los resultados intermedios. Por ejemplo, si queremos obtener el nombre de pila, el apellido y el salario de todos los empleados que trabajan en el departamento número 5, deberemos aplicar una operación SELECCIONAR y una operación PROYECTAR. Podemos escribir una sola expresión del álgebra relacional, a saber:

^NOMBREP.APELLIDO.SALARIOKD^ÍEMPLEA"))

La figura 6.9(a) muestra el resultado que arroja esta expresión del álgebra relacional. Como alternativa, podemos mostrar explícitamente la secuencia de operaciones, dando un nombre a cada una de las relaciones intermedias, como sigue:

EMPS_DEP5 <- a_{NO_5}(EMPLEADO)
RESULTADO <- $7i_{NOMBREPAPELLIDOSALARIO}$(EMPS_DEP5)

A menudo es más sencillo descomponer una secuencia compleja de operaciones especificando relaciones de resultados intermedios que escribiendo una sola expresión del álgebra relacional. También podemos usar esta técnica para cambiar el nombre de los atributos de las relaciones intermedias y de la resultante. Esto puede ser útil cuando se trata de operaciones

(a)

NOMBREP	APELLIDO	SALARIO
José	Silva	30000
Federico	Vizcarra	40000
Ramón	Nieto	38000
Josefa	Esparza	25000

TEMP	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN,	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	M	30000	333445555	5
	Federico	T	Vizcarra	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	M	40000	888665555	5
	Ramón	K	Nieto	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX	M	38000	333445555	5
	Josefa	A	Esparza	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	F	25000	333445555	5

	NOMPILA	APPATERNO	SALARIO
	José	Silva	30000
	Federico	Vizcarra	40000
	Ramón	Nieto	38000
	Josefa	Esparza	25000

Figura **6.9** Resultados de expresiones del álgebra relacional. (a) $\pi_{NOMBREP,\ APELLIDO,\ SALARIO}(\sigma_{NO\_5}(EMPLEADO))$, (b) La misma expresión empleando relaciones intermedias y cambiando el nombre de los atributos.

más complejas como UNIÓN y REUNIÓN, como veremos más adelante. Presentaremos aquí la notación para cambiar los nombres. Si queremos cambiar los nombres de los atributos de una relación que resulte de aplicar una operación del álgebra relacional, bastará con que incluyamos una lista con los nuevos nombres de atributos entre paréntesis, como en el siguiente ejemplo:

TEMP<-o-$_{ND}$ ¡.(EMPLEADO)
R(NOMPILA,~APPATERNO, SALARIO) <- ^NOMBRERAPELLIDO,SALARIO("^MP)

Las dos operaciones anteriores se ilustran en la figura 6.9 (b). Si no se cambian los nombres, los atributos de la relación resultante de una operación SELECCIONAR serán los mismos que los de la relación original y estarán en el mismo orden. En el caso de una operación PROYECTAR sin cambio de nombres, la relación resultante tendrá los mismos nombres de atributos que aparecen en la lista de proyección, y en el mismo orden.

6.5.4 *Operaciones de la teoría de conjuntos*

El siguiente grupo de operaciones del álgebra relacional son las operaciones matemáticas normales de conjuntos. Se aplican al modelo relacional porque las relaciones se definen como conjuntos de tupias, y pueden servir para procesar las tupias de dos relaciones como conjuntos. Por ejemplo, si queremos obtener los números de seguro social de todos los empleados que trabajan en el departamento 5 o que supervisan directamente a un empleado que trabaja en ese mismo departamento, podemos utilizar la operación UNIÓN como sigue:

EMPS_DEP5 <- a$_{ND_5}$(EMPLEADO)
RESULTAD01 <- TC$_{...}$(EMPS_DEP5)
RESULTAD02(NSS) <- 7t$_{NSSSUPER}$(EMPS_DEP5)
RESULTADO <- RESULTAD01 u RESULTAD02

La relación RESULTADO1 contiene los números de seguro social de todos los empleados que trabajan en el departamento 5, y RESULTADO2 contiene los números de seguro social de todos los empleados que supervisan directamente a empleados que trabajan en el departamento 5. La operación de UNIÓN produce las tupias que están en RESULTADO1 o en RESULTAD02, o en ambas (véase la Fig. 6.10).

Se utilizan varias operaciones de la teoría de conjuntos para combinar de diversas maneras los elementos de dos conjuntos, entre ellas, UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA. Estas operaciones son binarias; es decir, se aplican a dos conjuntos. Al adaptar estas operaciones a las bases de datos relacionales, debemos asegurarnos de que se puedan aplicar a dos relaciones para que el resultado también sea una relación válida. Para ello, las dos relaciones a las que se aplique cualquiera de las tres operaciones anteriores deberán tener el mismo tipo de tupias; esta condición se denomina *compatibilidad de unión*. Se dice que dos relaciones

RESULTAD01	NSS
	123456789
	333445555
	666884444
	453453453

RESULTAD02	NSS
	333445555
	888665555

RESULTADO	NSS
	123456789
	333445555
	666884444
	453453453
	888665555

Figura 6.10 RESULTADO <- RESULTADO 1 U RESULTADO 2.

R(A , A$_2$, A$_n$) y S(Bj, B$_2$, *B J* son compatibles con la unión si tienen el mismo grado n y si dom(A.) = dom(B.) para 1 < i < n. Esto significa que las dos relaciones tienen el mismo número de atributos y que cada par de atributos correspondientes tienen el mismo dominio.

Podemos definir las tres operaciones UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA para dos relaciones compatibles con la unión, R y S, como sigue:

- UNIÓN: El resultado de esta operación, denotado por R u S, es una relación que incluye todas las tupias que están en R o en S o en ambas. Las tupias repetidas se eliminan.
- INTERSECCIÓN: El resultado de esta operación, denotado por R n S, es una relación que incluye las tupias que están tanto en R como en S.
- DIFERENCIA: El resultado de esta operación, denotado por R – S, es una relación que incluye todas las tupias que están en R pero no en S.

ESTUDIANTE	NP	AP
	Susana	Yáñez
	Ramón	Sánchez
	Josué	Landa
	Bárbara	Jaimes
	Amanda	Flores
	Jaime	Vélez
	Ernesto	Gómez

PROFESOR	NOMBREP	APELLIDO
	José	Silva
	Ricardo	Bueno
	Susana	Yáñez
	Francisco	Jiménez
	Ramón	Sánchez

NP	AP
Susana	Yáñez
Ramón	Sánchez
Josué	Landa
Bárbara	Jaimes
Amanda	Flores
Jaime	Vélez
Ernesto	Gómez
José	Silva
Ricardo	Bueno
Francisco	Jiménez

(c)

NP	AP
Susana	Yáñez
Ramón	Sánchez

NP	AP
Josué	Landa
Bárbara	Jaimes
Amanda	Flores
Jaime	Vélez
Ernesto	Gómez

NOMBREP	APELLIDO
José	Silva
Ricardo	Bueno
Francisco	Jiménez

Figura 6.11 Las operaciones de conjuntos UNION, INTERSECCION y DIFERENCIA, (a) Dos relaciones compatibles con la unión, (b) ESTUDIANTE U PROFESOR, (c) ESTUDIANTE n PROFESOR, (d) ESTUDIANTE – PROFESOR, (e) PROFESOR – ESTUDIANTE.

Adoptaremos la convención de que la relación resultante tiene los mismos nombres de atributos que la *primera* relación R. La figura 6.11 ilustra las tres operaciones. Las relaciones ESTUDIANTE y PROFESOR de la figura 6.11 (a) son compatibles con la unión, y sus tupias representan los nombres de estudiantes y profesores, respectivamente. El resultado de la operación UNIÓN (Fig. 6.11 (b)) muestra los nombres de todos los estudiantes y profesores. Recuerde que las tupias repetidas aparecen sólo una vez en el resultado. El resultado de la operación INTERSECCIÓN (Fig. 6.11 (c)) incluye sólo las personas que son al mismo tiempo estudiantes y profesores. Cabe señalar que tanto la UNIÓN como la INTERSECCIÓN son *operaciones conmutativas;* es decir,

$$R \cup S = S \cup R, \text{ y } RnS = SnR$$

Ambas operaciones pueden aplicarse a *cualquier número de relaciones,* y las dos son *operaciones asociativas;* esto es,

$$R \cup (S \cup T) = (R \cup S) \cup T, \text{ y}$$
$$(RnS)nT = Rn(SnT)$$

La operación DIFERENCIA *no es conmutativa;* es decir, en general,

$$R - S \neq S - R$$

La figura 6.11 (d) muestra los nombres de los estudiantes que no son profesores, y la figura 6.11 (e) muestra los nombres de los profesores que no son estudiantes.

A continuación hablaremos del PRODUCTO CARTESIANO, denotado por **X.** También ésta es una operación binaria de conjuntos, pero las relaciones a las que se aplica no tienen que ser compatibles con la unión. Esta operación, conocida también como PRODUCTO CRUZADO o REUNIÓN CRUZADA sirve para combinar tupias de dos relaciones para poder identificar las tupias relacionadas entre sí. En general, el resultado de $R(A_1, A_2, A_n)$ **X** $S(B_1, B_2, B_J)$ es una relación Q con $n + m$ atributos $Q(A_1, A_2, A_n, B_1, B_2, B_J)$, en ese orden. La relación resultante Q tiene una tupia por cada combinación de tupias: una de R y una de S. Por tanto, si R tiene n_R tupias y S tiene n_S tupias, R **X** S tendrá $n_R * n_S$ tupias. Para ilustrar el empleo del PRODUCTO CARTESIANO, suponga que deseamos obtener una lista de los dependientes de cada uno de los empleados de sexo femenino. Esto lo podemos lograr como sigue:

EMPS_FEM <- $G_{SEXO = 'F'}$ **(EMPLEADO)**
NOMBRESEMP <- $\pi_{NOMBREPILAPELLIDOINSS}$ **(EMPS_FEM)**
DEPENDIENTES_EMP <- NOMBRESEMP X DEPENDIENTE
DEPENDIENTES_REALES <- $\alpha_{NSS=NSSE}$ **(DEPENDIENTES_EMP)**
RESULTADO <- π **NOMBREP,APELLIDO, NOMBRE_DEPEND,ENTE(**$\rho_{DEPENDIENTE}$**S-REALES)**

Las relaciones que resultan de esta secuencia de operaciones se muestran en la figura 6.12. La relación DEPENDIENTES_EMP es el resultado de aplicar la operación PRODUCTO CARTESIANO a NOMBRESEMP de la figura 6.12 y DEPENDIENTE de la figura 6.6. En DEPENDIENTES_EMP, cada una de las tupias de NOMBRESEMP se combina con cada una de las tupias de DEPENDIENTE, lo que da un resultado que no nos dice mucho. Sólo queremos combinar una tupia de empleado de sexo femenino con sus dependientes, a saber, las tupias DEPENDIENTE cuyo valor de NSSE coincida con el valor de NSS de la tupia EMPLEADO. Esto lo logra la relación DEPENDIENTES_REALES.

El PRODUCTO CARTESIANO crea tupias con los atributos combinados de dos relaciones. Después podremos seleccionar sólo las tupias relacionadas de las dos relaciones especificando una condición de selección apropiada, como hicimos en el ejemplo anterior.

EMPS_FEM_

NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
Alicia	J	Zapata	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX	F	25000	987654321	4
Jazmín	S	Valdés	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	F	43000	888665555	5
Josefa	A	Esparza	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	F	25000	333445555	5

[ÑOMÍRÉSIMP
1

NOMBREP	APELLIDO	NSS
Alicia	Zapata	999887777
Jazmín	Valdés	987654321
Josefa	Esparza	453453453

[ÓÍPÉNDIENTES_EMP

NOMBREP	APELLIDO	NSS	NSSE	NOMBRE_DEPENDIENTE	SEXO	FECHAN	
Alicia	Zapata	999887777	333445555	Alicia	F	05-ABR-76	• • •
Alicia	Zapata	999887777	333445555	Teodoro	M	25-OCT-73	• • •
Alicia	Zapata	999887777	333445555	Jobita	F	03-MAY-48	
Alicia	Zapata	999887777	987654321	Abdiel	M	29-FEB-32	• • •
Alicia	Zapata	999887777	123456789	Miguel	M	01-ENE-78	
Alicia	Zapata	999887777	123456789	Alicia	F	31-DIC-78	
Alicia	Zapata	999887777	123456789	Elizabeth	F	05-MAY-57	
Jazmín	Valdés	987654321	333445555	Alicia	F	05-ABR-76	
Jazmín	Valdés	987654321	333445555	Teodoro	M	25-OCT-73	• • •
Jazmín	Valdés	987654321	333445555	Jobita	F	03-MAY-48	
Jazmín	Valdés	987654321	987654321	Abdiel	M	29-FEB-32	• • •
Jazmín	Valdés	987654321	123456789	Miguel	M	01-ENE-78	
Jazmín	Valdés	987654321	123456789	Alicia	F	31-DIC-78	
Jazmín	Valdés	987654321	123456789	Elizabeth	F	05-MAY-57	• • •
Josefa	Esparza	453453453	333445555	Alicia	F	05-ABR-76	
Josefa	Esparza	453453453	333445555	Teodoro	M	25-OCT-73	• • •
Josefa	Esparza	453453453	333445555	Jobita	F	03-MAY-48	
Josefa	Esparza	453453453	987654321	Abdiel	M	29-FEB-32	
Josefa	Esparza	453453453	123456789	Miguel	M	01-ENE-78	
Josefa	Esparza	453453453	123456789	Alicia	F	31-DIC-78	• • •
Josefa	Esparza	453453453	123456789	Elizabeth	F	05-MAY-57	

DEPENDIENTES_REALES	NOMBREP	APELLIDO	NSS	NSSE	NOMBRE_DEPENDIENTE	SEXO	FECHAN
	Jazmín	Valdés	987654321	987654321	Abdiel	M	29-FEB-32

RESULTADO	NOMBREP	APELLIDO	NOMBRE_DEPENDIENTE
	Jazmín	Valdés	Abdiel

Figura 6.12 La operación PRODUCTO CARTESIANO.

Como esta secuencia de PRODUCTO CARTESIANO seguido de SELECCIONAR se utiliza con mucha frecuencia para identificar y seleccionar tupias relacionadas de dos relaciones, se creó una operación especial, llamada REUNIÓN, con el fin de especificar esta secuencia con una sola operación. Hablaremos de la operación REUNIÓN en la siguiente sección. El PRODUCTO CARTESIANO casi nunca se usa como operación significativa por sí sola.

6.5.5 *La operación* REUNIÓN

La operación **REUNIÓN,** denotada por M, sirve para combinar *tupias relacionadas* de dos relaciones en una sola tupia. Esta operación es muy importante en cualquier base de datos relacional que comprenda más de una relación, porque permite procesar los vínculos entre las relaciones. A fin de ilustrar la reunión, supongamos que deseamos *obtener el nombre del gerente de cada uno de los departamentos*. Para obtenerlo, necesitamos combinar cada tupia de departamento con la tupia de empleado cuyo valor de NSS coincida con el valor de NSSGTE de la tupia de departamento. Esto se logra aplicando la operación REUNIÓN y proyectando el resultado sobre los atributos requeridos:

GTE_DEPTO <- DEPARTAMENTO $x_{NSSGTE=NSS}$ EMPLEADO
RESULTADO <- $7t_{NOMBREDIAPELLIDO)NOMBREP}$(GTE_DEPTO)

La primera operación se ilustra en la figura 6.13. El ejemplo que dimos antes para ilustrar la operación de PRODUCTO CARTESIANO lo podemos especificar, con la operación REUNIÓN, sustituyendo las dos operaciones

DEPENDIENTES.EMP <- NOMBRESEMP X DEPENDIENTE
DEPENDIENTES_REALES <- $o_{NSS=NSSE}$(DEPENDIENTES_EMP)

por

DEPENDIENTES.REALES - NOMBRESEMP $M_{NSS-NSSE}$ **DEPENDIENTE**

La forma general de una operación REUNIÓN con dos relaciones *R(A*, A ₂, *A J yS(B*, B ₂, B J es

^ ^ «¡condición de reunión> ^

El resultado de la REUNIÓN es una relación Q con n + m atributos *Q(A*, A ₂, A ₙ, *B*, B₂, B J, en ese orden; Q tiene una tupia por cada combinación de tupias —una de R y una de S— *siempre que la combinación satisfaga la condición de reunión.* Esta es la principal diferencia entre el PRODUCTO CARTESIANO y la REUNIÓN: en la REUNIÓN, sólo aparecen en el resultado combinaciones de tupias que satisfagan la condición de reunión; en cambio, en el PRODUCTO CARTESIANO, *todas* las combinaciones de tupias se incluyen en el resultado. La condición de reunión se especifica en términos de los atributos de las dos relaciones, R y S, y se evalúa para cada combinación de tupias. Cada combinación de tupias para la cual la evaluación de la condición con los valores de los atributos produzca el resultado "verdadero" se incluirá en la relación resultante, Q, como una sola tupia.

Una condición de reunión tiene la forma:

<condición> Y <condición> Y ••• Y <condición>

donde cada condición tiene la forma A. 0 B, A. es un atributo de R, B es un atributo de S, A. y *B.* tienen el mismo dominio y 0 es uno de los operadores de comparación {=, <, <, >, ^, ^}. Una operación de REUNIÓN con una condición general de reunión como ésta se denomina **REUNIÓN THETA.** Las tupias cuyos atributos de reunión sean nulos no aparecen en el resultado.

¡GTE_DEPTO	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE		NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	
	Investigación	5	333445555		Federico	T	Vizcarra	333445555	
	Administración	4	987654321		Jazmín	S	Valdés	987654321	
	Dirección	1	888665555		Jaime	E	Botello	888665555	

Figura 6.13 La operación REUNIÓN.

La REUNIÓN más común implica condiciones de reunión con comparaciones de igualdad exclusivamente. Una REUNIÓN así, en la que el único operador de comparación empleado es =, se llama **EQUIRREUNIÓN.** Los dos ejemplos que hemos considerado han sido EQUIRREUNIONES. Observe que en el resultado de una EQUIRREUNIÓN siempre tenemos uno o más pares de atributos con *valores idénticos* en todas las tupias. Por ejemplo, en la figura 6.13, los valores de los atributos NSSGTE y NSS son idénticos en todas las tupias de GTE_DEPTO porque se especificó la condición de reunión de igualdad para estos dos atributos. Puesto que uno de cada par de atributos con valores idénticos es superfino, se ha creado una nueva operación, llamada **REUNIÓN NATURAL,** para deshacerse del segundo atributo en una condición de equirreunión. Denotamos la reunión natural con *. Se trata básicamente de una equirreunión seguida de la eliminación de los atributos superfluos. La definición estándar de la REUNIÓN NATURAL exige que los dos atributos de reunión (o cada par de atributos de reunión) tengan el mismo nombre. Si no es así, primero se aplica una operación de cambio de nombre. Un ejemplo es

DEPTO (NOMBRED, NÚMD, NSSGTE, FECHAINICGTE) <- DEPARTAMENTO
DEPTO_PROY <- PROYECTO * DEPTO

El atributo NÚMD se denomina atributo de reunión. La relación resultante se ilustra en la figura 6.14(a). En la relación DEPTO_PROY, cada tupia combina una tupia PROYECTO con la tupia DEPARTAMENTO del departamento que controla el proyecto. En la relación resultante sólo se conserva un *atributo de reunión.*

Si los atributos sobre los cuales se especifica la reunión natural *tienen los mismos nombres en las dos relaciones,* no hace falta el cambio de nombres. Para aplicar una reunión natural sobre el atributo NÚMEROD de DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS basta con escribir

LUG.DEPTOS <- DEPARTAMENTO * LUGARES_DEPTOS

La relación resultante se muestra en la figura 6.14(b), que combina cada departamento con sus lugares y tiene una tupia por cada lugar. En general, la REUNIÓN NATURAL se realiza igualando *todos* los pares de atributos que tienen el mismo nombre en las dos relaciones. Puede haber una lista de atributos de reunión de cada relación, y cada par corespondiente debe tener el mismo nombre.

¡DEPTO_PROY	NOMBREP	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD	NOMBRED	NSSGTE	FECHAINICGTE
	ProductoX	1	Belén	5	Investigación	333445555	22-MAY-78
	ProductoY	2	Sacramento	5	Investigación	333445555	22-MAY-78
	ProductoZ	3	Higueras	5	Investigación	333445555	22-MAY-78
	Automatización	10	Santiago	4	Administración	987654321	01-ENE-85
	Reorganización	20	Higueras	1	Dirección	888665555	19-JUN-71
	Nuevasprestaciones	30	Santiago	4	Administración	987654321	01-ENE-85

¡LUG_DEPTOS	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE	LUGARD
	Dirección	1	888665555	19-JUN-71	Higueras
	Administración	4	987654321	01-ENE-85	Santiago
	Investigación	5	333445555	22-MAY-78	Belén
	Investigación	5	333445555	22-MAY-78	Sacramento
	Investigación	5	333445555	22-MAY-78	Higueras

Figura 6.14 La operación REUNIÓN NATURAL, (a) DEPTO_PROY <- PROYECTO * DEPTO. (b) LUG_ DEPTOS f- DEPARTAMENTO * LUGARES_DEPTOS.

Una definición más general de la REUNIÓN NATURAL es

(<lista1>),(<lista2>)

En este caso, <lista1> especifica una lista de *i* atributos de R, y <lista2> especifica una lista de *i* atributos de S. Las listas sirven para formar condiciones de comparación de igualdad entre pares de atributos correspondientes; condiciones que después se eslabonan con el operador Y. Sólo la lista que corresponde a los atributos de la primera relación R — <lista1> — se conserva en el resultado *Q*.

Cabe señalar que, si ninguna combinación de tupias satisface la condición de reunión, el resultado de una REUNIÓN es una relación vacía con cero tupias. En general, si R tiene n_R tupias y S tiene n- tupias, el resultado de una operación de REUNIÓN R x <condición de reunión> 5 tendrá entre cero y $n_R * n_S$ tupias. El tamaño esperado del resultado de la reunión dividido entre el tamaño máximo $n_R * n_S$ da lugar a una razón llamada selectividad de reunión, que es una propiedad de cada condición de reunión. Si no hay <condición de reunión> que satisfacer, todas las combinaciones de tupias califican y la REUNIÓN se convierte en un PRODUCTO CARTESIANO, llamado también REUNIÓN CRUZADA.

6.5.6 *Conjunto completo de operaciones del álgebra relacional*

Se ha demostrado que el conjunto de operaciones del álgebra relacional {a, ir, u, -, X} es un conjunto completo; es decir, cualquiera de las otras operaciones del álgebra relacional se puede expresar como una *secuencia de operaciones de este conjunto*. Por ejemplo, la operación INTERSECCIÓN se puede expresar empleando UNIÓN y DIFERENCIA como sigue:

RnS = (RuS)-((R-S)u(S-R))

Aunque, en términos estrictos, la INTERSECCIÓN no es indispensable, resulta poco cómodo especificar esta expresión compleja cada vez que deseemos especificar una intersección. Como ejemplo adicional, una operación de REUNIÓN se puede especificar como un PRODUCTO CARTESIANO seguido de una operación SELECCIONAR, como explicamos antes:

<condición> = <condición>

De manera similar, una REUNIÓN NATURAL se puede especificar como un PRODUCTO CARTESIANO seguido de operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR. Así pues, las diversas operaciones de REUNIÓN *tampoco son estrictamente necesarias* para el poder expresivo del álgebra relacional; sin embargo, son muy importantes —lo mismo que la operación INTERSECCIÓN— porque son cómodas y se emplean con mucha frecuencia en las aplicaciones de bases de datos. Otras operaciones se han incluido en el álgebra relacional por comodidad más que por necesidad. Analizaremos una de ellas, la operación DIVISIÓN, en la siguiente sección.

6.5.7 *La operación* DIVISIÓN*

La operación DIVISIÓN es útil para un tipo especial de consultas que se presenta ocasionalmente en aplicaciones de bases de datos. Un ejemplo es: "obtener los nombres de los empleados que trabajan en *todos* los proyectos en los que trabaja 'José Silva'". Para expresar esta consulta con la operación DIVISIÓN, procedemos como sigue. Primero, obtenemos la lista de números de los proyectos en los que trabaja 'José Silva', colocando el resultado en la relación intermedia NÚMSP SILVA:

SILVA <- $a_{NOMBREP='Jos',APELLIDO='Silva'}$(EMPLEADO)
NÚMSP_SILVA <- $\pi_{NÚMP}$(TRABAJA_EN * SILVA)

En seguida, creamos una relación intermedia NSS_NÚMSP que incluye una tupia <NÚMP, NSSE> por cada vez que el empleado cuyo número de seguro social es NSSE trabaja en el proyecto cuyo número es NÚMP:

NSS_NÚMSP $\leftarrow \pi_{NÚMP,NSSE}$(TRABAJA_EN)

Por último, aplicamos la operación DIVISIÓN a las dos relaciones, obteniendo los números de seguro social de los empleados que queremos:

NSSS(NSS) <- NSS_NÚMSP + NÚMSP_SILVA
RESULTADO <- $\pi_{NOMBRE,APELLIDO}$(NSSS * EMPLEADO)

Las operaciones anteriores se muestran en la figura 6.15(a). En general, la operación DIVISIÓN se aplica a dos relaciones R(Z) + S(X), donde X c Z. Sea Y = Z - X; es decir, sea Y el conjunto de atributos de R que no son atributos de S. El resultado de DIVISIÓN es una relación T(Y) que incluye una tupía t si una tupia t_R cuyo $t_R[Y]$ = t aparece en R, con $t_R[X] = t_S$ *para cada tupia* t_S en S. Esto significa que, para que una tupia t aparezca en el resultado T de la DIVISIÓN, los valores de t deben aparecer en R en combinación con *todas* las tupias de S.

La figura 6.15(b) ilustra un operador DIVISIÓN donde tanto X = {A} como Y = {B} son atributos individuales. Observe que b_1 y b_4 aparecen en R en combinación con las tres tupias de S; es por ello que aparecen en la relación resultante T. Todos los demás valores de B en R no aparecen con todas las tupias de S y no se seleccionan: b_2 no aparece con a_2 y b_3 no aparece con a_3.

El operador DIVISIÓN se puede expresar como una secuencia de operaciones ir, X y como sigue:

$T_2 \leftarrow \pi_n((SXT_1)-R)$

6.6 Otras operaciones relaciónales*

Algunas solicitudes que se hacen comúnmente a las bases de datos no se pueden atender con las operaciones estándar del álgebra relacional descritas en la sección 6.5. La mayoría de los lenguajes de consulta comerciales para los SGBD relaciónales cuentan con mecanismos para atender dichas solicitudes, y en esta sección definiremos algunas operaciones adicionales para expresar las consultas. Estas operaciones amplían el poder expresivo del álgebra relacional.

6.6.1 *Funciones agregadas*

El primer tipo de solicitud que no se puede expresar en el álgebra relacional es la especificación de funciones agregadas matemáticas sobre colecciones de valores de la base de datos. Un ejemplo sería la obtención del salario medio o total de todos los empleados o el número de tupias de empleados. Entre las funciones que suelen aplicarse a colecciones de valores numéricos están SUMA, PROMEDIO, MÁXIMO y MÍNIMO. La función CUENTA sirve para contar tupias. Todas estas funciones pueden aplicarse a una colección de tupias.

(a)

NSS_NÚMSP

NÚMP	NSSE
1	123456789
2	123456789
3	666884444
1	453453453
2	453453453
2	333445555
3	333445555
10	333445555
20	333445555
30	999887777
10	999887777
10	987987987
30	987987987
30	987654321
20	987654321
20	888665555

NÚMSP_SILVA	NÚMP
	1
	2

NSSS	NSS
	123456789
	453453453

R	A	B
	ai	*i
	a₂	¿1
	a₃	¿i
	a₄	">i
	«i	fC₂
	a₁	d₂
	a₂	&₂
	a₃	*₃
	a₄	&₂
	ai	*b<
	a₂	t>A
	a₃	

S	A
	ai
	a₂
	a₃

Figura 6.15 La operación DIVISIÓN, (a) División de NSS_NÚMSP entre NÚMSP_SILVA. (b) T <- R + S.

Otro tipo de solicitud que se hace con frecuencia implica agrupar las tupias de una relación según el valor de algunos de sus atributos y después aplicar una función agregada independientemente a cada grupo. Un ejemplo sería agrupar las tupias de empleados por ND

de modo que cada grupo incluya las tupias de los empleados que trabajan en el mismo departamento. Después podríamos preparar una lista de valores de ND junto con, digamos, el salario medio de los empleados del departamento.

Podemos definir una operación FUNCIÓN* empleando el símbolo % (pronunciado "F gótica") para especificar estos tipos de solicitudes, como sigue:

„tributosd,agrupación> 8 <listade funcionen (<nOmbfe de la telados)

donde <atributos de agrupación> es una lista de atributos de la relación especificada en <nombre de la relación>, y <lista de funciones> es una lista de pares (<función> <atributo>). En cada uno de esos pares, <función> es una de las funciones permitidas —como SUMA, PROMEDIO, MÁXIMO, MÍNIMO, CUENTA— y <atributo> es un atributo de la relación especificada en <nombre de la relación>. La relación resultante tiene los atributos de agrupación más un atributo por cada elemento de la lista de funciones. Por ejemplo, para obtener los números de departamento, el número de empleados de cada departamento y su salario medio, escribimos

R(ND, NÚM_DE_EMPLEADOS, SAL.MEDIO) <-

ND S CUENTA NSS, PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO)

El resultado de esta operación se muestra en la figura 6.16(a).

En el ejemplo anterior, especificamos una lista de nombres de atributos (entre paréntesis) para la relación resultante R. Si no se especifica una lista así, cada uno de los atributos de la relación resultante que correspondan a la lista de funciones tendrán como nombre la concatenación del nombre de la función y el nombre del atributo al que se aplica la función, en la forma <función>_<atributo>. Por ejemplo, en la figura 6.16(b) se muestra el resultado de la siguiente operación:

ND ^ CUENTA NSS, PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO)

R	ND	NÚM_DE_EMPLEADOS	SAL_MEDIO
	5	4	33250
	4	3	31000
	1	1	55000

ND	CUENTA.NSS	PROMEDIO_SALARIO
5	4	33250
4	3	31000
1	1	55000

CUENTA.NSS	PROMEDIO.SALARIO
8	35125

Figura 6.16 La operación FUNCIÓN, (a) R(ND, NÚM_DE_EMPLEADOS, SAL_MEDIO <- $_{ND}3_{CUENTA NSS)}$ PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO). (b) ND^ CUENTA NSS, PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO), (c) g_{CUENTA} NSS, PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO).

'No existe una única notación convenida para especificar funciones agregadas.

Si no se especifican atributos de agrupación, las funciones se aplicarán a los valores de los atributos de *todas las tupias* de la relación, y la relación resultante tendrá *una sola tupia*. Por ejemplo, en la figura 6.16(c) se muestra el resultado de la siguiente operación:

^ CUENTA NSS, PROMEDIO SALARIO (EMPLEADO)

Vale la pena subrayar que el resultado de aplicar una función agregada es una relación, no un número escalar, aunque tenga un solo valor.

6.6.2 *Operaciones de cerradura recursiva*

Otro tipo de operación que, en general, no puede especificarse en el álgebra relacional es la cerradura recursiva (a veces llamada cierre recursivo). Esta operación se aplica a un vínculo recursivo entre tupias del mismo tipo, como el vínculo entre un empleado y un supervisor. Este vínculo se describe mediante la clave externa NSSSUPER de la relación EMPLEADO en las figuras 6.6 y 6.7, pues relaciona cada tupia de empleado (en el papel de supervisado) con otra tupia de empleado (en el papel de supervisor). Un ejemplo de operación recursiva sería obtener todos los supervisados de un empleado e en todos los niveles; esto es, todos los empleados e' supervisados directamente por *e,* todos los empleados e" supervisados directamente por un empleado *e'* \ todos los empleados e" supervisados directamente por un empleado e", y así sucesivamente. Aunque en el álgebra relacional resulta sencillo especificar todos los empleados supervisados por *e en un nivel específico,* no lo es especificar todos los supervisados en *todos* los niveles. Por ejemplo, para especificar los NSS de todos los empleados *é* supervisados directamente —*en el nivel 1*— por el empleado *e* cuyo nombre es 'Jaime Botello' (véase la Fig. 6.6), podemos aplicar las siguientes operaciones:

NSS_BOTELLO <— ^ssí^NOMBREP^JaimeYAPELLIDO^Botelloí^^^^^^))
SUPERVISIÓN(NSS1, NSS2) <- TC$_{1,1}$ NSSSUPER(EMPLEADO)
RESULTADOI(NSS) <- rc$_{NSS1}$(SUPERVISIÓN x$_{NSS2=NSS}$ NSS_BOTELLO)

Para obtener todos los empleados supervisados por Botello en el nivel 2 —esto es, todos los empleados e" supervisados por algún empleado e' que es supervisado directamente por Botello— podemos aplicar otra REUNIÓN al resultado de la primera consulta, así:

RESULTAD02(NSS) <- 7i$_{NSS1}$(SUPERVISIÓN x$_{NSS2=NSS}$ RESULTADO"!)

Si queremos obtener los dos conjuntos de empleados supervisados en los niveles 1 y 2 por 'Jaime Botello', podemos aplicar la operación UNIÓN a los dos resultados, así:

RESULTAD03 f- (RESULTAD01 u RESULTAD02)

Los resultados de estas consultas se ilustran en la figura 6.17. Aunque es posible obtener empleados en cada uno de los niveles y luego efectuar su UNIÓN, no podemos, en general, especificar una consulta como "obtener los supervisados de 'Jaime Botello' en todos los niveles" si no conocemos *elnúmero máximo de niveles,* porque necesitaríamos un mecanismo de ciclo.

6.6.3 *Operaciones de REUNIÓN EXTERNA y UNIÓN EXTERNA*

Por último, analizaremos algunas extensiones de las operaciones REUNIÓN y UNIÓN. Las operaciones de REUNIÓN antes descritas seleccionan tupias que satisfacen la condición de reunión. Por ejemplo, con una operación de REUNIÓN NATURAL *R* * S, sólo las tupias de *R* que tienen tupias coincidentes enS —y viceversa— aparecen en el resultado. Por tanto, las tupias sin una

(El NSS de Botello es 888665555)

	(NSS)	(NSSSUPER)
SUPERVISIÓN	**NSS1**	**NSS2**
	123456789	333445555
	333445555	888665555
	999887777	987654321
	987654321	888665555
	666884444	333445555
	453453453	333445555
	987987987	987654321
	888665555	nulo

[RÍSÜLJADOI

NSS
333445555
987654321

(Supervisados por Botello)

RESULTADO 2

NSS
123456789
999887777
666884444
453453453
987987987

(Supervisados por los subordinados de Botello)

| RESULTADO 3

NSS
123456789
999887777
666884444
453453453
987987987
333445555
987654321

(RESULTAD01 U RESULTAD02)

Figura **6.17** Recursión de dos niveles.

"tupia relacionada" se eliminan del resultado, y lo mismo sucede con las tupias que tienen nulo en los atributos de reunión. Podemos usar un conjunto de operaciones, llamadas REUNIONES EXTERNAS, cuando queremos conservar en el resultado todas las tupias que están enR o enS, o en ambas, ya sea que tengan o no tupias coincidentes en la otra relación.

Por ejemplo, suponga que deseamos una lista de todos los nombres de empleados y también el nombre de los departamentos que dirigen, *si es el caso que dirijan un departamento-*, podemos aplicar una operación **REUNIÓN EXTERNA IZQUIERDA,** denotado por nxi, para obtener el resultado como sigue:

TEMP <- (EMPLEADO 3X$_{NSS=NSSGTE}$ DEPARTAMENTO)
RESULTADO <- 7i$_{NOMBREP,INICIAPELLIDO,NOMBRED}$ **(**^{TEMP}**)**

La operación de REUNIÓN EXTERNA IZQUIERDA conserva en R I M S todas las tupias de la *primera* relación R (o relación de la izquierda); si no se encuentra una tupia coincidente en S, los atributos de S del resultado se "rellenan" con valores nulos. El resultado de estas operaciones se muestra en la figura 6.18.

Una operación similar, la REUNIÓN EXTERNA DERECHA, denotada por xc, conserva en el resultado de R xc S todas las tupias de la *segunda* relación S (la de la derecha). Una tercera operación, la REUNIÓN EXTERNA COMPLETA denotada por n>c, conserva todas las tupias de ambas relaciones, izquierda y derecha, cuando no se encuentran tupias coincidentes, rellenándolas con valores nulos si es necesario.

La operación de **UNIÓN EXTERNA** se creó para efectuar la unión de tupias de dos relaciones que no *son compatibles con la unión.* Esta operación efectuará la UNIÓN de tupias de

RESULTADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NOMBRED
	José	B	Silva	nulo
	Federico	T	Vizcarra	Investigación
	Alicia	J	Zapata	nulo
	Jazmín	S	Valdés	Administración
	Ramón	K	Nieto	nulo
	Josefa	A	Esparza	nulo
	Ahmed	V	Jabbar	nulo
	Jaime	E	Botello	Dirección

Figura 6.18 La operación REUNIÓN EXTERNA IZQUIERDA.

dos relaciones que sean parcialmente compatibles, lo que significa que sólo algunos de sus atributos son compatibles con la unión. En el resultado se conservan los atributos no compatibles de cualquiera de las relaciones, y las tupias que no tienen valores para dichos atributos se rellenan con valores nulos. Por ejemplo, se puede aplicar una UNIÓN EXTERNA a dos relaciones cuyos esquemas son ESTUDIANTE (Nombre, NSS, Departamento, Asesor) y PROFESORADO (Nombre, NSS, Departamento, Rango). El esquema de la relación resultante es R(Nombre, NSS, Departamento, Asesor, Rango), y todas las tupias de ambas relaciones se incluyen en el resultado. Las tupias de estudiantes tendrán nulos en el atributo Rango, y las tupias de profesorado tendrán nulos en el atributo Asesor. Una tupia que exista en ambas relaciones tendrá valores para todos sus atributos.

Otra capacidad que tienen casi todos los lenguajes comerciales (pero no el álgebra relacional) es la de especificar operaciones con los valores después de extraerlos de la base de datos. Por ejemplo, se puede aplicar operaciones aritméticas como + , - y * a los valores numéricos.

6.7 Ejemplos de consultas en el álgebra relacional

Ahora presentaremos ejemplos adicionales para ilustrar el empleo de las operaciones del álgebra relacional; todos ellos se refieren a la base de datos de la figura 6.6. En general, la misma consulta puede expresarse de muchas formas mediante las diversas operaciones. Expresaremos cada una de las consultas de una manera y dejaremos que el lector proponga formulaciones equivalentes.

CONSULTA 1

Obtener el nombre y la dirección de todos los empleados que trabajan para el departamento 'Investigación'.

DEPTOJNVEST $c_{NOMBRED,1-.}$(DEPARTAMENTO)

EMPS_DEPTO_INVEST <- (DEPTOJNVEST ><,,,.,,,,,,,,, ,,,, EMPLEADO)

RESULTADO <- % . (EMPS DEPTO INVEST)

Esta consulta se podría especificar de otras maneras; por ejemplo, se podría invertir el orden de las operaciones REUNIÓN y SELECCIONAR, o se podría sustituir la REUNIÓN por una REUNIÓN NATURAL.

CONSULTA 2

Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', obtener una lista con el número de proyecto, el número del departamento que lo controla, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de dicho departamento.

PROYS.SANTIAGO <- $a_{LUGARP='Santiago'}$(PROYECTO)

DEPTO.CONTR f- (PROYS.SANTIAGO $M_{NÚMD=NÚMEROD}$ DEPARTAMENTO)

GTE_DEPTO_PROY <- (DEPTO.CONTR $x_{NSSGTE=NSS}$ EMPLEADO)

RESULTADO <- $n_{NÚMEROP, NÚMD, APELLIDO, DIRECCIÓN, FECHAN}$ (GTE DEPTO PROY)

CONSULTA 3

Buscar los nombres de los empleados que trabajan en *todos* los proyectos controlados por el departamento número 5.

PROYS_DEPT05(NÚMP) <- $\_{NÚMEROP}$($s_{NÚMD=5}$(PROYECTO))

EMP_PROY(NSS, NÚMP) 4- $\_{SSEINÚMP}$(TRABAJA_EN)

RESUL_NSSS_EMP 4- EMP_PROY + PROYS_DEPT05

RESULTADO <- $n_{APELLIDO, NOMBREP}$ (RESUL NSSS EMP * EMPLEADO)

CONSULTA 4

Preparar una lista con los números de los proyectos en que interviene un empleado cuyo apellido es 'Silva', ya sea como trabajador o como gerente del departamento que controla el proyecto.

SILVAS(NSSE) <- $7t_{NSS}$($a_{APELLIDO='Silva'}$(EMPLEADO))

SILVA_TRAB_PROYS <- $7t_{NÚMP}$(TRABAJA_EN * SILVAS)

GTES <- W,DO.NOMEROD(EMPLEADO *NSS=NSS,TE DEPARTAMENTO)

SILVA_GTES^$a_{APELUDO='Silva'}$(GTES)

DEPTOS_DIRIG_SILVA(NÚMD) <- $\_{UMEROD}$(SILVA_GTES)

SILVA_GTE_PROYS(NÚMP) <- $7t_{NÚMERop}$(DEPTOS_DIRIG_SILVA * PROYECTO)

RESULTADO 4- (SILVA_TRAB_PROYS u SILVA_GTE_PROYS)

CONSULTA 5

Prepare una lista con los nombres de todos los empleados que tienen dos o más dependientes.

En términos estrictos, esta consulta no *puede realizarse en el álgebra relacional* Tenemos que usar la operación FUNCIÓN con la función agregada CUENTA. Suponemos que los dependientes del *mismo* empleado tienen valores *distintos* de NOMBRE_DEPENDIENTE.

T (NSS, NÚM DE DEPS) 4- g (DEPENDIENTE)

NSSE CUENTA NOMBRE_DEPENDIENTE

RESULTADO 4- TC (T * EMPLEADO)

APELLIDO, NOMBREP 2

CONSULTA 6

Obtener los nombres de los empleados que no tienen dependientes.

TODOS_EMPS 4- $7i_{NSS}$(EMPLEADO)

EMPS_CON_DEPS(NSS) 4- ^(DEPENDIENTE)

```
EMPS_SIN_DEPS <- (TODOS_EMPS - EMPS_CON_DEPS)
RESULTADO <- W,DOINOMBREP(EMPS_SIN_DEPS * EMPLEADO)
```

CONSULTA 7

Obtener los nombres de los gerentes que tienen por lo menos un dependiente.

```
GTES(NSS) <- TCNSSGTE(DEPARTAMENTO)
EMPS_CON_DEPS(NSS) f- ^(DEPENDIENTE)
GTES_CON_DEPS <- (GTES n EMPS_CON_DEPS)
RESULTADO <- n DCLINN WWWDDCD(GTES_CON DEPS * EMPLEADO)
                APELLIDO, NOMBREP
```

Como dijimos antes, en general podemos especificar la misma consulta de varias formas distintas. Por ejemplo, es frecuente que las operaciones se puedan aplicar en diversas secuencias. Por añadidura, algunas operaciones se pueden sustituir por otras; por ejemplo, la operación INTERSECCIÓN de la consulta 7 se puede reemplazar por una reunión natural. Como ejercicio, trate de efectuar los ejemplos de consultas dados aquí con operaciones distintas. En los capítulos 7 y 8 mostraremos cómo se pueden expresar estas consultas en otros lenguajes relaciónales.

6.8 Uso de la transformación ER*relacional para el diseño de bases de datos relaciónales*

En esta sección explicaremos la forma de derivar un esquema de base de datos relacional a partir de un esquema conceptual creado empleando el modelo de entidad-vínculo (ER) (véase el Cap. 3). Muchas herramientas CASE *(computer-aided software engineering:* ingeniería de software asistida por computador) se basan en el modelo ER y en sus variaciones. Los diseñadores de bases de datos utilizan interactivamente estas herramientas computarizadas para crear un esquema ER para su aplicación de base de datos. Muchas herramientas se valen de diagramas ER o variaciones de ellos para crear el esquema gráficamente, y luego lo convierten automáticamente en un esquema de base de datos relacional expresado en el D D L de un SGBD relacional específico.

En la sección 6.8.1 bosquejaremos un algoritmo que puede convertir un esquema ER en el esquema de base de datos relacional correspondiente. Después, en la sección 6.8.2, presentaremos un resumen de las correspondencias entre los elementos del modelo ER y los del modelo relacional.

6.8.1 *Algoritmo de transformación ER-modelo relacional*

Ahora describiremos informalmente los pasos de un algoritmo para la transformación ER-modelo relacional.

El esquema relacional COMPAÑÍA de la figura 6.5 se puede derivar del esquema ER de la figura 3.2 siguiendo estos pasos. Ilustraremos cada paso con ejemplos del esquema COMPAÑÍA.

PASO 1: Por cada tipo normal de entidades E del esquema ER, se crea una relación R que contenga todos los atributos simples de E. Se incluyen sólo los atributos simples componentes de un atributo compuesto. Se elige uno de los atributos clave de E como clave primaria de

R. Si la clave elegida es compuesta, el conjunto de atributos simples que la forman constituirá la clave primaria de R.

En nuestro ejemplo, creamos las relaciones EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO de la figura 6.5, que corresponden a los tipos de entidades normales EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO de la figura 3.2. A éstas en ocasiones se les denomina relaciones "entidades". No se incluyen todavía los atributos de clave externa y de vínculo; se agregarán durante los pasos subsecuentes. Entre ellos están los atributos NSSSUPER y ND de EMPLEADO; NSSGTE y FECHAINICGTE de DEPARTAMENTO, y NÚMD de PROYECTO. Escogemos NSS, NÚMEROD y NÚMEROP como claves primarias de las relaciones EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO, respectivamente.

PASO 2: Por cada tipo de entidad débil D del esquema ER con tipo de entidades propietarias E, se crea una relación R y se incluyen todos los atributos simples (o componentes simples de los atributos compuestos) de D como atributos de R. Además, se incluyen como atributos de clave externa de R los atributos de clave primaria de la relación o relaciones que corresponden al tipo o tipos de entidades propietarias; con esto damos cuenta del tipo de vínculo identificador de D. La clave primaria de R es la combinación de las claves primarias de las propietarias y la clave parcial de D, si existe.

En nuestro ejemplo, creamos la relación DEPENDIENTE en este paso, que corresponde al tipo de entidades débil DEPENDIENTE. Incluimos la clave primaria de la relación EMPLEADO —que corresponde al tipo de entidades propietarias— como atributo de clave externa de DEPENDIENTE; cambiamos su nombre a NSSE, aunque no era preciso hacerlo. La clave primaria de la relación DEPENDIENTE es la combinación {NSSE, NOMBRE_DEPENDIENTE} porque NOMBRE_DEPENDIENTE es la clave parcial de DEPENDIENTE.

PASO 3: Por cada tipo de vínculo binario 1:1 R del esquema ER, se identifican las relaciones S y T que corresponden a los tipos de entidades que participan en R. Se escoge una de las relaciones —digamos S— y se incluye como clave externa en S la clave primaria de T. Es mejor elegir un tipo de entidades con participación total en R en el papel de S. Se incluyen todos los atributos simples (o componentes simples de los atributos compuestos) del tipo de vínculos 1:1 R como atributos de S.

En nuestro ejemplo, transformaremos el tipo de vínculo 1:1 DIRIGE de la figura 3.2 eligiendo DEPARTAMENTO para desempeñar el papel de S, debido a que su participación en DIRIGE es total (todo departamento tiene un gerente). Incluimos la clave primaria de la relación EMPLEADO como clave externa en la relación DEPARTAMENTO y cambiamos su nombre a NSSGTE. También incluimos el atributo simple Fechalnic de DIRIGE en la relación DEPARTAMENTO y cambiamos su nombre a FECHAINICGTE.

Cabe señalar que puede establecerse una transformación alternativa de un tipo de vínculos 1:1 si combinamos los dos tipos de entidades y el vínculo en una sola relación. Esto resulta apropiado sobre todo cuando las dos participaciones son totales y cuando los tipos de entidades no participan en ningún otro tipo de vínculos.

PASO 4: Por cada tipo de vínculos normal (no débil) binario 1:NR, se identifica la relación S que representa el tipo de entidades participante del *lado* N del tipo de vínculos. Se incluye como clave externa en S la clave primaria de la relación T que representa al otro tipo de entidades que participa en R; la razón es que cada ejemplar de entidad del lado N está relacionado con un máximo de un ejemplar de entidad del lado 1. Se incluyen todos los atributos

simples (o componentes simples de los atributos compuestos) del tipo de vínculos 1:N como atributos deS.

En nuestro ejemplo, establecemos ahora la transformación de los tipos de vínculos PERTENECE_A, CONTROLA y SUPERVISIÓN de la figura 3.2. En el caso de PERTENECE_A incluimos la clave primaria de la relación DEPARTAMENTO como clave externa en la relación EMPLEADO y la llamamos ND. En el caso de SUPERVISIÓN, incluimos la clave primaria de la relación EMPLEADO como clave externa en la relación EMPLEADO misma y la llamamos NSSSUPER. El vínculo CONTROLA corresponde al atributo de clave externa NÚMD de PROYECTO.

PASO **5:** Por cada tipo de vínculos binario M : N R, se crea una nueva relación S para representar R. Se incluyen como atributos de clave externa en S las claves primarias de las relaciones que representan los tipos de entidades participantes; su combinación constituirá la clave primaria de S. También se incluyen todos los atributos simples (o componentes simples de los atributos compuestos) del tipo de vínculos M : N como atributos de S. Observe que no podemos representar un tipo de vínculos M : N con un solo atributo de clave externa en una de las relaciones participantes —como hicimos en el caso de los tipos de vínculos 1:1 y 1 : N — debido a la razón de cardinalidad M : N .

En nuestro ejemplo, establecemos la transformación del tipo de vínculos M : N TRABAJA_EN de la figura 3.2 creando la relación TRABAJA_EN de la figura 6.5. La relación TRABAJA_EN recibe a veces el nombre de relación "vínculo", ya que corresponde a un tipo de vínculos. Incluimos las claves primarias de las relaciones PROYECTO y EMPLEADO como claves externas en TRABAJA_EN y cambiamos sus nombres a NÚMP y NSSE, respectivamente. También incluimos un atributo HORAS en TRABAJA_EN para representar el atributo Horas del tipo de vínculos. La clave primaria de la relación TRABAJA_EN es la combinación de los atributos de clave externa {NSSE, NÚMP}.

Cabe destacar que siempre es posible transformar los vínculos 1:1 o 1 :N de una manera similar a como se hace con los vínculos M : N . Esta alternativa es útil sobre todo cuando hay pocos ejemplares del vínculo, a fin de evitar valores nulos en las claves externas. En este caso, la clave primaria de la relación "vínculo" será la clave externa de *sólo una* de las relaciones "entidad" participantes. En el caso de un vínculo 1:N, ésta será la relación entidad del lado N; en el caso de un vínculo 1:1, se elegirá la relación entidad con participación total (si existe).

PASO 6: Por cada atributo multivaluado A se crea una nueva relación R que contiene un atributo correspondiente a A más el atributo de clave primaria *K* (como clave externa en R) de la relación que representa el tipo de entidades o de vínculos que tiene a A como atributo. La clave primaria de R es la combinación de A y *K*. Si el atributo multivaluado es compuesto, se incluyen sus componentes simples.

En nuestro ejemplo, creamos una relación LUGARESJDEPTOS. El atributo LUGARD representa el atributo multivaluado Lugares de DEPARTAMENTO, en tanto que NÚMEROD —como clave externa— representa la clave primaria de la relación DEPARTAMENTO. La clave primaria de LUGARES_DEPTOS es la combinación de {NÚMEROD, LUGARD}. Habrá una tupia en LUGARES_DEPTOS por cada lugar en que esté ubicado un departamento.

La figura 6.5 muestra el esquema de base de datos relacional que se obtiene siguiendo los pasos anteriores, y la figura 6.6 presenta un ejemplar de muestra de la base de datos. Observe que no analizamos la transformación de los tipos de vínculos n-arios (n > 2) porque no hay ninguno en la figura 3.2; éstos pueden transformarse de manera similar a los tipos de vínculos M : N si se incluye el siguiente paso adicional en el procedimiento de transformación.

PASO 7: Por cada tipo de vínculos n-ario R, n > 2, se crea una nueva relación S que represente a R. Se incluyen como atributos de clave externa en S las claves primarias de las relaciones que representan los tipos de entidades participantes. También se incluyen los atributos simples (o los componentes simples de los atributos compuestos) del tipo de vínculos n-ario como atributos de S. La clave primaria de S casi siempre es una combinación de todas las claves externas que hacen referencia a las relaciones que representan los tipos de entidades participantes. No obstante, si la restricción de participación (mín, *máx)* de uno de los tipos de entidades E que participan en R tiene *máx* = 1, la clave primaria de S podrá ser el único atributo de clave externa que haga referencia a la relación *E* que corresponde a £'; la razón es que, en este caso, cada una de las entidades e de E participará en cuando más un ejemplar de vínculo de R y, por tanto, podrá identificar de manera única ese ejemplar. Con esto termina el procedimiento de transformación. •

Por ejemplo, consideremos el tipo de vínculos SUMINISTRAR de la figura 3.16(a). Este puede transformarse a la relación SUMINISTRAR que se muestra en la figura 6.19, cuya clave primaria es la combinación de claves externas {NOMPROV, NÚMCOMP, NOMPROY}.

Lo principal que debemos observar en un esquema relacional, en comparación con un esquema ER, es que los tipos de vínculos no se representan explícitamente; se representan mediante dos atributos A y B, uno como clave primaria y el otro como clave externa —con el mismo dominio— incluidos en dos relaciones S y T. Dos tupias de S y T están relacionadas cuando tienen el mismo valor de A y B. Si usamos la operación EQUIRREUNIÓN (o REUNIÓN NATURAL) con S.A y T.B, podremos combinar todos los pares de tupias relacionadas de S y T y materializar el vínculo. Cuando se trata de un tipo de vínculos binario 1:1 o 1:N, casi siempre se necesita una sola operación de reunión. En el caso de un tipo de vínculos binario M : N , se requieren dos operaciones de reunión, en tanto que para los tipos de vínculos n-arios se requieren n reuniones.

Por ejemplo, para formar una relación que incluya el nombre del empleado, el nombre del proyecto y el número de horas que el empleado trabaja en cada proyecto, necesitamos conectar cada tupia EMPLEADO con las tupias PROYECTO relacionadas por la relación

PROVEEDOR

NOMPROV
…ZI

PROYECTO

NOMPROY	

COMPONENTE

NÚMCOMP	

SUMINISTRAR

NOMPROV	**NOMPROY**	**NÚMCOMP**	**CANTIDAD**

Figura 6.19 Transformación del tipo de vínculos n-ario SUMINISTRAR de la figura 3.16(a).

TRABAJA_EN de la figura 6.5. Por tanto, deberemos aplicar la operación EQUIRREUNIÓN a las relaciones EMPLEADO y TRABAJA_EN con la condición de reunión NSS = NSSE, y luego aplicar otra EQUIRREUNIÓN a la relación resultante y la relación PROYECTO con la condición de reunión NÚMP = NÚMEROP. En general, cuando es preciso recorrer múltiples vínculos, hay que especificar muchas operaciones de reunión. El usuario de una base de datos relaciona! debe tener presentes siempre los atributos de clave externa para utilizarlos correctamente cuando combine tupias relacionadas de dos o más relaciones.

La tabla 6.1 muestra los pares de atributos que se usan en operaciones de EQUIRREUNIÓN para materializar cada uno de los tipos de vínculos del esquema COMPAÑÍA que aparece en la figura 3.2. Para materializar el tipo de vínculos 1:N PERTENECE_A, aplicamos la EQUIRREUNIÓN a las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO con los atributos ND de EMPLEADO y NÚMEROD de DEPARTAMENTO. Según la base de datos de la figura 6.6, ios empleados Silva, Vizcarra, Nieto y Esparza pertenecen al departamento 5 (Investigación); Zapata, Valdés y Jabbar pertenecen al departamento 4 (Administración), y Botello trabaja para el departamento 1 (Dirección).

Otro punto que debemos destacar en el esquema relacional es que creamos una relación individual por *cada* atributo multivaluado. Para una cierta entidad con un conjunto de valores para el atributo multivaluado, el valor del atributo clave de la entidad se repite una vez por cada valor del atributo multivaluado en una tupia individual. La razón es que el modelo relacional básico no permite valores (o conjuntos de valores) múltiples para un atributo en una sola tupia. Por ejemplo, como el departamento 5 está ubicado en tres lugares, hay tres tupias en la relación LUGARES_DEPTOS de la figura 6.6; cada tupia especifica uno de los lugares. Se requiere una equirreunión para relacionar los valores del atributo multivaluado con los valores de otros atributos de una entidad o de un ejemplar de vínculo, pero aún así habrá múltiples tupias. El álgebra relacional no cuenta con una operación ANIDAR o COMPRIMIR capaz de producir, a partir de la relación LUGARES_DEPTOS de la figura 6.6, un conjunto de tupias de la forma {<1, Higueras>, <4, Santiago>, <5, {Belén, Sacramento, Higueras}>}. Esta es una deficiencia grave de la actual versión normalizada o "plana" del

Tabla 6.1 Condiciones de reunión para materializar los tipos de vínculos del esquema ER COMPAÑÍA

Vínculo ER	**Relaciones participantes**	**Condición de reunión**
PERTENECE_A	EMPLEADO, DEPARTAMENTO	EMPLEADO.ND = DEPARTAMENTO.NÚMEROD
DIRIGE	EMPLEADO, DEPARTAMENTO	EMPLEADO.NSS = DEPARTAMENTO.NSSGTE
SUPERVISIÓN	EMPLEADO (E), EMPLEADO (S)	EMPLEADO(E).NSSSUPER = EMPLEADO(S).NSS
TRABA]A_EN	EMPLEADO, TRABA]A_EN PROYECTO	EMPLEADO.NSS = TRABA]A_EN .NSSE Y PROYECTO.NÚMEROP = TRABAJA_EN.NÚMP
CONTROLA	DEPARTAMENTO, PROYECTO	DEPARTAMENTO.NÚMEROD = PROYECTO.NÚMD
DEPENDIENTES_DE	EMPLEADO, DEPENDIENTE	EMPLEADO.NSS = DEPENDIENTE.NSSE

Tabla 6.2 Correspondencia entre los modelos ER y relacional

Modelo ER	**Modelo relacional**
tipo de entidades	relación "entidad"
tipo de vínculos 1:1 o 1:N	clave externa (o relación "vínculo")
tipo de vínculos M : N	relación "vínculo" y dos claves externas
tipo de vínculos n-ario	relación "vínculo" y n claves externas
atributo simple	atributo
atributo compuesto	conjunto de atributos componentes simples
atributo multivaluado	relación y clave externa
conjunto de valores	dominio
atributo clave	clave primaria (o secundaria)

modelo relacional. Los lenguajes relaciónales SQL, QUEL y QBE tampoco cuentan con mecanismos para manejar esta clase de conjuntos de valores dentro de las tupias. En este aspecto, los modelos orientados a objetos, jerárquico y de red proporcionan mejores recursos que el modelo relacional. El modelo relacional anidado (véase el Cap. 21) intenta remediar esto.

En nuestro ejemplo, aplicamos una EQUIRREUNIÓN a LUGARES_DEPTOS y DEPARTAMENTO con base en el atributo NÚMEROD para obtener los valores de todos los lugares junto con otros atributos de DEPARTAMENTO. En la relación resultante, los valores de los otros atributos de departamento se repiten en tupias individuales por cada lugar de cada departamento.

6.8.2 *Resumen de la transformación de elementos y restricciones del modelo*

En la tabla 6.2 se resumen las correspondencias entre los elementos y restricciones del modelo ER y el modelo relacional.

6.9 Resumen

En este capítulo presentamos los conceptos de modelado que ofrece el modelo relacional de los datos. También examinamos el álgebra relacional y las operaciones adicionales con que podemos manipular relaciones. Comenzamos por explicar los conceptos de dominio, tupia y atributo, para luego definir un esquema de relación como una lista de atributos que describen la estructura de una relación. Una relación, o un ejemplar de relación, es un conjunto de tupias.

Las relaciones se distinguen de las tablas o archivos ordinarios por varias características. La primera es que las tupias de una relación no están ordenadas. La segunda consiste en el ordenamiento de los atributos en un esquema de relación y el ordenamiento correspondiente de los valores dentro de una tupia. Dimos una definición alternativa de relación que no requiere estos dos ordenamientos, pero, por comodidad, seguimos usando la primera definición, que exige que los atributos y valores de las tupias estén ordenados. Después analizamos los valores de las tupias, así como los valores nulos que representan información faltante o desconocida.

También definimos los esquemas de bases de datos relaciónales y las bases de datos relaciónales. Varios tipos de restricciones pueden considerarse como parte del modelo relacional. Los conceptos de superclave, clave candidata y clave primaria especifican las restricciones de clave. La restricción de integridad de entidades prohibe los valores nulos en los atributos

Tabla 6.3 Operaciones del álgebra relacional

Operación	Propósito	Notación
SELECCIONAR	Selecciona todas las tupias de una relación R que satisfagan la condición de selección.	^•«condición de selecciona ^
PROYECTAR	Produce una nueva relación con sólo algunos de los atributos de R, y elimina tupias repetidas.	7C<(ista atributos>(^)
REUNIÓN THETA	Produce todas las combinaciones de tupias de Rj y R₂ que satisfagan la condición de reunión.	R_1 txi <condición de reunión> R_2
EQUIRREUNIÓN	Produce todas las combinaciones de tupias de Rj y R₂ que satisfagan una condición de reunión que sólo tiene comparaciones de igualdad.	R_1 ix <condición de reunjón> (otributos de reunión 1>), (otributos de reunión 2>) a
REUNIÓN NATURAL	Igual que la EQUIRREUNIÓN excepto que los atributos de reunión de R₂ no se incluyen en la relación resultante; si los atributos de reunión tienen los mismos nombres, no es preciso especificarlos.	R_1 * R_2 <condición de reunión> o R_1 * (otributos de reunión 1>), (otributos de reunión 2>)
UNIÓN	Produce una relación que incluye todas las tupias que están en Rj o en R₂, o en ambas; Rj y R₂ deben ser compatibles con la unión.	fl₂,o R / fl₂ fl,ufi₂
INTERSECCIÓN	Produce una relación que incluye todas las tupias que están tanto en R_1 como en R₂; R_1 y R₂ deben ser compatibles con la unión.	fi, n fl₂
DIFERENCIA	Produce una relación que incluye todas las tupias que están en R_1 y que no están en R₂; R_1 y R₂ deben ser compatibles con la unión.	fl,-fi₂
PRODUCTO CARTESIANO	Produce una relación que tiene los atributos de Rj y R₂ e incluye como tupias todas las posibles combinaciones de tupias de R_1 y R₂.	fl,Xfi₂
DIVISIÓN	Produce una relación R(X) que incluye todas las tupias t[X] de Rj(Z) que aparecen en R_1 en combinación con todas las tupias de R₂(Y), dondeZ = X u Y.	

de clave primaria. La restricción de integridad referencial entre relaciones sirve para mantener la consistencia de las referencias entre tupias de diferentes relaciones.

Las operaciones de actualización del modelo relacional son insertar, eliminar y modificar; todas ellas pueden violar ciertos tipos de restricciones. Siempre que se aplique una actualización, es preciso comprobar la consistencia de la base de datos después de la operación para asegurarse de no haber violado alguna restricción. Los esquemas relaciónales se declaran mediante un DDL relacional.

El álgebra relacional es un conjunto de operaciones para manipular relaciones. Presentamos las diversas operaciones e ilustramos los tipos de manipulaciones que podemos efectuar con cada una. La tabla 6.3 es una lista de las diversas operaciones del álgebra relacional que vimos. Primero estudiamos los operadores relaciónales unarios SELECCIONAR y PROYECTAR, y luego las operaciones binarias de conjuntos que exigen que las relaciones que las que se aplican sean compatibles con la unión; entre ellas están UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA. La operación PRODUCTO CARTESIANO sirve para combinar tupias de dos relaciones para formar tupias más grandes. Vimos cómo un PRODUCTO CARTESIANO seguido de SELECCIONAR puede identificar las tupias relacionadas de dos relaciones. Las operaciones de REUNIÓN pueden identificar y combinar directamente las tupias relacionadas; entre ellas están la REUNIÓN THETA, la EQUIRREUNIÓN y la REUNIÓN NATURAL.

A continuación analizamos algunos tipos de consultas que no se pueden expresar con las operaciones del álgebra relacional. Presentamos la operación FUNCIÓN para manejar las solicitudes de tipo agregado; analizamos las consultas recursivas y vimos cómo especificar algunos tipos de éstas; luego presentamos las operaciones REUNIÓN EXTERNA y UNIÓN EXTERNA que extienden la REUNIÓN y la UNIÓN.

En la sección 6.7 dimos ejemplos adicionales que ilustran el empleo de las operaciones relaciónales para especificar consultas en una base de datos relacional. Usaremos estas consultas en capítulos subsecuentes cuando analicemos diversos lenguajes de consulta.

En la sección 6.8 mostramos cómo transformar un diseño de esquema conceptual en el modelo ER a un esquema de base de datos relacional. Dimos un algoritmo para la transformación ER-modelo relacional y lo ilustramos con ejemplos de la base de datos COMPAÑÍA. La tabla 6.2 resume las correspondencias entre los elementos y restricciones de los modelos ER y relacional.

Preguntas de repaso

6.1. Defina los siguientes términos: *dominio, atributo, n-tupla, esquema de* reíación, *ejemplar de relación, grado de una relación, esquema de base de datos relacional, ejemplar de base de datos relacional*

6.2. ¿Por qué no están ordenadas las tupias de una relación?

6.3. ¿Por qué no se permiten tupias repetidas en una relación?

6.4. ¿Qué diferencia hay entre una clave y una superclave?

6.5. ¿Por qué designamos una de las claves candidatas de una relación como clave primaria?

6.6. Analice las características de las relaciones que las distinguen de las tablas y archivos ordinarios.

6.7. Explique por qué pueden aparecer valores nulos en las relaciones.

6.8. Analice las restricciones de integridad de entidades y de integridadreferencial. ¿Por qué se consideran importantes?

6.9. Defina las *claves externas*. ¿Para qué nos sirve este concepto?

6.10. Analice las diversas operaciones de actualización de relaciones y los tipos de restricciones de integridad que debemos verificar en cada operación de actualización.

6.11. Mencione las operaciones del álgebra relacional y el propósito de cada una de ellas.

6.12. ¿Qué significa compatibilidad con la unión? ¿Por qué las operaciones UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA requieren que las relaciones a las que se aplican sean compatibles con la unión?

6.13. Analice algunos tipos de consultas en las que sea necesario cambiar los nombres de los atributos para especificar la consulta sin ambigüedad.

6.14. Analice los diversos tipos de operaciones de REUNIÓN.

6.15. ¿Qué es la operación FUNCIÓN? ¿Para qué sirve?

6.16. ¿En qué se distinguen las operaciones de REUNIÓN EXTERNA y las de REUNIÓN? ¿Qué diferencia hay entre la operación de UNIÓN EXTERNA y la de UNIÓN?

6.17. Explique las correspondencias entre los elementos del modelo ER y los del modelo relacional. Indique la forma de transformar cada uno de los elementos del modelo ER al modelo relacional, y analice cualesquier transformaciones alternativas que existan.

Ejercicios

6.18. Muestre el resultado de aplicar las consultas de ejemplo de la sección 6.7 a la base de datos de la figura 6.6.

6.19. Especifique las siguientes consultas en términos del esquema de base de datos de la figura 6.5, empleando los operadores relaciónales que vimos en este capítulo. Muestre además el resultado de aplicar cada consulta a la base de datos de la figura 6.6.

a. Obtenga los nombres de todos los empleados del departamento 5 que trabajan más de 10 horas por semana en el proyecto TroductoX'.

b. Cite los nombres de todos los empleados que tienen un dependiente con el mismo nombre de pila que ellos.

c. Encuentre los nombres de todos los empleados supervisados directamente por 'Federico Vizcarra'.

d. Para cada proyecto, cite el nombre del proyecto y el total de horas que trabajan todos los empleados en ese proyecto.

e. Obtenga los nombres de todos los empleados que trabajan en cada uno de los proyectos.

f. Obtenga los nombres de los empleados que no trabajan en ningún proyecto.

g. Para cada departamento, obtenga el nombre del departamento y el salario medio de todos los empleados que trabajan en él.

h. Obtenga el salario medio de todos los empleados de sexo femenino.

i. Encuentre los nombres y direcciones de todos los empleados que trabajan en, por lo menos, un proyecto situado en Higueras pero cuyo departamento no está ubicado ahí.

j. Prepare una lista con los apellidos de todos los gerentes de departamento que no tienen dependientes.

6.20. Suponga que se aplican las siguientes operaciones de actualización directamente a la base de datos de la figura 6.6. Analice *todas* las restricciones de integridad que viola cada operación, si lo hace, y las diferentes formas de imponer dichas restricciones.

a. Insertar <'Roberto', 'F, 'Saldaña', '943775543', '21-JUN-42', '2365 Ave. Naranjos, Belén, MX', M, 58000, '888665555', 1> en EMPLEADO.

b. Insertar <'ProductoA, 4, 'Belén', 2> en PROYECTO.

c. Insertar <'Producción', 4, '943775543', '01-OCT-88'> en DEPARTAMENTO.

d. Insertar <'677678989', nulo, '40.0'> enTRABAJA_EN.

e. Insertar <'453453453', 'José', M, '12-DIC-60','CÓNYUGE'> en DEPENDIENTE.

í Eliminar las tupias de TRABAJA_EN con NSSE = '333445555'.

g. Eliminar la tupia EMPLEADO con NSS = '987654321'.

h. Eliminar la tupia PROYECTO con NOMBREP = 'ProductoX'.

i. Modificar NSSGTE y FECHAINICGTE de la tupia DEPARTAMENTO con NÚMEROD = 5 cambiándolos a '123456789' y '01-OCT-93', respectivamente.

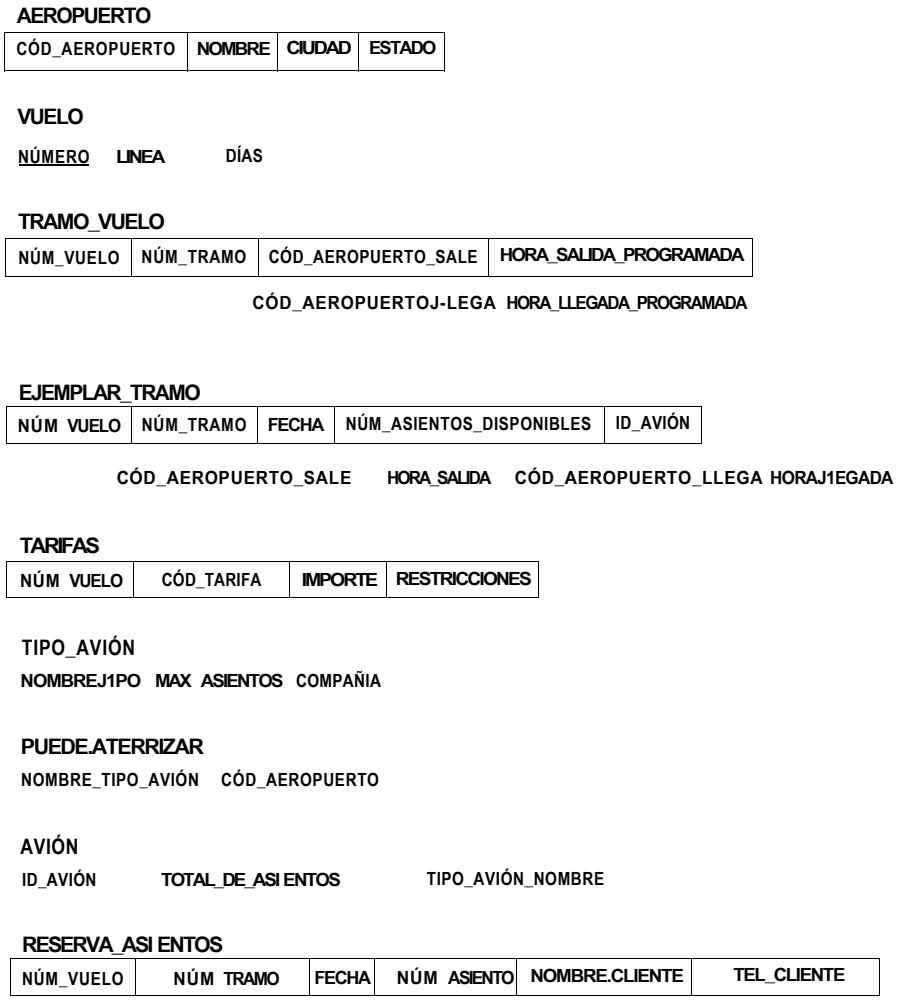


Figura 6.20 El esquema de base de datos relacional AEROLÍNEA.

j. Modificar el atributo NSSSUPER de la tupia EMPLEADO con NSS = '999887777' cambiándolo a'943775543'.

k. Modificar el atributo HORAS de la tupia TRABAJA_EN con NSSE = '999887777' y NÚMP = 10 cambiándolo a '5.0'.

6.21. Considere el esquema de base de datos relacional AEROLÍNEA que se muestra en la figura 6.20, y que describe una base de datos con información sobre vuelos de líneas aéreas. Cada VUELO se identifica con un NÚMERO de vuelo, y consta de uno o más TRAMO_VUELO con NÚM_TRAMO 1, 2, 3, etc. Cada tramo tiene horas y aeropuertos de salida y llegada programados, y tiene muchos EjEMPLAR_TRAMO, uno por cada FECHA en que tiene lugar el vuelo. Se mantienen TARIFAS para cada vuelo. Para cada ejemplar de tramo, se mantienen RESERVA_ASIENTOS, el AVIÓN empleado en el tramo y las horas de salida y llegada y los aeropuertos específicos. Un AVIÓN se identifica con ID_AVIÓN y es de un cierto TIPO_AVIÓN. PUEDE_ATERRIZAR relaciona los TIPO_AVIÓN con los AEROPUERTO en los que pueden aterrizar. Cada AEROPUERTO se identifica con un CÓD_AEROPUERTO. Especifique las siguientes consultas en álgebra relacional:

a. Para cada vuelo, prepare una lista con el número de vuelo, el aeropuerto de salida del primer tramo del vuelo y el aeropuerto de llegada del último tramo del vuelo.

b. Prepare una lista con los números de vuelo y los días de todos los vuelos o tramos de vuelo que salen del aeropuerto Houston Intercontinental (código de aeropuerto 'IAH') y llegan al aeropuerto internacional de Los Angeles (código 'LAX').

c. Prepare una lista con los números de vuelo, códigos de aeropuerto de salida, horas de salida programadas, códigos de aeropuerto de llegada, horas de llegada programadas y días de todos los vuelos o tramos de vuelo que salgan de algún aeropuerto de la ciudad de Houston y lleguen a algún aeropuerto de la ciudad de Los Angeles.

d. Obtenga toda la información de tarifas del vuelo número 'C0197'.

e. Obtenga el número de asientos disponibles en el vuelo número 'C0197' del '09-OCT-95'.

6.22. Considere una actualización de la base de datos AEROLÍNEA para introducir una reservación en un cierto vuelo o tramo de vuelo en una fecha dada.

a. Indique las operaciones para esta actualización.

b. ¿Qué tipos de restricciones verificaría?

c. ¿Cuáles de esas restricciones son de clave, de integridad de entidades y de integridad referencial, y cuáles no?

d. Especifique todas las restricciones de integridad referencial de la figura 6.20.

6.23. Considere la relación

CLASE (NúmCurso, NúmSeccUniv, NombreProf, Semestre, CódEdificio, NúmSalón, Hora, Días, HorasCrédito).

Esta representa clases impartidas en una universidad, con NúmSeccUniv único. Identifique las que podrían ser claves candidatas y describa con sus propias palabras las restricciones para que sea válida cada una de esas claves candidatas.

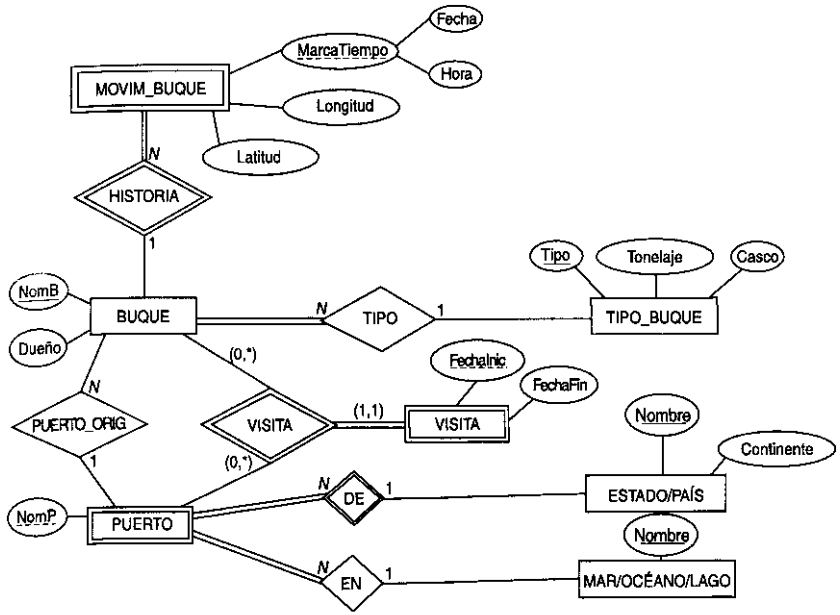


Figura 6.21 Esquema ER para una base de datos CONTROL_BUQUES.

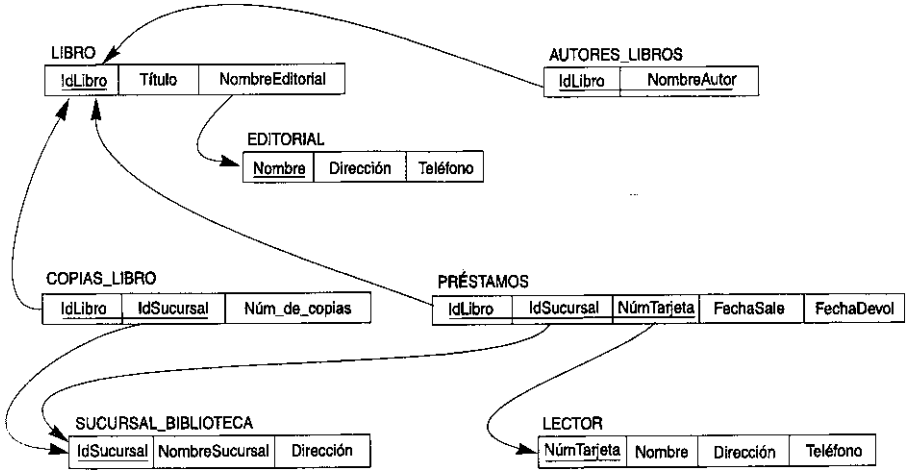


Figura 6.22 Esquema de base de datos relacional para una base de datos BIBLIOTECA.

6.24. La figura 6.21 muestra un esquema ER para una base de datos que serviría para llevar el control de buques de carga y su ubicación para las autoridades marítimas. Transforme este esquema a un esquema relacional y especifique todas las claves primarias y externas.

6.25. Transforme el esquema ER BANCO del ejercicio 3.23 (Fig. 3.20) a un esquema relacional. Especifique todas las claves primarias y externas.

6.26. Considere el esquema relacional BIBLIOTECA que se muestra en la figura 6.22 y que sirve para llevar el control de libros, lectores y préstamos de libros. Las restricciones de integridad referencial se indican con arcos dirigidos, según la notación de la figura 6.7. Escriba expresiones relaciónales para las siguientes consultas de la base de datos BIBLIOTECA:

a. ¿Cuántas copias del libro intitulado *La tribu perdida* posee la sucursal "Salvatierra" de la biblioteca?

b. ¿Cuántas copias del libro *La tribu perdida* posee cada una de las sucursales de la biblioteca?

c. Obtenga los nombres de todos los lectores que no tengan libros en préstamo.

d. Para cada libro prestado por la sucursal "Salvatierra" cuya fecha de devolución (FechaDevol) sea la de hoy, obtenga el título del libro, el nombre del lector y la dirección del lector.

e. Para cada sucursal de la biblioteca, obtenga su nombre y el número total de libros que tiene en préstamo.

f. Para todos los lectores que tienen más de cinco libros en préstamo, obtenga sus nombres, sus direcciones y el número de libros.

g. Para cada libro escrito (total o parcialmente) por "Stephen King", obtenga el título y el número de copias que posee la sucursal de nombre "Central".

6.27. Intente transformar el esquema relacional de la figura 6.22 a un esquema ER. Esto es parte de un proceso llamado *ingeniería inversa,* mediante el cual se crea un esquema conceptual a partir de una base de datos ya implementada. Exprese todas las suposiciones que haga.

Bibliografía selecta

Codd (1970) presentó el modelo relacional en un artículo clásico; también introdujo el álgebra relacional y estableció las bases teóricas del modelo relacional en una serie de artículos (Codd 1971, 1972, 1972a, 1974). Después fue galardonado con el premio Turing, el reconocimiento máximo de la ACM, por sus trabajos sobre el modelo relacional. En un artículo posterior, Codd (1979) propuso extender el modelo relacional e incorporar valores NULO en el álgebra relacional. El modelo resultante se conoce como RM/T. Trabajos anteriores realizados por Childs (1968) habían utilizado la teoría de conjuntos para modelar bases de datos.

Se han efectuado muchas investigaciones sobre diversos aspectos del modelo relacional. Todd (1976) describe un SGBD experimental que implementa directamente las operaciones del álgebra relacional. Date (1983a) analiza las reuniones externas. Schmidt y Swenson (1975) propusieron una semántica adicional para el modelo relacional al clasificar diferentes tipos de relaciones. Wiederhold y Elmasri (1979) introdujeron diversos tipos de conexiones entre las relaciones para mejorar sus restricciones. Los trabajos encaminados a extender el modelo relacional se analizan en Carlis (1986) y en Ozsoyoglu *et* ***al*** (1985). Cammarata *et* ***al*** (1989) extienden las restricciones de integridad y las reuniones del modelo relacional. En los capítulos 7, 8, 9, 12, 13, 16, 20, 21 y 23 se proporcionan notas bibliográficas adicionales sobre otros aspectos del modelo relacional y sus lenguajes, sistemas, extensiones y teoría.

CAPÍTULO 7

SQL: un lenguaje de bases de datos relaciónales

En el capítulo 6 estudiamos las operaciones del álgebra relacional, imprescindibles para entender los tipos de solicitudes que podemos especificar en una base de datos relacional. También son importantes para procesar y optimizar las consultas en un SGBD relacional, como veremos en el capítulo 16. En general, el álgebra relacional se clasifica como un lenguaje de consulta de alto nivel porque sus operaciones se aplican a relaciones completas. No obstante, son muy pocos los lenguajes comerciales de SGBD que se basan directamente en el álgebra relacional.[1] La razón es que las consultas del álgebra relacional se escriben en forma de secuencias de operaciones que, al ejecutarse, producen el resultado deseado. Al especificar una consulta en el álgebra relacional, el usuario debe indicar *cómo* —en qué orden— se deben ejecutar las operaciones de consulta. La mayor parte de los SGBD relaciónales que se encuentran en el mercado cuentan con una interfaz de lenguaje *declarativo* de alto nivel, de modo que el usuario sólo tenga que especificar *cuál* es el resultado deseado, dejando que el SGBD se encargue de la optimización efectiva y de las decisiones sobre cómo se ejecutará la consulta.

En este capítulo y en el 8 analizaremos varios lenguajes, implementados parcial o totalmente, que están disponibles en SGBD comerciales. El mejor conocido de ellos es SQL, cuyo nombre se deriva de *Structured Query Language* (lenguaje estructurado de consulta). En el capítulo 8 presentaremos otros dos lenguajes, QUEL y QBE, después de estudiar el cálculo relacional, que es el lenguaje formal en el que se basan QUEL y QBE (y, en cierta medida, SQL).

Originalmente, SQL se llamaba SEQUEL (por *Structured English QUEry Language:* lenguaje estructurado de consultas en inglés) y se diseñó e implemento en IBM Research como

[1] Uno de los primeros SGBD experimentales, llamado ISBL, implementaba las operaciones del álgebra relacional como lenguaje de consulta propio (Todd 1976).

interfaz para un sistema experimental de bases de datos relaciónales llamado SYSTEM R. Ahora SQL es el lenguaje de los SGBD relaciónales comerciales DB2 y SQL/DS de IBM, y fue el primero de los lenguajes de bases de datos de alto nivel junto con QUEL. Casi todos los proveedores de SGBD comerciales han implementado variaciones de SQL, y un esfuerzo conjunto que realizan actualmente ANSI (American National Standards Institute) e ISO (International Standards Organization) ha dado lugar a una versión estándar de SQL (ANSI 1986), llamada SQL1. También se ha creado ya una norma revisada y muy expandida, llamada SQL2 (o bien SQL-92), y ya existen planes para un SQL3 que ampliará aún más el lenguaje con conceptos de orientación a objetos y otros conceptos recientes de bases de datos.

SQL es un lenguaje de base de datos completo; cuenta con enunciados de definición, consulta y actualización de datos. Así pues, es *tanto* un DDL *como* un DML. Por añadidura, cuenta con mecanismos para definir vistas de la base de datos, crear y desechar índices de los archivos que representan relaciones (aunque en SQL2 éstos ya no existen) y para incorporar enunciados de SQL en lenguajes de programación de propósito general como C o PASCAL. Trataremos estos temas en las subsecciones que siguen, apegándonos en general a SQL2. No obstante, describiremos algunas características, como CREATE INDEX, que se excluyeron de SQL2 y que se basan en versiones anteriores de SQL, pues muchos SGBD relaciónales todavía cuentan con ellas. En el capítulo 15 haremos un breve análisis de los recursos de catálogo y diccionario de SQL, y en el capítulo 20 ofreceremos un panorama de las órdenes para la autorización de privilegios en SQL.

Si el lector desea una introducción menos exhaustiva a SQL, puede pasar por alto una parte o la totalidad de las siguientes secciones: 7.2.5 a 7.2.9, 7.5, 7.6 y 7.7.

7.1 Definición de datos en SQL

SQL emplea los términos tabla *(table),* fila *(row)* y columna *(column)* en vez de relación, tupia y atributo, respectivamente. Nosotros usaremos de manera indistinta los términos correspondientes. Las órdenes de SQL para definir los datos son CREATE (crear), ALTER (alterar) y DROP (desechar); éstas las veremos en las secciones 7.1.2 a 7.1.4. Sin embargo, antes de hacerlo analizaremos los conceptos de esquema y catálogo. Sólo presentaremos una sinopsis de las características más importantes; los detalles pueden consultarse en el documento de SQL2.

7.1.1 *Conceptos de esquema y catálogo en SQL2*

Las primeras versiones de SQL no contemplaban el concepto de esquema de base de datos relacional; todas las tablas (relaciones) se consideraban parte del mismo esquema. El concepto de esquema SQL se incorporó en SQL2 con el fin de agrupar tablas y otros elementos pertenecientes a la misma aplicación de bases de datos. Un esquema SQL se identifica con un nombre de esquema, y consta de un identificador de autorización que indica el usuario o la cuenta que es propietario (a) del esquema, además de los descriptores de *cada elemento* del esquema. Dichos elementos comprenden tablas, vistas, dominios y otros (como las concesiones de autorización y las aserciones), que describen el esquema. Los esquemas se crean mediante la instrucción CREATE SCHEMA, que puede contener todas las definiciones de los elementos del esquema. Como alternativa, podemos asignar un nombre y un identificador de autorización al esquema, y definir los elementos más adelante. Por ejemplo, la siguiente

instrucción crea un esquema llamado COMPAÑÍA, cuyo propietario es el usuario con identificador de autorización JSILVA:

CREATE SCHEMA COMPAÑÍA AUTHORIZATION JSILVA;

Además del concepto de esquema, SQL2 emplea el concepto de catálogo: una colección nombrada de esquemas en un entorno SQL. Todo catálogo contiene un esquema especial llamado INF0RMATI0N_SCHEMA, que proporciona a los usuarios autorizados información sobre todos los descriptores de elementos de todos los esquemas en el catálogo. Se pueden definir restricciones de integridad entre relaciones, como la integridad referencial, sólo si dichas relaciones existen en esquemas dentro del mismo catálogo. Además, los esquemas del mismo catálogo pueden compartir ciertos elementos, como las definiciones de dominios.

7.1.2 *La orden* CREATE TABLE *y los tipos de datos y restricciones de* SQL

' La orden CREATE TABLE sirve para especificar una nueva relación dándole un nombre y especificando sus atributos y restricciones. Los atributos se especifican primero, y a cada uno se le da un nombre, un tipo de datos para especificar su dominio de valores, y quizá algunas restricciones. En seguida se especifican las restricciones de clave, de integridad de entidades y de integridad referencial. La figura 7.1 (a) muestra ejemplos de enunciados de definición de datos en SQL para el esquema de base de datos relacional de la figura 6.7. Por lo regular, el esquema SQL en el que se declaran las relaciones se especifica implícitamente por el entorno en que se ejecutan los enunciados CREATE TABLE. Como alternativa, podemos anexar explícitamente el nombre del esquema al nombre de la relación, separándolos con un punto. Por ejemplo," si escribimos la orden

CREATE TABLE COMPAÑÍA.EMPLEADO...

en vez de

CREATE TABLE EMPLEADO...

como en la figura 7.1 (a), podemos declarar explícitamente que la tabla EMPLEADO forma parte del esquema SQL COMPAÑÍA.

Entre los tipos de datos disponibles para los atributos están los numéricos, los de cadena de caracteres, los de cadena de bits y los de fecha y hora. Los tipos de datos numéri* eos incluyen números enteros de diversos tamaños (INTEGER o INT, y SMALLINT) y números reales de diversas precisiones (FLOAT, REAL, DOUBLE PRECISION). Podemos declarar números con formato empleando DECIMAL(¿,j) (o DEC (i,j) o NUMERIC*(i,j))*, donde í, la precisión, es el número total de dígitos decimales y j, la *escala,* es el número de dígitos que aparecen después del punto decimal. El valor por omisión de la escala es cero, y el valor por omisión de la precisión depende de la implementación.

Los tipos de datos de cadena de caracteres tienen longitud fija (CHAR(n) o CHARACTER (n), donde n es el número de caracteres) o variable (VARCHAR(n) o CHAR VARYING(n) o CHARACTER VARYING(n), donde n es el número máximo de caracteres). Los tipos de datos de cadena de bits tienen longitud fija n (BIT(n)) o variable (BIT VARYING(n), donde n es el número máximo de bits). El valor por omisión de n, la longitud de una cadena de caracteres o de bits, es uno.

SQL2 cuenta con nuevos tipos de datos para fecha y hora. El tipo de datos DATE (fecha) tiene diez posiciones, y sus componentes son YEAR, MONTH y DAY (año, mes y día,


```
CREATE TABLE EMPLEADO
       ( NOMBREP          VARCHAR(15)      NOT NULL,
         INIC             CHAR,
         APELLIDO         VARCHAR(15)      NOT NULL,
         NSS              CHAR(9)          NOT NULL,
         FECHAN           DATE,
         DIRECCIÓN        VARCHAR(30),
         SEXO             CHAR,
         SALARIO          DECIMAL(10,2),
         NSSSUPER         CHAR(9),
         ND               INT              NOT NULL,
    PRIMARY KEY (NSS),
    FOREIGN KEY (NSSSUPER) REFERENCES EMPLEADO(NSS),
    FOREIGN KEY (ND) REFERENCES DEPARTAMENTO(NÜMEROD));
CREATE TABLE DEPARTAMENTO
       ( NOMBRED          VARCHAR(15)      NOT NULL,
         NÜMEROD          INT              NOT NULL,
         NSSGTE           CHAR(9)          NOT NULL,
         FECHAINICGTE     DATE,
       PRIMARY KEY (NÜMEROD),
       UNIQUE (NOMBRED),
       FOREIGN KEY (NSSGTE) REFERENCES EMPLEADO(NSS));
CREATE TABLE LUGARES.DEPTOS
       ( NÜMEROD          INT              NOT NULL,
         LUGARD           VARCHAR(15)      NOT NULL,
       PRIMARY KEY (NÜMEROD, LUGARD),
       FOREIGN KEY (NÜMEROD) REFERENCES DEPARTAMENTO(NUMEROD));
CREATE TABLE PROYECTO
       ( NOMBREPR         VARCHAR(15)      NOT NULL,
         NÜMEROP          INT              NOT NULL,
         LUGARP           VARCHAR(15),
         NÜMD             INT              NOT NULL,
       PRIMARY KEY (NÜMEROP),
       UNIQUE (NOMBREPR),
       FOREIGN KEY (NÜMD) REFERENCES DEPARTAMENTO(NUMEROD));
CREATE TABLE TRABAJA.EN
       ( NSSE             CHAR(9)          NOT NULL,
         NÜMP             INT              NOT NULL,
         HORAS            DECIMAL(3,1)     NOT NULL,
       PRIMARY KEY (NSSE, NÜMP),
       FOREIGN KEY (NSSE) REFERENCES EMPLEADO(NSS),
       FOREIGN KEY (NÜMP) REFERENCES PROYECTO(NÜMEROP));
CREATE TABLE DEPENDIENTE
       ( NSSE       CHAR(9)                 NOT NULL,
         NOMBRE_DEPENDIENTE   VARCHAR(15)   NOT NULL,
         SEXO       CHAR,
         FECHAN     DATE,
         PARENTESCO VARCHAR(8),
       PRIMARY KEY (NSSE, NOMBRE.DEPENDIENTE),
       FOREIGN KEY (NSSE) REFERENCES EMPLEADO(NSS));
```

Figura 7.1 Definiciones de datos en SQL2. (a) Instrucciones de SQL2 que definen el esquema COMPAÑÍA de la figura 6.7. (b) Especificación de acciones disparadas por integridad referencial.

```
(b)
CREATE TABLE EMPLEADO
        (...,
           ND          INT    NOT NULL                DEFAULT 1,
         CONSTRAINT CLPEMP
           PRIMARY KEY (NSS),
         CONSTRAINT CLESUPEREMP
           FOREIGN KEY (NSSSUPER) REFERENCES EMPLEADO(NSS)
                       ON DELETE SET NULL      ON UPDATE CASCADE,
         CONSTRAINT CLEDEPTOEMP
           FOREIGN KEY (ND) REFERENCES DEPARTAMENTO(NÚMEROD)
                       ON DELETE SET DEFAULT  ON UPDATE CASCADE);

CREATE TABLE DEPARTAMENTO
        (...,
           NSSGTE  CHAR(9)  NOT NULL  DEFAULT '888665555',

          CONSTRAINT CLPDEPTO
           PRIMARY KEY (NÚMEROD),
         CONSTRAINT CLSDEPTO
           UNIQUE (NOMBRED),
         CONSTRAINT CLEGTEDEPTO
           FOREIGN KEY (NSSGTE) REFERENCES EMPLEADO(NSS)
                 ON DELETE SET DEFAULT  ON UPDATE CASCADE);

CREATE TABLE LUGARES_DEPTOS
        (...,
         PRIMARY KEY (NUMEROD, LUGARD),
         FOREIGN KEY (NÚMEROD) REFERENCES DEPARTAMENTO(NÚMEROD)
           ON DELETE CASCADE ON UPDATE CASCADE);
```

Figura 7.1 *(continuación)*

respectivamente), por lo regular en la forma YYYY-MM-DD. El tipo de datos TIME (hora) tiene por lo menos ocho posiciones, con los componentes HOUR, MINUTE y SECOND (hora, minuto y segundo), normalmente en la forma HH-MM-SS. La implementación de SQL deberá permitir sólo fechas y horas válidas. Además, un tipo de datos TIME (i), donde *i* es la *precisión de fracciones de segundo,* especifica *i* + 1 posiciones adicionales para TIME: una posición para un carácter separador adicional e *i* posiciones para especificar fracciones decimales de segundo. Un TIME WITH TIME ZONE (hora con huso horario) contiene seis posiciones extra para especificar el *desplazamiento* respecto al huso horario estándar universal, que está en el intervalo de +13:00 a -12:59 en unidades de HOURS:MINUTES. Si no se incluye WITH TIME ZONE, el valor por omisión es el huso horario local de la sesión SQL. Por último, un tipo de datos de marca de tiempo (TIMESTAMP) incluye los campos DATE y TIME, más un mínimo de seis posiciones para fracciones de segundo y un calificador opcional WITH TIME ZONE.

Otro tipo de datos relacionado con DATE, TIME y TIMESTAMP es INTERVAL, el cual especifica un intervalo: un *valor relativo* que puede servir para incrementar o decrementar un valor absoluto de fecha, hora o marca de tiempo. Los intervalos se califican con YEAR/MONTH (año/mes) o con DAY/TIME (día/hora) para indicar su naturaleza.

En SQL2 es posible especificar directamente el tipo de datos de cada atributo, como en la figura 7.1 (a); una alternativa es declarar un dominio y usar su nombre. Esto hace más fácil cambiar el tipo de datos de un dominio utilizado por un gran número de atributos de un esquema, y hace que este último sea más comprensible. Por ejemplo, podemos crear un dominio TIP0_NSS con la siguiente instrucción:

```
CREATE DOMAIN TIPO.NSS AS CHAR(9);
```

Podemos usar TIP0_NSS en vez de CHAR(9) en la figura 7.1 (a) para los atributos NSS y NSSSUPER de EMPLEADO, NSSGTE de DEPARTAMENTO, NSSE de TRABAJA_EN y NSSE de DEPENDIENTE. Los dominios también pueden tener especificaciones por omisión opcionales mediante una cláusula DEFAULT, como veremos cuando hablemos de los atributos.

Dado que SQL permite NULL (nulo) como valor de un atributo, se puede especificar una *restricción* NOT NULL si no se permiten valores nulos para ese atributo. Se debe especificar siempre esta restricción para los atributos de clave primaria de toda relación, así como para cualquier otro atributo cuyos valores no deban ser nulos, como se aprecia en la figura 7.1 (a). También es posible definir un *valor por omisión* para un atributo anexando la cláusula DEFAULT <valor> a la definición de un atributo. El valor por omisión se incluirá en todas las tupias nuevas si no se proporciona un valor explícito para ese atributo. La figura 7.1 (b) ilustra la especificación de un gerente por omisión para un nuevo departamento y un departamento por omisión para un nuevo empleado. Si no se especifica la cláusula DEFAULT, el valor por omisión por omisión (¡!) será NULO.

Después de las especificaciones de atributos (o columnas), podemos especificar *restricciones de tabla* adicionales, incluidas las de clave y de integridad referencial, como se ilustra en la figura 7.1(a).[1] La cláusula PRIMARY KEY especifica uno o más atributos que constituyen la clave primaria de una relación. La cláusula UNIQUE (único) especifica otras posibles claves. La integridad referencial se especifica mediante la cláusula FOREIGN KEY (clave externa).

Como vimos en la sección 6.2.4, se puede violar una restricción de integridad referencial cuando se insertan o eliminan tupias, o cuando se modifica un atributo de clave externa. El diseñador del esquema puede especificar la acción que ha de emprenderse si se viola una restricción de integridad referencial al eliminarse una tupia referida o al modificarse un valor de clave primaria referido, anexando una cláusula de *acción disparada por integridad referencial* a una restricción de clave externa. Las opciones incluyen SET NULL (poner nulo), CASCADE (propagar) y SET DEFAULT (poner por omisión). Toda opción debe calificarse con las palabras ON DELETE (al eliminar) o ON UPDATE (al modificar). Ilustramos esto con el ejemplo de la figura 7.1 (b). Aquí, el diseñador de la base de datos escogió SET NULL ON DELETE y CASCADE ON UPDATE para la clave externa NSSSUPER de EMPLEADO. Esto significa que si se *elimina* la tupia de un empleado supervisor, el valor de NSSSUPER se *pone en nulo* (es decir, se le asigna el valor NULL) en todas las tupias de EMPLEADO que hagan referencia a la tupia eliminada. Si el valor de NSS de un empleado supervisor se *modifica* (por ejemplo, porque al introducirlo se tecleó mal), el nuevo valor se *propaga* a NSSSUPER para todas las tupias de empleado que hagan referencia a la tupia de empleado modificada.

En general, la acción emprendida por el SGBD cuando se especifica SET NULL o SET DEFAULT es la misma para ON DELETE y para ON UPDATE; el valor de los atributos referentes afectados se cambia a NULL en el caso de SET NULL y al valor por omisión especificado en el caso de SET DEFAULT. La acción correspondiente a CASCADE ON DELETE es eliminar todas las tupias referentes, en tanto que la acción correspondiente a CASCADE ON UPDATE es cambiar el valor

[1] Las restricciones de clave y de integridad referencial no se incluyeron en las primeras versiones de SQL. En algunas implementaciones, las claves se especificaban implícitamente en el nivel interno mediante la orden CREATE INDEX (crear índice) (véase la Sec. 7.5).

de la clave externa al valor actualizado (nuevo) de la clave primaria en todas las tupias referentes. Es obligación del diseñador de la base de datos elegir la acción apropiada y especificarla en el DDL. Por regla general, la opción CASCADE es adecuada para relaciones de "vínculo" como TRABAJA_EN, para relaciones que representan atributos multivaluados como LUGARES_DEPTOS, y para relaciones que representan tipos de entidades débiles, como DEPENDIENTE.

La figura 7.1 (b) también ilustra la posibilidad de asignar un nombre a una restricción, después de la palabra CONSTRAINT (restricción). Los nombres de todas las restricciones dentro de un esquema en particular deben ser únicos. Los nombres de restricciones sirven para identificar una restricción dada en caso de que se le deba desechar después para sustituirla por otra restricción, como veremos en la sección 7.1.4. La asignación de nombres a las restricciones es opcional.

En la terminología de SQL; las relaciones declaradas mediante instrucciones CREATE TABLE se denominan tablas base (o relaciones base). Esto significa que el SGBD crea y almacena realmente la relación y sus tupias en un archivo. Las relaciones base se distinguen de las relaciones virtuales, creadas mediante la instrucción CREATE VIEW (crear vista, véase la Sec. 7.4), las cuales pueden corresponder o no a un archivo físico real. En SQL se considera que los atributos de una tabla base están *ordenados en la secuencia en que se especifican* en la instrucción CREATE TABLE. Sin embargo, se considera que las filas (tupias) no están ordenadas.

7.1.3 *Las órdenes* DROP SCHEMA *y* DROP TABLE

Si ya no se necesita un esquema completo, se puede usar la orden DROP SCHEMA (desechar esquema). Hay dos opciones *deforma de desechar:* CASCADE (propagar) y RESTRICT (restringir). Por ejemplo, si queremos eliminar el esquema de base de datos COMPAÑÍA y todas sus tablas, dominios y demás elementos, se utiliza la opción CASCADE como sigue:

DROP SCHEMA COMPAÑÍA CASCADE;

Si se elige la opción RESTRICT en lugar de CASCADE, el esquema se desechará sólo si no *contiene elementos;* en caso contrario, no se ejecutará la orden de desechar.

Si ya no se necesita una relación base de un esquema, podemos eliminarla junto con su definición con la orden DROP TABLE (desechar tabla). Por ejemplo, si ya no queremos manejar información sobre los dependientes de los empleados en la base de datos COMPAÑÍA de la figura 6.6, podemos deshacernos de la relación DEPENDIENTE emitiendo la orden

DROP TABLE DEPENDIENTE CASCADE;

Si se escoge la opción RESTRICT en lugar de CASCADE, la tabla se desechará sólo si no *se hace referencia a ella* en ninguna restricción (digamos, en las definiciones de clave externa de otra relación) ni en una vista (véase la Sec. 7.4). Con la opción CASCADE, todas las restricciones y vistas que hagan referencia a la tabla se desecharán automáticamente del esquema, junto con la tabla misma.

7.1.4 *La orden* ALTER TABLE

La definición de una tabla base se puede modificar mediante la orden ALTER TABLE (alterar tabla). Las posibles *acciones de alterar tablas* incluyen la adición o eliminación de una columna (atributo), la modificación de la definición de una columna y la adición o eliminación de restricciones de la tabla. Por ejemplo, si queremos añadir a la relación EMPLEADO del esquema

COMPAÑÍA un atributo para mantenernos al tanto de los puestos que tienen los empleados, podemos usar la orden

ALTER TABLE COMPAÑÍA.EMPLEADO ADD PUESTO VARCHAR(12);

Faltará introducir un valor para el nuevo atributo PUESTO de cada tupia EMPLEADO. Esto puede hacerse especificando una cláusula DEFAULT o usando la orden UPDATE (modificar, vea-, se la Sec. 7.3). Si no se especifica cláusula por omisión, el nuevo atributo tendrá NULL en todas las tupias de la relación inmediatamente después de ejecutarse la orden; por tanto, la restricción NOT NULL no *está permitida* en este caso.

Para desechar una columna, se debe elegir CASCADE o RESTRICT como comportamiento de eliminación. Si se elige CASCADE, todas las restricciones y vistas que hagan referencia a la columna se desecharán automáticamente del esquema, junto con la columna en cuestión. Si se escoge RESTRICT, la orden se ejecutará sólo si ninguna vista ni restricción hace referencia a la columna. Por ejemplo, la siguiente orden elimina el atributo DIRECCIÓN de la tabla base EMPLEADO:

ALTER TABLE COMPAÑÍA.EMPLEADO DROP DIRECCIÓN CASCADE;

También es posible alterar una definición de columna desechando una cláusula por omisión existente o definiendo una nueva clausula de este tipo. Los siguientes ejemplos ilustran la cláusula mencionada:

ALTER TABLE COMPAÑÍA.DEPARTAMENTO ALTER NSSGTE DROP DEFAULT;
ÄLTER TABLE COMPAÑÍA.DEPARTAMENTO ALTER NSSGTE SET DEFAULT "333445555";

Por último, podemos alterar las restricciones especificadas para una tabla añadiendo o desechando una restricción. Para poder desechar una restricción, es preciso haberle dado un nombre cuando fue especificada. Por ejemplo, si queremos desechar de la relación EMPLEADO la restricción llamada LLASUPEREMP de la figura 7.1 (b), escribiremos

ALTER TABLE COMPAÑÍA.EMPLEADO DROP CONSTRAINT LLASUPEREMP CASCADE;

Una vez hecho esto, podremos redefinir una restricción de reemplazo añadiendo una nueva restricción a la relación, si es necesario. Esto se especifica con la palabra reservada ADD seguida de la nueva restricción, la cual puede tener o no nombre y puede ser cualquiera de los tipos de restricciones de tablas analizados en la sección 7.1.2.

Las subsecciones anteriores proporcionaron un panorama de las órdenes para definir datos en SQL. Existen muchos otros detalles y opciones, y recomendamos al lector interesado consultar los documentos de SQL y SQL2 mencionados en las notas bibliográficas. En la próxima sección analizaremos las capacidades de consulta que tiene SQL.

12 Consultas en SQL

SQL tiene una instrucción básica para obtener información de una base de datos: la instrucción SELECT (seleccionar). Esta instrucción no tiene *que ver* con la operación SELECCIONAR del álgebra relacional que vimos en el capítulo 6. La instrucción SELECT de SQL tiene muchas opciones y matices, por lo que presentaremos sus características gradualmente. Utilizaremos consultas sencillas especificadas en términos del esquema de la figura 6.5, y nos referiremos al estado de base de datos de muestra que aparece en la figura 6.6 para ilustrar los resultados de algunas de las consultas de ejemplo.

Antes de continuar, debemos señalar una diferencia importante entre SQL y el modelo relacional formal que estudiamos en el capítulo 6: SQL permite que las tablas (relaciones) tengan dos o más tupias idénticas en todos los valores de sus atributos. Por tanto, en general, una tabla de SQL no es un *conjunto de tupias* porque los conjuntos no pueden tener dos miembros idénticos; más bien, es un **multiconjunto** (a veces llamado *bolsa)* de tupias. Algunas relaciones SQL están obligadas a ser conjuntos porque se ha declarado una restricción de clave o porque se ha usado la opción DISTINCT (distintas) con la instrucción SELECT (que describiremos más adelante en esta sección). Conviene tener presente esta distinción al analizar los ejemplos.

7.2.1 *Consultas SQL básicas*

La forma básica de la instrucción SELECT, en ocasiones denominada **transformación** (m*apping)* o **bloque** SELECT FROM WHERE, consta de las tres cláusulas SELECT, FROM (de) y WHERE (donde) y se construye así:

```
SELECT  <lista de atributos>
FROM    <lista de tablas>
WHERE   <condición>
```

donde

- <lista de atributos> es una lista de nombres de los atributos cuyos valores va a obtener la consulta.
- <lista de tablas> es una lista de los nombres de las relaciones requeridas para procesar la consulta.
- <condición> es una expresión condicional (booleana) de búsqueda para identificar las tupias que obtendrá la consulta.

Ahora ilustraremos la instrucción SELECT básica con algunos ejemplos de consultas, mismos que rotularemos con los mismos números de consulta que aparecen en los capítulos 6 y 8, a fin de facilitar las referencias cruzadas.

CONSULTA **0**

Obtener la fecha de nacimiento y la dirección del empleado cuyo nombre es 'José B. Silva'. (Esta es una consulta nueva que no apareció en el capítulo 6.)

```
CO:  SELECT   FECHAN, DIRECCIÓN
     FROM     EMPLEADO
     WHERE    NOMBREP='José' AND INIC='B' AND APELLIDO^Silva'
```

En esta consulta sólo interviene la relación EMPLEADO en la cláusula FROM. La consulta selecciona las tupias EMPLEADO que satisfagan la condición de la cláusula WHERE y luego proyecta el resultado sobre los atributos FECHAN y DIRECCIÓN listados en la cláusula SELECT. CO es similar a la expresión del álgebra relacional

$$\pi_{\text{FECHAN, DIRECCIÓN}}(\sigma_{\text{NOMBREP='José' Y INIC='B' Y APELLIDO='Silva'}}(\text{EMPLEADO}))$$

Por tanto, una consulta SQL simple con un solo nombre de relación en la cláusula FROM es similar a un par de operaciones SELECCIONAR-PROYECTAR del álgebra relacional. La cláusula SELECT de SQL especifica los *atributos de proyección* y la cláusula WHERE especifica la

condición de selección. La única diferencia es que en la consulta SQL podemos obtener tupias repetidas en el resultado, porque no se impone la restricción de que una relación sea un conjunto. La figura 7.2(a) muestra el resultado de la consulta CO con la base de datos de la figura 6.6.

CONSULTA 1

Obtener el nombre y la dirección de todos los empleados que pertenecen al departamento 'Investigación'.

```
C1:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO, DIRECCIÓN
     FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
     WHERE    NOMBRED=Investigac¡ón' AND NÚMEROD=ND
```

;)

FECHAN	DIRECCION
09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX

(b)

NOMBREP	APELLIDO	DIRECCIÓN
José	Silva	Fresnos 731, Higueras, MX
Federico	Vizcarra	Valle 638, Higueras, MX
Ramón	Nieto	Espiga 975, Heras, MX
Josefa	Esparza	Rosas 5631, Higueras, MX

(0

NÚMEROP	NÚMD	APELLIDO	DIRECCIÓN	FECHAN
10	4	Valdés	Bravo 291, Belén, MX	20-JUN-31
30	4	Valdés	Bravo 291, Belén, MX	20-JUN-31

ENOMBREP	E.APELLIDO	S.NOMBREP	S.APELLIDO
José	Silva	Federico	Vizcarra
Federico	Vizcarra	Jaime	Botello
Alicia	Zapata	Jazmín	Váldes
Jazmín	Valdés	Jaime	Botello
Ramón	Nieto	Federico	Vizcarra
Josefa	Esparza	Federico	Vizcarra
Ahmed	Jabbar	Jazmín	Valdés

(e)

NSS
123456789
333445555
999887777
987654321
666884444
453453453
987987987
888665555

(f)

NSS	NOMBRED
123456789	Investigación
333445555	Investigación
999887777	Investigación
987654321	Investigación
666884444	Investigación
453453453	Investigación
987987987	Investigación
888665555	Investigación
123456789	Administración
333445555	Administración
999887777	Administración
987654321	Administración
666884444	Administración
453453453	Administración
987987987	Administración
888665555	Administración
123456789	Dirección
333445555	Dirección
999887777	Dirección
987654321	Dirección
666884444	Dirección
453453453	Dirección
987987987	Dirección
888665555	Dirección

NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCION	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
José	B	Silva	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX		30000	333445555	
Federico	T	Vizcarra	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX		40000	888665555	
Ramón	K	Nieto	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX		38000	333445555	
Josefa	A	Esparza	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX		25000	333445555	

Figura 7.2 Resultados de las consultas especificadas sobre la base de datos de la figura 6.6. (a) Resultado de C0. (b) Resultado de C1. (c) Resultado de C2. (d) Resultado de C8. (e) Resultado de C9. (f) Resultado de CIO. (g) Resultado de C1C.

La consulta Cl es similar a una secuencia SELECCIONAR-PROYECTAR-REUNIÓN de operaciones del álgebra relacional. Tales consultas suelen recibir el nombre de consultas de se* lección-proyección-reunión. En la cláusula WHERE de C1, la condición NOMBRED = 'Investigación' es una condición de selección y corresponde a una operación SELECCIONAR del álgebra relacional. La condición NÚMEROD = ND es una condición de reunión, y corresponde a la condición para efectuar una REUNIÓN en el álgebra relacional. El resultado de la consulta 1 puede presentarse como en la figura 7.2(b). En general, es posible especificar cualquier cantidad de condiciones de selección y reunión en una sola consulta SQL. El siguiente ejemplo es una consulta de selección-proyección-reunión con dos condiciones de reunión.

CONSULTA 2

Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', listar el número del proyecto, el número del departamento controlador y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de ese departamento.

```
C2:  SELECT   NÚMEROP, NÚMD, APELLIDO, DIRECCIÓN, FECHAN
     FROM     PROYECTO, DEPARTAMENTO, EMPLEADO
     WHERE    NÚMD=NÚMEROD AND NSSGTE=NSS AND
              LUGARP='Santiago'
```

La condición de reunión NÚMD = NÚMEROD relaciona un proyecto con su departamento controlador, en tanto que la condición de reunión NSSGTE = NSS relaciona el departamento controlador con el empleado que lo dirige. El resultado de la consulta C2 se muestra en la figura 7.2(c).

7.2.2 *Manejo de nombres de atributos ambiguos y empleo de seudónimos*

En SQL se puede usar el mismo nombre para dos (o más) atributos siempre que éstos pertenezcan a *diferentes relaciones*. Si tal es el caso, y una consulta hace referencia a dos o más atributos del mismo nombre, es preciso calificar el nombre del atributo con el nombre de la relación, a fin de evitar la ambigüedad. Esto se hace *anteponiendo* el nombre de la relación al nombre del atributo y separando los dos con un punto. A fin de ilustrar lo anterior, supongamos que en las figuras 6.5 y 6.6 los atributos ND y APELLIDO de la relación EMPLEADO se llaman NÚMEROD y NOMBRE y que el atributo NOMBRED de DEPARTAMENTO también se llama NOMBRE; entonces, para evitar la ambigüedad, la consulta C l se reformularía como se muestra en C I A. Debemos calificar los atributos NOMBRE y NÚMEROD en C I A para indicar a cuáles nos referimos, porque en ambas relaciones se usan los mismos nombres:

```
C1A: SELECT   NOMBREP, EMPLEADO.NOMBRE, DIRECCIÓN
     FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
     WHERE DEPARTAMENTO.NOMBRE='Investigación' AND
           DEPARTAMENTO.NÚMEROD=EMPLEADO.NÚMEROD
```

También puede haber ambigüedad en consultas que hagan referencia dos veces a la misma relación, como en el siguiente ejemplo. Esta consulta no apareció en el capítulo 6, así que le daremos el número 8 para distinguirla de las consultas 1 a 7 de la sección 6.7.

CONSULTA 8

Para cada empleado, obtener su nombre de pila y apellido y el nombre de pila y apellido de su supervisor inmediato.


```
C8-  SELECT   E.NOMBREP, E.APELLIDO, S.NOMBREP, S.APELLIDO
     FROM     EMPLEADO E, EMPLEADO S
     WHERE    E.NSSSUPER=S.NSS
```

En este caso, podemos declarar los nombres de relación alternativos E y S, llamados seudónimos, para la relación EMPLEADO. El seudónimo puede seguir directamente al nombre de la relación, como en C8, o puede ir después de la palabra reservada AS (como); por ejemplo, EMPLEADO AS E. También es posible cambiar los nombres de los atributos de la relación dentro de la consulta asignándoles seudónimos; por ejemplo, si escribimos

EMPLEADO AS E(NP, IN, AP, NSS, FN, DIR, SEX, SAL, NSSS, ND)

en la cláusula FROM. NP se convierte en seudónimo de NOMBREP, IN de INIC, AP de APELLIDO, y así sucesivamente. En C8, podemos pensar que E y S son dos *copias distintas* de la relación EMPLEADO; la primera, E, representa empleados en el papel de supervisados, y la segunda, S, representa empleados en el papel de supervisores. Luego, podemos aplicar una REUNIÓN a las dos copias. Desde luego, en realidad sólo hay *una* relación EMPLEADO, y la condición de reunión reúne la relación consigo misma encontrando las tupias que satisfacen la condición de reunión E.NSSSUPER = S.NSS. Observe que éste es un ejemplo de consulta recursiva de un nivel, como las que vimos en la sección 6.6.2. Al igual que en el álgebra relacional, *no podemos* especificar una consulta recursiva general, con un número desconocido de niveles, en un solo enunciado en SQL.

El resultado de la consulta C8 se muestra en la figura 7.2(d). Siempre que se asignen uno o más seudónimos a una relación, podremos usar esos nombres para representar diferentes referencias a esa relación. Esto permite hacer múltiples referencias a la misma relación. Adviértase que, si queremos hacerlo, podemos usar este mecanismo de seudónimos en cualquier consulta SQL, aunque no necesitemos hacer referencia más de una vez a la misma relación. Por ejemplo, podríamos especificar la consulta C I A como se ve en C1B con el único fin de acortar los nombres de relación antepuestos a los nombres de atributos:

```
C1B: SELECT   E.NOMBREP, E.NOMBRE, E.DIRECCIÓN
     FROM     EMPLEADO E, DEPARTAMENTO D
     WHERE  D.NOMBRE='Investigación' AND D.NÚMEROD=E.NÚMEROD
```

723 *Cláusulas WHERE no especificadas y empleo de '*'*

Aquí examinaremos dos características más de SQL. *laomisión de la cláusulaWHERE* indica una selección de tupias incondicional; por tanto, *todas las tupias* de la relación especificada en la cláusula FROM son aceptadas y se seleccionan para el resultado de la consulta. Esto equivale a la condición WHERE TRUE, que significa *todas las filas de la tabla*. Si se especifica más de una relación en la cláusula FROM y no hay cláusula WHERE, se selecciona el PRODUCTO CRUZADO —todas *las posibles combinaciones de tupias* — de esas relaciones. Por ejemplo, la consulta 9selecciona los NSS de todos los empleados (Fig. 7.2(e)) y la consulta lOselecciona todas las combinaciones de un NSS de EMPLEADO y un NOMBRED de DEPARTAMENTO (Fig. 7.2(í)).

CONSULTAS 9 Y 10

Seleccionar todos los NSS de EMPLEADO (C9) y todas las combinaciones de NSS de EMPLEADO y NOMBRED de DEPARTAMENTO (CIO) de la base de datos.

```
C9:   SELECT   NSS
      FROM     EMPLEADO

C10:  SELECT   NSS, NOMBRED
      FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
```

Es en extremo importante especificar todas las condiciones de selección y reunión en la cláusula WHERE; si omitimos alguna de esas condiciones, el resultado puede ser una relación incorrecta y de gran tamaño. Observe que CIO es similar a una operación de PRODUCTO CRUZADO seguida de una operación PROYECTAR en el álgebra relacional. Si especificamos todos los atributos de EMPLEADO y DEPARTAMENTO en CIO, obtendremos el PRODUCTO CRUZADO.

Si queremos obtener los valores de todos los atributos de las tupias seleccionadas, no tenemos que listar los nombres de los atributos explícitamente en SQL; basta con especificar un *asterisco* (*), que significa *todos los atributos*. Por ejemplo, la consulta C1C obtiene los valores de todos los atributos de las tupias de los empleados que pertenecen al departamento 5 (Fig. 7.2(g)); la consulta C1D obtiene todos los atributos de un EMPLEADO y los atributos del DEPARTAMENTO al que pertenece, para todos los empleados del departamento Investigación', y C10A especifica el PRODUCTO CRUZADO de las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO.

```
C1C:  SELECT   *
      FROM     EMPLEADO
      WHERE    ND=5

C1D:  SELECT   *
      FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
      WHERE    NOMBRED='Investigac¡ón' AND ND=NÚMEROD

C10A: SELECT   *
      FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
```

7.2,4 *Tablas como conjuntos en SQL*

Como ya mencionamos, SQL no trata las relaciones, en general, como conjuntos; *puede haber tupias repetidas* en una relación o en el resultado de una consulta. SQL no elimina automáticamente las tupias repetidas en los resultados de las consultas, por las siguientes razones:

- La eliminación de duplicados es una operación costosa. Una forma de implementarla es ordenar las tupias primero y luego eliminar los duplicados.
- Es posible que el usuario desee ver las tupias repetidas en el resultado de una consulta.
- Cuando se aplica una función agregada (véase la Sec. 7.2.9) a tupias, en la mayoría de los casos no querremos eliminar los duplicados.

Si *lo que queremos* es eliminar las tupias repetidas del resultado de una consulta SQL, nos valdremos de la palabra reservada DISTINCT en la cláusula SELECT, para indicar que sólo deben conservarse tupias distintas en el resultado. Esto hace que el resultado de una consulta SQL sea una relación — un conjunto de tupias — de acuerdo con la definición de relación dada en el capítulo 6. Por ejemplo, la consulta 11 obtiene el salario de todos los empleados; si varios de ellos tienen el mismo salario, el valor correspondiente aparecerá varias veces en el resultado de la consulta, como se ilustra en la figura 7.3(a).

CONSULTA 11

Obtener el salario de todos los empleados.

```
C11:  SELECT   SALARIO
      FROM     EMPLEADO
```

Si sólo nos interesan los valores de salario distintos, querremos que dichos valores aparezcan sólo una vez, sin importar cuántos empleados perciban ese salario. Si usamos la palabra reservada DISTINCT como en Cl1A, lograremos nuestro objetivo; esto se ilustra en la figura 7.3 (b):

```
C11A: SELECT   DISTINCT SALARIO
      FROM     EMPLEADO
```

Algunas de las operaciones de conjuntos del álgebra relacional se han incorporado directamente en SQL. Hay una operación de unión de conjuntos (UNION), y en SQL2 hay también operaciones de diferencia de conjuntos (EXCEPT) y de intersección de conjuntos (INTERSECT). Las relaciones resultantes de estas operaciones son conjuntos de tupias; es decir, *las tupias repetidas se eliminan del resultado* (a menos que la operación vaya seguida de la palabra reservada ALL (todas)). Como las operaciones de conjuntos sólo se aplican a *relaciones compatibles con la unión,* debemos asegurarnos de que las dos relaciones a las que apliquemos la operación tengan los mismos atributos y de que éstos aparezcan en el mismo orden en ambas relaciones. El siguiente ejemplo ilustra el empleo de UNION.

CONSULTA 4

Preparar una lista con todos los números de los proyectos en los que participa un empleado de apellido 'Silva', sea como trabajador o como gerente del departamento que controla el proyecto.

```
C4:   (SELECT   NÚMEROP
       FROM     PROYECTO, DEPARTAMENTO, EMPLEADO
       WHERE    NÚMD=NÚMEROD AND NSSGTE=NSS AND APELLIDO='Silva')
       UNION
       (SELECT  NÚMEROP
       FROM     PROYECTO, TRABAJA.EN, EMPLEADO
       WHERE    NÚMEROP=NÚMP AND NSSE=NSS AND APELLIDO='S¡lva')
```

(a)

SALARIO
30000
40000
25000
43000
38000
25000
25000
55000

(b)

SALARIO
30000
40000
25000
43000
38000
55000

(c)

NOMBREP	APELLIDO

(d)

NOMBREP	APELLIDO
Jaime	Botello

Figura 7.3 Resultados de algunas otras consultas especificadas sobre la base de datos de la figura 6.6. (a) Resultado de Cl 1. (b) Resultado de C H A . (c) Resultado de C12. (d) Resultado de C14.

La primera consulta SELECT obtiene los proyectos en los que participa un 'Silva' como gerente del departamento que controla el proyecto, y la segunda obtiene los proyectos en los que participa un 'Silva' como trabajador. Observe que si varios empleados se apellidan 'Silva', se obtendrán los nombres de los proyectos en los que intervenga cualquiera de ellos. La aplicación de la operación UNION a las dos consultas SELECT da el resultado deseado.

7.2.5 *Consultas anidadas y comparaciones de conjuntos**

En algunas consultas es preciso obtener valores existentes en la base de datos para usarlos en una condición de comparación. Una forma cómoda de formular tales consultas es mediante consultas anidadas, que son consultas SELECT completas dentro de la cláusula WHERE de otra consulta, la cual se denomina consulta exterior. La consulta 4 se formula en C4 sin una consulta anidada, pero puede reformularse con consultas anidadas, como en C4A:

```
C4A:  SELECT   DISTINCT NÚMEROP
      FROM     PROYECTO
      WHERE    NÚMEROP IN   (SELECT NÚMEROP
                             FROM PROYECTO, DEPARTAMENTO,
                             EMPLEADO
                             WHERE NÚMD=NÚMEROD AND NSSGTE=NSS
                             ANDAPELLIDO=Silva')
               OR
               NÚMEROP IN   (SELECT NÚMP
                             FROM TRABAJA_EN, EMPLEADO
                             WHERE  NSSE=NSS AND APELLIDO='Silva')
```

La primera consulta anidada selecciona los números de los proyectos en que un 'Silva' participa como gerente, y la segunda selecciona los números de los proyectos en que un 'Silva' participa como trabajador. En la consulta exterior, seleccionamos una tupia PROYECTO si el valor de NÚMEROP de esa tupia está en el resultado de cualquiera de las dos consultas anidadas. El operador de comparación IN (en) compara un valor *a* con un conjunto (o multiconjunto) de valores V y produce el valor TRUE (verdadero) si *v* es uno de los elementos de V.

El operador IN también puede comparar una tupia de valores entre paréntesis con un conjunto de tupias compatibles con la unión. Por ejemplo, la consulta

```
SELECT DISTINCT NSSE
FROM TRABAJA_EN
WHERE (NÚMP, HORAS) IN (SELECT NÚMP, HORAS FROM TRABAJA_EN
                        WHERE  NSSE='123456789');
```

seleccionará los números de seguro social de todos ios empleados que trabajan para la misma combinación (horas, proyecto) en algún proyecto en el que trabaja el empleado 'José Silva' (cuyo NSS = '123456789').

Además del operador IN, podemos usar varios otros operadores de comparación para comparar un valor individual *v* (por lo regular un nombre de atributo) con un conjunto V (por lo regular una consulta anidada). El operador = ANY (o = SOME) devuelve TRUE si el valor *a* es igual a *algún valor* del conjunto V, y por tanto equivale a IN. Las palabras reservadas ANY (cualquiera) y SOME (algún) tienen el mismo significado. Otros operadores que se pueden combinar con ANY (o SOME) incluyen >, >=, <, <=, y <>. También es posible combinar la palabra reservada ALL (todas) con uno de estos operadores. Por ejemplo, la condición de

comparación (v > ALL V) devuelve TRUE si el valor *v* es mayor que *todos* los valores del conjunto V. Un ejemplo es la siguiente consulta, que devuelve los nombres de los empleados cuyo salario es mayor que el de todos los empleados del departamento 5:

```
SELECT   APELLIDO, NOMBREP
FROM     EMPLEADO
WHERE    SALARIO > ALL (SELECT SALARIO FROM EMPLEADO
                        WHERE      ND=5);
```

En general, podemos tener varios niveles de consultas anidadas. Una vez más, nos enfrentamos a posibles ambigüedades en los nombres de los atributos si hay atributos con el mismo nombre: uno en una relación listada en la cláusula FROM de la *consulta exterior* y el otro en una relación listada en la cláusula FROM de la *consulta anidada*. La regla es que una referencia a un *atributo no calificado* se refiere a la relación declarada en la consulta anidada más interior. Por ejemplo, en la cláusula SELECT y en la cláusula WHERE de la primera consulta anidada de C4A, una referencia a cualquier atributo no calificado de la relación PROYECTO se refiere a la relación PROYECTO especificada en la cláusula FROM de la consulta anidada. Si queremos referirnos a un atributo de la relación PROYECTO especificada en la consulta exterior, podemos especificar un *seudónimo* de esa relación y referirnos a él. Estas reglas son similares a las reglas de alcance (validez) para las variables de programa en un lenguaje como PASCAL, que permite anidar procedimientos y funciones. Para ilustrar la ambigüedad potencial de los nombres de atributos en las consultas anidadas, consideremos la consulta 12, cuyo resultado se muestra en la figura 7.3 (c).

CONSULTA 12

Obtener el nombre de todos los empleados que tienen un dependiente con el mismo nombre de pila y sexo que el empleado.

```
C12:  SELECT   E.NOMBREP, E.APELLIDO
      FROM     EMPLEADO E
      WHERE    E.NSSIN    (SELECT    NSSE
                           FROM       DEPENDIENTE
                           WHERE      NSSE=E.NSS AND E.NOMBREP
                                      =NOMBRE_ DEPENDIENTE AND
                                      SEXO=E.SEXO)
```

En la consulta anidada de C12, debemos calificar E.SEXO porque se refiere al atributo SEXO del EMPLEADO de la consulta exterior, y DEPENDIENTE también tiene un atributo llamado SEXO. Todas las referencias no calificadas a SEXO en la consulta anidada se refieren a SEXO de DEPENDIENTE. Sin embargo, no *tenemos que* calificar NOMBREP ni NSS porque la relación DEPENDIENTE no tiene atributos llamados NOMBREP ni NSS, así que no hay ambigüedad. Obsérvese que es necesaria la condición NSS = NSSE en la cláusula WHERE de la consulta anidada; sin esta condición, seleccionaríamos los empleados cuyo nombre de pila y sexo coincidieran con los de *cualquier* dependiente, sea que dependiera de ese empleado en particular o no.

Siempre que una condición en la cláusula WHERE de una consulta anidada hace referencia a un atributo de una relación declarada en la consulta exterior, se dice que las dos consultas están correlacionadas. Podemos entender mejor qué es una consulta correlacionada si consideramos que la *consulta anidada se evalúa una sola vez para cada tupia (o combinación de tupias) en la consulta exterior*. Por ejemplo, podemos visualizar C12 como sigue: para *cada* tupia EMPLEADO, evaluar la consulta anidada, que obtiene los valores de NSSE de todas las tupias DEPENDIENTE con los mismos números de seguro social, sexo y nombre de pila

que la tupia EMPLEADO; si el valor de NSS de la tupia EMPLEADO está en el resultado de la consulta anidada, entonces seleccionar esa tupia EMPLEADO.

En general, una consulta escrita con bloques SELECT... FROM... WHERE anidados y que emplee los operadores de comparación = o IN *siempre* puede expresarse como una consulta de un solo bloque. Por ejemplo, C12 puede escribirse como en C12A:

```
C12A:  SELECT   E.NOMBREP, E.APELLIDO
       FROM     EMPLEADO E, DEPENDIENTE D
       WHERE    E.NSS=D.NSSE AND E.SEXO=D.SEXO AND
                E.NOMBREP=D.NOMBRE_DEPENDIENTE
```

La implementación original de SQL en SYSTEM R tenía además un operador de comparación CONTAINS (contiene), que servía para comparar dos conjuntos. Este operador se eliminó posteriormente del lenguaje, tal vez debido a la dificultad para implementarlo de manera eficiente. La mayoría de las implementaciones comerciales de SQL *no* cuentan con dicho operador, el cual compara dos conjuntos de valores y devuelve TRUE si un conjunto contiene todos los valores del otro. La consulta 3 ilustra el empleo del operador CONTAINS.

CONSULTA 3

Obtener el nombre de todos los empleados que trabajan en *todos* los proyectos controlados por el departamento número 5.

```
C3:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO
     FROM     EMPLEADO
     WHERE    ((SELECT    NÚMP
               FROM        TRABAJA_EN
               WHERE       NSS=NSSE)
               CONTAINS
               (SELECT     NÚMEROP
               FROM        PROYECTO
               WHERE       NÚMD=5))
```

En C3, la segunda consulta anidada (que no está correlacionada con la exterior) obtiene los números de todos los proyectos controlados por el departamento 5. Para *cada* tupia de empleado, la primera consulta anidada (que sí está correlacionada) obtiene los números de los proyectos en los que trabaja el empleado; si éstos contienen los números de todos los proyectos controlados por el departamento 5, se seleccionará la tupia del empleado y se obtendrá el nombre de ese empleado. Obsérvese que la función del operador de comparación CONTAINS es similar a la operación DIVISIÓN del álgebra relacional, descrita en la sección 6.5.7.

7.2.6 *Las funciones EXISTS y VMQVE en* SQL*

A continuación estudiaremos una función de SQL, llamada EXISTS, que sirve para comprobar si el resultado de una consulta anidada correlacionada está vacío (no contiene tupias). Ilustraremos el empleo de EXISTS — y también de NOT EXISTS — con algunos ejemplos. Primero, formularemos la consulta C12 de una forma alternativa empleando EXISTS. Esto se ilustra enC12B:


```
C12B:  SELECT   E.NOMBREP, E.APELLIDO
       FROM     EMPLEADO E
       WHERE    EXISTS    (SELECT   *
                          FROM      DEPENDIENTE
                          WHERE     E.NSS=NSSE AND SEXO=E.SEXO
                                    AND E.NOMBREP= NOMBRE.
                                    DEPENDIENTE)
```

EXISTS y NOT EXISTS casi siempre se usan junto con una consulta anidada correlacionada. En C12B, la consulta anidada hace referencia a los atributos NSS, NOMBREP y SEXO de la relación EMPLEADO en la consulta exterior. Podemos visualizar la consulta C12B así: para cada tupia EMPLEADO, evaluar la consulta anidada, que devuelve todas las tupias DEPENDIENTE con los mismos número de seguro social, sexo y nombre de pila que la tupia EMPLEADO; si existe por lo menos una tupia en el resultado de la consulta anidada, seleccionar esa tupia EMPLEADO. En general, EXISTS(Q) devuelve TRUE si hay *por lo menos una tupia* en el resultado de la consulta Q, y devuelve FALSE en caso contrario; NOT EXISTS (Q) devuelve TRUE si *no hay tupias* en el resultado de la consulta Q, y devuelve FALSE en caso contrario. A continuación, ilustramos el empleo de NOT EXISTS.

CONSULTA 6

Obtener los nombres de los empleados que no tienen dependientes.

```
C6:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO
     FROM     EMPLEADO
     WHERE    NOT EXISTS    (SELECT
                            FROM      DEPENDIENTE
                            WHERE     NSS=NSSE)
```

En C6, la consulta anidada correlacionada obtiene todas las tupias DEPENDIENTE relacionadas con una tupia EMPLEADO. Sino *existe ninguna,* se selecciona la tupia EMPLEADO. Podemos entender mejor la consulta si la visualizamos así: para *cada* tupia EMPLEADO, la consulta anidada selecciona todas las tupias DEPENDIENTE cuyos valores de NSSE coincidan con el valor de NSS de EMPLEADO; si el resultado de la consulta anidada está vacío, significa que no hay dependientes relacionados con el empleado, así que seleccionamos esa tupia EMPLEADO y devolvemos su NOMBREP y APELLIDO. Existe otra función de SQL, UNIQUE(Q), que devuelve TRUE si no hay tupias repetidas en el resultado de la consulta Q; en caso contrario, devuelve FALSE.

CONSULTA 7

Listar los nombres de los gerentes que tienen por lo menos un dependiente.

```
C7:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO
     FROM     EMPLEADO
     WHERE    EXISTS    (SELECT
                        FROM      DEPENDIENTE
                        WHERE     NSS=NSSE)
              AND
              EXISTS    (SELECT
                        FROM      DEPARTAMENTO
                        WHERE     NSS=NSSGTE)
```

En C7 se muestra una forma de escribir esta consulta, ahí especificamos dos consultas anidadas correlacionadas: la primera selecciona todas las tupias DEPENDIENTE relacionadas

con un EMPLEADO, y la segunda selecciona todas las tupias DEPARTAMENTO dirigidas por el EMPLEADO. Si existen por lo menos una de las primeras y por lo menos una de las segundas, seleccionaremos la tupia EMPLEADO y devolveremos sus valores de NOMBREP y APELLIDO. ¿Puede el lector reescribir esta consulta con una sola consulta anidada o con ninguna?

La consulta 3, con la que ilustramos el operador de comparación CONTAINS, se puede expresar usando EXISTS y NOT EXISTS en los sistemas SQL que *no tengan el operador* ***COmAlhss.*** Mostramos la forma de hacerlo en la consulta C3A. Observe que en C3A necesitamos dos niveles de anidamiento y que esta formulación es bastante más compleja que C3, que utilizaba el operador de comparación CONTAINS:

```
SELECT   APELLIDO, NOMBREP
FROM     EMPLEADO
WHERE    NOT EXISTS
         (SELECT *
         FROM TRABAJA EN B
         WHERE (B.NÚMPIN    (SELECT   NÚMEROP
                            FROM     PROYECTO
                            WHERE    NÚMD=5))

                AND
                NOT EXISTS  (SELECT   *
                            FROM     TRABAJA EN C
                            WHERE    C.NSSE=NSS
                                     ANDC.NÚMP=B.NÚMP))
```

En C3A, la consulta anidada exterior selecciona todas las tupias TRABAJA_EN (B) cuyo NÚMP sea el de un proyecto controlado por el departamento 5, si *es que no* hay una tupia TRABAJA_EN (C) con el mismo NÚMP y con el mismo NSS que la tupia EMPLEADO considerada en la consulta exterior. Si no existe ninguna tupia así, seleccionamos la tupia EMPLEADO. La forma de C3A coincide con la siguiente reformulación de la consulta 3: seleccionar todos los empleados tales que no exista un proyecto controlado por el departamento 5 en el cual no trabaje el empleado.

Cabe señalar que en el álgebra relacional la consulta 3 suele expresarse empleando la operación DIVISIÓN. Además, esta consulta requiere un tipo de cuantificador que en el cálculo relacional se denomina cuantificador universal (véase la Sec. 8.1.5). El cuantificador existencial negado NOT EXISTS puede servir para expresar una consulta cuantificada universalmente, como veremos en el capítulo 8.

7.2.7 *Conjuntos explícitos y valores nulos en* SQL*

Ya hemos visto varias consultas con una consulta anidada en la cláusula WHERE. También es posible usar un conjunto explícito de valores en dicha cláusula, en vez de una consulta anidada. En SQL, los conjuntos de este tipo se encierran entre paréntesis.

CONSULTA 13

Obtener el número de seguro social de todos los empleados que trabajan en los proyectos 1, **2** o 3.

```
C13:  SELECT   DISTINCT NSSE
      FROM     TRABAJA_EN
      WHERE    NÚMP IN (1,2, 3)
```


En SQL las consultas pueden comprobar si un valor es NULL, ya sea que falte, no esté definido o no sea aplicable. Sin embargo, en vez de usar = o ¿ para comparar un atributo con NULL, SQL usa IS (es) o IS NOT (no es). La razón es que SQL considera que cada valor nulo es distinto de los demás valores nulos, por lo que la comparación de igualdad no es apropiada. De esto se sigue que, cuando se especifica una condición de búsqueda de reunión (comparación), las tupias con valores nulos en el atributo de reunión no se incluirán en el resultado (a menos que se trate de una REUNIÓN EXTERNA; véase la sección 7.**2**.8). La consulta 14 ilustra lo anterior; su resultado se muestra en la figura 7.3 (d).

CONSULTA 14

Obtener los nombres de todos los empleados que no tienen supervisores.

```
C14:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO
      FROM     EMPLEADO
      WHERE    NSSSUPER IS NULL
```

7.2.8 *Cambio de nombre de los atributos y tablas reunidas**

Es posible cambiar el nombre de cualquier atributo que aparezca en el resultado de una consulta si se añade el calificador AS seguido del nuevo nombre. Así pues, la construcción AS servirá para declarar seudónimos tanto de atributos como de relaciones. Por ejemplo, la consulta C8A muestra cómo modificar ligeramente C8 para obtener el apellido de cada empleado y de su supervisor, cambiando al mismo tiempo los nombres de los atributos resultantes a NOMBRE_EMPLEADO y NOMBRE_SUPERVISOR. Los nuevos nombres aparecerán en el resultado de la consulta como cabeceras de columnas:

```
C8A:  SELECT   E.APELLIDO AS NOMBRE_EMPLEADO, S.APELLIDO AS
               NOMBRE_SUPERVISOR
      FROM     EMPLEADO AS E, EMPLEADO AS S
      WHERE    E.NSSSUPER=S.NSS
```

El concepto de tabla reunida (o relación reunida) se incorporó a **SQL2** para que los usuarios pudieran especificar una tabla resultante de una operación de reunión *en la cláusula FROM* de una consulta. Quizá sea más fácil comprender esta construcción, en vez de mezclar todas las condiciones de selección y de reunión en la cláusula WHERE. Por ejemplo, consideremos la consulta C1, que obtiene el nombre y la dirección de todos los empleados que trabajan para el departamento de 'Investigación'. Para algunos usuarios, podría ser más fácil especificar primero la reunión de las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO, y luego seleccionar las tupias y atributos deseados. Esto puede escribirse en **SQL2** como en C1A:

```
C1A:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO, DIRECCIÓN
      FROM     (EMPLEADO JOIN DEPARTAMENTO ON ND=NÚMEROD)
      WHERE    NOMBRED='Investigación'
```

La cláusula FROM de C1A contiene una sola *tabla reunida.* Los atributos de dicha tabla son todos los atributos de la primera tabla, EMPLEADO, seguidos de todos los atributos de la segunda, DEPARTAMENTO. El concepto de tabla reunida también permite al usuario especificar diferentes tipos de reunión, como NATURAL JOIN (reunión natural) y diversos tipos de OUTER JOIN (reunión externa). En una NATURAL JOIN de dos relaciones R y S no se especifica condición de reunión; se crea una condición de (equi)reunión implícita para *cada par de atributos*

con *el mismo nombre* de R y S. Cada uno de estos pares de atributos sólo se incluye una vez en la relación resultante (véase la Sec 6.5.5).

Si los nombres de los atributos de reunión no son los mismos en las relaciones base, es posible cambiar los nombres para que coincidan y luego aplicar la reunión natural. En este caso se puede usar la construcción AS para cambiar el nombre de una relación y de todos sus atributos. Esto se ilustra en C1B, donde el nombre de la relación DEPARTAMENTO se cambia a DEPTO y los nombres de sus atributos a NOMBRED, ND (para que coincida con el nombre del atributo de reunión deseado ND de EMPLEADO), NSSG y FECHAIG. La condición de reunión implícita para esta reunión natural es EMPLEADO.ND = DEPTO.ND, porque éste es el único par de atributos con el mismo nombre:

```
C1B:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO, DIRECCIÓN
      FROM     (EMPLEADO NATURAL JOIN (DEPARTAMENTO AS DEPTO
               (NOMBRED, ND, NSSG, FECHAIG)))
      WHERE    NOMBRED='InvestigaciórT
```

En una tabla reunida, el tipo de reunión por omisión es la reunión **interna,** en la que sólo se incluye una tupia en el resultado si existe una tupia que coincida con una de la otra relación. Por ejemplo, en la consulta C8A, sólo aparecen en el resultado los empleados que tienen un *supervisor;* si una tupia EMPLEADO tiene NULL como valor de NSSSUPER quedará excluida. Si el usuario requiere la inclusión de todos los empleados, deberá usar una reunión externa explícita (véase la Sec. 6.6.3). En SQL2 esto se maneja especificando explícitamente la reunión externa en una tabla reunida, como se ilustra en C8B:

```
C8B:  SELECT   E.APELLIDO AS NOMBRE_EMPLEADO, S.APELLIDO AS
               NOMBRE_SUPERVISOR
      FROM     (EMPLEADO E LEFT OUTER JOIN EMPLEADO S ON
               E.NSSSUPER=S.NSS)
```

Las opciones disponibles para especificar tablas reunidas en SQL2 son INNER JOIN (reunión interna, equivalente a JOIN), LEFT OUTER JOIN (reunión externa izquierda), RIGHT OUTER JOIN (reunión externa derecha) y FULL OUTER JOIN (reunión externa completa). En las últimas tres puede omitirse la palabra OUTER. También es posible *anidar* las especificaciones de reunión; es decir, una de las tablas de una reunión puede ser ella misma una tabla reunida. Esto se ilustra en C2A, que es una forma diferente de especificar la consulta C2, ahora con el concepto de tabla reunida:

```
C2A:  SELECT   NÚMEROP, NÚMD, APELLIDO, DIRECCIÓN, FECHAN
      FROM     ((PROYECTO JOIN DEPARTAMENTO ON NÚMD=NÚMEROD) JOIN
               EMPLEADO ON NSSGTE=NSS)
      WHERE    LUGARP='Santiago'
```

7.2.9 *Funciones agregadas y agrupación**

En la sección 6.6.1 presentamos el concepto de función agregada como una operación relacional. Como la agrupación y la agregación son necesarios en muchas aplicaciones de bases de datos, SQL cuenta con características que incorporan estos conceptos. La primera de ellas es una serie de funciones integradas: COUNT (cuenta), SUM (suma), MAX (máximo), MIN (mínimo) y AVG (promedio). La función COUNT devuelve el número de tupias o valores especificados en una consulta. Las funciones SUM, MAX, MIN y AVG se aplican a un conjunto o multiconjunto de valores numéricos y devuelven, respectivamente, la suma, el valor máximo, el valor mínimo y el promedio (la media) de esos valores. Estas funciones se pueden usar en la cláusula SELECT o en una cláusula HAVING (que pronto presentaremos). Ilustraremos el empleo de estas funciones con algunos ejemplos de consultas.

CONSULTA 15
Obtener la suma de los salarios de todos los empleados, el salario máximo, el salario mínimo y el salario medio.

```
C15:  SELECT   SUM (SALARIO), MAX (SALARIO), MIN (SALARIO),
               AVG (SALARIO)
      FROM     EMPLEADO
```

Si queremos obtener los valores de las funciones anteriores para los empleados de un departamento específico —digamos, el departamento Investigación'— podemos escribir la consulta 16, donde la cláusula WHERE restringe las tupias EMPLEADO a los empleados que trabajan para el departamento 'Investigación'.

CONSULTA 16
Hallar la suma de los salarios de todos los empleados del departamento 'Investigación', así como el salario máximo, el mínimo y el medio en dicho departamento.

```
C16:  SELECT   SUM (SALARIO), MAX (SALARIO), MIN (SALARIO),
               AVG (SALARIO)
      FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
      WHERE    ND=NÚMEROD AND NOMBRED='Investigación'
```

CONSULTAS 17 Y 18
Obtener el total de empleados de la compañía (C17) y el número de empleados del departamento 'Investigación' (C18).

```
C17:  SELECT   COUNT (*)
      FROM     EMPLEADO

C18:  SELECT   COUNTO
      FROM     EMPLEADO, DEPARTAMENTO
      WHERE    ND=NÚMEROD AND NOMBRED='Investigación'
```

Aquí el asterisco (*) se refiere a las *filas* (tupias), así que COUNT (*) devuelve el número de filas en el resultado de la consulta. También podemos usar la función COUNT para contar los valores de una columna en vez de las tupias, como en el siguiente ejemplo.

- **CONSULTA 19**
  Contar el número de valores de salario distintos de la base de datos.

```
C19:  SELECT   COUNT (DISTINCT SALARIO)
      FROM     EMPLEADO
```

Hay que ver que, si escribimos COUNT(SALARIO) en vez de C0UNT(DISTINCT SALARIO) en C19, obtendremos el mismo resultado que conCOUNT(*), porque no se eliminarán los duplicados. Los ejemplos anteriores muestran cómo aplicar funciones para obtener un valor sinóptico de la base de datos. En algunos casos puede ser que necesitemos funciones para seleccionar tupias específicas. En tales casos especificaremos una consulta anidada correlacionada con la función deseada, y usaremos esa consulta en la cláusula WHERE de una consulta exterior. Por ejemplo, para obtener los nombres de todos los empleados que tienen dos o más dependientes (consulta 5), podemos escribir

```
C5:  SELECT   APELLIDO, NOMBREP
     FROM     EMPLEADO
     WHERE    (SELECT   COUNT (*)
               FROM     DEPENDIENTE
               WHERE    NSS=NSSE) > 2
```

La consulta anidada correlacionada cuenta el número de dependientes que tiene cada empleado; si este número es mayor o igual que 2, se seleccionará la tupia del empleado.

En muchos casos nos interesará aplicar las funciones agregadas a *subgrupos de tupias de una relación,* con base en los valores de algunos atributos. Tal sería la situación si quisiéramos conocer el salario medio de los empleados de cada departamento o el número de empleados que trabajan en cada proyecto. En estos casos necesitamos agrupar las tupias que tienen el mismo valor para ciertos atributos, los llamados atributos de agrupación, y aplicar la función de manera independiente a cada uno de esos grupos. SQL cuenta con una cláusula GROUP BY (agrupar por) para este fin. La cláusula GROUP BY especifica los atributos de agrupación, que *también deberán aparecer en la cláusula SELECT,* para que el valor que resulte de aplicar cada función a un grupo de tupias aparezca junto con el valor de los atributos de agrupación.

CONSULTA 20

Para cada departamento, obtener el número de departamento, el número de empleados del departamento y su salario medio.

```
C20:  SELECT     ND, COUNT (*), AVG (SALARIO)
      FROM       EMPLEADO
      GROUP BY   ND
```

En C20 las tupias EMPLEADO se dividen en grupos, y cada uno de ellos tiene el mismo valor en el atributo de agrupación ND. Las funciones COUNT y AVG se aplican a cada uno de los grupos de tupias. Observe que la cláusula SELECT sólo incluye el atributo de agrupación y las funciones que han de aplicarse a cada grupo de tupias. La figura 7.4(a) ilustra el funcionamiento de la agrupación en C20, y también muestra el resultado de é&tIL

CONSULTA 21

Para cada proyecto, obtener el número y el nombre del proyecto, así como el número de empleados que trabajan en él.

```
C21:  SELECT     NÚMEROP, NOMBREPR, COUNT (*)
      FROM       PROYECTO, TRABAJA_EN
      WHERE      NÚMEROP=NÚMP
      GROUP BY   NÚMEROP, NOMBREPR
```


NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	. . .	SALARIO	NSSSUPER	ND
José	B	Silva	123456789		30000	333445555	5
Federico	T	Vizcarraga	333445555		40000	888665555	5
Ramón	K	Nieto	666884444		38000	333445555	5
Josefa	A	Esparza	453453453		25000	333445555	5
Alicia	J	Zapata	999887777		25000	987654321	4
Jazmín	S	Valdés	987654321		43000	888665555	4
Ahmed	V	Jabbar	987987987		25000	987654321	4
Jaime	E	Botello	888665555		55000	nulo	1

Agrupación de tupias EMPLEADO por el valor de ND.

ND	COUNTf)	AVG (SALARIO)
5	4	33250
4	3	31000
1	1	55000

Resultado de C20.

NOMBREPR	NÚMEROP		NSSE	NÚMP	HORAS
ProductoX	1		123456789	1	32.5
ProductoX	1		453453453	1	20.0
ProductoY	2		123456789	2	7.5
ProductoY	2		453453453	2	20.0
ProductoY	2		333445555	2	10.0
ProductoZ	3		666884444	3	40.0
ProductoZ	3		333445555	3	10.0
Automatización	10		333445555	10	10.0
Automatización	10		999887777	10	10.0
Automatización	10		987987987	10	35.0
Reorganización	20		333445555	20	10.0
Reorganización	20		987654321	20	15.0
Reorganización	20		888665555	20	nulo
Nuevasprestaciones	30		987987987	30	5.0
Nuevasprestaciones	30		987654321	30	20.0
Nuevasprestaciones	30		999887777	30	30.0

La condición HAVING de C22 no selecciona estos grupos.

Después de aplicar la cláusula WHERE pero antes de aplicar HAVING.

NOMBREPR	NUMEROP		NSSE	NÚMP	HORAS
ProductoY	2		123456789	2	7.5
ProductoY	2		453453453	2	20.0
ProductoY	2		333445555	2	10.0
Automatización	10	. . .	333445555	10	10.0
Automatización	10		999887777	10	10.0
Automatización	10		987987987	10	35.0
Reorganización	20		333445555	20	10.0
Reorganización	20		987654321	20	15.0
Reorganización	20		888665555	20	nulo
Nuevasprestaciones	30		987987987	30	5.0
Nuevasprestaciones	30		987654321	30	20.0
Nuevasprestaciones	30		999887777	30	30.0

Después de aplicar la condición de la cláusula HAVING.

NOMBREPR	COUNTO
ProductoY	3
Automatización	3
Reorganización	3
Nuevasprestaciones	3

Resultado de C22 (no se muestra NÚMEROP).

Figura 7.4 Resultados de GROUP BY y HAVING. (a) Resultados de la consulta 20. (b) Resultados de la consulta 22.

C21 muestra cómo podemos usar una condición de reunión junto con GROUP BY. En este caso, la agrupación y las funciones se aplican *después* de la reunión de las dos relaciones. Habrá veces en que querremos obtener los valores de estas funciones sólo para *grupos*

que satisfagan ciertas condiciones. Por ejemplo, suponga que se desea modificar la consulta 21 de modo que sólo aparezcan en el resultado los proyectos que tengan más de dos empleados. Para este fin SQL cuenta con una **cláusula HAVING** (que tiene), la cual puede aparecer junto con la cláusula GROUP BY. HAVING especifica una condición en términos del grupo de tupias asociado a cada valor de los atributos de agrupación; sólo los grupos que satisfagan la condición entrarán en el resultado de la consulta. Esto se ilustra con la consulta 22.

CONSULTA 22

Para cada proyecto en *el que trabajen más de dos empleados,* obtener el número y el nombre del proyecto, así como el número de empleados que trabajan en él.

```
C22:  SELECT     NÚMEROP, NOMBREPR, COUNT (*)
      FROM       PROYECTO, TRABAJA_EN
      WHERE      NÜMEROP=NÚMP
      GROUP BY   NÚMEROP, NOMBREPR
      HAVING     COUNT (*) > 2
```

Adviértase que, en tanto las condiciones de selección de la cláusula WHERE limitan las tupías a las que se aplican las funciones, la cláusula HAVING limita *grupos enteros*. La figura 7.4(b) ilustra el empleo de HAVING y presenta el resultado de C22.

CONSULTA 23

Para cada proyecto, obtener el número y el nombre del proyecto, así como el número de empleados del departamento 5 que trabajan en el proyecto.

```
C23:  SELECT     NÚMEROP, NOMBREPR, COUNT (*)
      FROM       PROYECTO, TRABAJA_EN, EMPLEADO
      WHERE      NÚMEROP=NÚMP AND NSS=NSSE AND ND=5
      GROUP BY   NÚMEROP, NOMBREPR
```

Aquí restringimos las tupias de cada grupo a las que satisfacen la condición especificada en la cláusula WHERE; a saber, que trabajan en el departamento número 5. Observe que debemos tener especial cuidado cuando se aplican dos condiciones diferentes (una a la función de la cláusula SELECT y otra a la función de la cláusula HAVING). Por ejemplo, suponga que se desea contar el número *total* de empleados cuyos salarios rebasan los $40 000 en cada departamento, pero sólo en el caso de departamentos en los que trabajen más de cinco empleados. Aquí, la condición (SALARIO > *VVOO)* se aplica sólo a la función COUNT de la cláusula SELECT. Suponga que escribimos la siguiente consulta *incorrecta:*

```
SELECT     NOMBRED, COUNT (*)
FROM       DEPARTAMENTO, EMPLEADO
WHERE      NÚMEROD=ND AND SALARIO>40000
GROUP BY   NOMBRED
HAVING     COUNT (*) > 5
```

Esto no es correcto porque seleccionará sólo los departamentos que tengan más de cinco empleados *que ganen más de $40* 000. La regla es que la cláusula WHERE se ejecuta primero, para seleccionar tupias individuales; la cláusula HAVING se aplica después, para seleccionar grupos individuales de tupias. Por tanto, las tupias ya están restringidas a los empleados que ganan más de $40 000 antes de aplicarse la función de la cláusula HAVING. Una forma de escribir la consulta correctamente es con una consulta anidada, como en la consulta 24.

CONSULTA 24

Para cada departamento que tenga más de cinco empleados, obtener el nombre del departamento y el número de empleados que ganan más de $40 000.

```
C24:  SELECT     NOMBRED, COUNT (*)
      FROM       DEPARTAMENTO, EMPLEADO
      WHERE      NÚMEROD=ND AND SALARIO>40000 AND
                 ND IN    (SELECT    ND
                           FROM       EMPLEADO
                           GROUP BY   ND
                           HAVING     COUNT (*) > 5)
      GROUP BY   NOMBRED
```

7.2.10 *Comparaciones de subcadenas, operadores aritméticos y ordenación*

En esta sección estudiaremos otras tres características que tiene el SQL. La primera permite especificar condiciones de comparación de partes de una cadena de caracteres, empleando el operador de comparación **LIKE** (como). Las cadenas parciales se especifican mediante dos caracteres reservados: sustituye a un número arbitrario de caracteres, y sustituye a un solo carácter arbitrario. Por ejemplo, consideremos la siguiente consulta.

CONSULTA 25

Obtener todos los empleados cuya dirección esté en Higueras, Estado de México.

```
C25:  SELECT     NOMBREP, APELLIDO
      FROM       EMPLEADO
      WHERE      DIRECCIÓN LIKE '%Higueras, MX%'
```

Para obtener todos los empleados que nacieron en la década de 1950, podemos usar la consulta 26. Aquí, '5' debe ser el tercer carácter de la cadena (según nuestro formato de fecha), así que usamos el valor'__5_____', donde cada carácter de subrayado sirve como sustituto de un carácter arbitrario.

CONSULTA 26

Encontrar todos los empleados que nacieron en la década de 1950.

```
C26:  SELECT     NOMBREP, APELLIDO
      FROM       EMPLEADO
      WHERE      FECHAN LIKE  ' ,, 5_____'
```

Otra característica es la posibilidad de usar aritmética en las consultas. Los operadores aritméticos estándar '+', y V (para sumar, restar, multiplicar y dividir, respectivamente) se pueden aplicar a valores numéricos en una consulta. Por ejemplo, suponga que deseamos conocer el efecto de otorgar un aumento del 10% a todos los empleados que trabajan en el proyecto TroductoX'; podemos emitir la consulta 27 para ver cuáles serían sus salarios.

CONSULTA 27

Mostrar los salarios resultantes si cada empleado que trabaja en el proyecto TroductoX' recibe un aumento del 10%.

```
C27:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO, 1.1'SALARIO
      FROM     EMPLEADO, TRABAJA_EN, PROYECTO
      WHERE    NSS=NSSE AND NÚMP=NÚMEROP AND NOMBREPR
               ='ProductoX'
```

En el caso de tipos de datos de cadena, podemos usar el operador de concatenación | | fen una consulta para anexar un valor de cadena a otro. En el caso de tipos de datos de fecha, hora, marca de tiempo e intervalo, los operadores incluyen el incremento ('+') o decremento ('-') de una fecha, hora o marca de tiempo en un intervalo compatible con el tipo. Además podemos especificar un valor de intervalo como la diferencia entre dos valores de fecha, hora o marca de tiempo.

Por último, SQL permite al usuario ordenar las tupias del resultado de una consulta según los valores de uno o más atributos, empleando la cláusula ORDER BY (ordenar por). Por ejemplo, suponga que deseamos obtener una lista de los empleados y los proyectos en los que trabajan, pero queremos que esté ordenada según los departamentos a los que pertenecen los empleados, con los nombres de éstos ordenados alfabéticamente dentro de cada departamento:

CONSULTA 28

Obtener una lista de empleados y de los proyectos en los que trabajan, ordenados por departamento y, dentro de cada departamento, alfabéticamente por apellido y nombre.

```
C28:  SELECT     NOMBRED, APELLIDO, NOMBREP, NOMBREPR
      FROM       DEPARTAMENTO, EMPLEADO, TRABAJA_EN, PROYECTO
      WHERE      NÚMEROD=ND AND NSS=NSSE AND NÚMP=NÚMEROP
      ORDER BY   NOMBRED, APELLIDO, NOMBREP
```

El orden por omisión es el ascendente. Podemos incluir la palabra reservada DESC si queremos que los valores queden en orden descendente. La palabra reservada ASC sirve para especificar explícitamente el orden ascendente. Si queremos que nuestra lista esté en orden descendente por NOMBRED y en orden ascendente por APELLIDO, NOMBREP, la cláusula ORDER BY de C 2 8 se convertirá en

```
ORDER BY NOMBRED DESC, APELLIDO ASC, NOMBREP ASC
```

7.2.11 *Análisis*

Una consulta en SQL puede constar de un máximo de seis cláusulas, pero sólo son obligatorias las dos primeras, SELECT y FROM. Las cláusulas se especifican en el siguiente orden (las que están entre corchetes son opcionales):

SELECT <lista de atributos>
FROM <lista de tablas>
[WHERE <condición>]
[GROUP BY <atributo(s) de agrupación>]
[HAVING <condición de agrupación>]
[ORDER BY <lista de atributos>]

La cláusula SELECT indica qué atributos o funciones se van a obtener. La cláusula FROM especifica todas las relaciones que se necesitan en la consulta, incluidas las relaciones reunidas, pero no las que se requieren en consultas anidadas. La cláusula WHERE especifica las condiciones para seleccionar tupias de esas relaciones. GROUP BY especifica atributos de agrupación, en tanto que HAVING especifica una condición que deben cumplir los grupos seleccionados, no las tupias individuales. Las funciones agregadas integradas COUNT, SUM, MIN, MAX y AVG se usan junto con la agrupación. Por último, ORDER BY especifica un orden para presentar el resultado de una consulta.

Las consultas se evalúan aplicando primero la cláusula FROM, seguida de la cláusula WHERE, y luego GROUP BY y HAVING. Si no se especifica ninguna de las últimas tres cláusulas, (GROUP BY, HAVING, ORDER BY), podemos *considerar* que la consulta se ejecuta de la siguiente manera: para *cada combinación de tupias* —una de cada una de las relaciones especificadas en la cláusula FROM– evaluar la cláusula WHERE; si el resultado es TRUE, colocar en el resultado de la consulta los valores de los atributos de esta combinación de tupias que están especificados en la cláusula SELECT. Desde luego, ésta no es una forma eficiente de implementar la consulta, y cada SGBD tiene rutinas especiales de optimización de consultas para elegir un plan de ejecución. En el capítulo 16 estudiaremos el procesamiento y la optimización de consultas.

En general, hay muchas maneras de especificar la misma consulta en SQL. Esta flexibilidad ofrece ventajas y desventajas. La principal ventaja es que el usuario puede escoger la técnica que le resulte más cómoda para especificar una consulta. Por ejemplo, muchas consultas pueden especificarse con condiciones de reunión en la cláusula WHERE, o con relaciones reunidas en la cláusula FROM, o con alguna forma de consultas anidadas y el operador de comparación IN. Algunos usuarios tal vez se sientan más cómodos con un enfoque, y otros quizá prefieran uno distinto. Desde el punto de vista del programador y de la optimización de consultas del sistema, en general es preferible escribir las consultas con el mínimo de anidamiento y de ordenamiento implícito que sea posible.

La desventaja de contar con muchas formas de especificar la misma consulta es que ello puede confundir al usuario, quien tal vez no sabrá cuál técnica usar para especificar ciertos tipos de consultas.

Otro problema es que puede ser más eficiente ejecutar una consulta especificada de una manera que ejecutar la misma consulta especificada de otro modo. En condiciones ideales, esto no debe ocurrir: el SGBD deberá procesar la misma consulta de la misma manera, sin importar cómo se haya especificado. Sin embargo, en la práctica esto es muy difícil, pues cada SGBD tiene distintos métodos para procesar consultas especificadas de diferentes maneras. Una carga adicional para el usuario es tener que determinar cuál de las especificaciones alternativas es la más eficiente. En condiciones ideales, el usuario sólo debería preocuparse por especificar la consulta correctamente; toca al SGBD ejecutarla de manera eficiente. En la práctica, empero, es mejor que el usuario esté consciente de cuáles tipos de construcciones de consulta tienen un costo de procesamiento más elevado que otros. Por ejemplo, una condición de reunión especificada en términos de campos para los cuales no existen índices (véase la Sec. 7.5) puede ser bastante costosa si se especifica para dos relaciones grandes; por tanto, el usuario debería crear los índices apropiados *antes* de especificar una consulta así.

73 Instrucciones de actualización en SQL

Podemos usar tres órdenes en SQL para actualizar la base de datos: INSERT (insertar), DELETE (eliminar) y UPDATE (modificar). Analizaremos estas órdenes una por una.

7.3.1 *La orden* INSERT

En su forma más simple, INSERT sirve para añadir una sola tupia a una relación. Debemos especificar el nombre de la relación y una lista de valores para la tupia. Los valores deberán listarse en *tlmismo orden* en que se especificaron los atributos correspondientes en la instrucción CREATE TABLE. Por ejemplo, si queremos añadir una nueva tupia a la relación EMPLEADO que se muestra en la figura 6.5 y que se especificó en la instrucción CREATE TABLE EMPLEADO de la figura 7.1, podemos usar A 1 :

```
A1:  INSERT INTO  EMPLEADO
     VALUES       ('Ricardo', 'C, 'Martínez', '653298653', '30-DIC-52',
                   'Olmo 98, Cedros, MX', M, 37000, '987654321', 4)
```

Una segunda forma de la instrucción INSERT permite al usuario especificar explícitamente nombres de atributos que correspondan a los valores de la orden INSERT. En este caso, los atributos con valores NULL o DEFAULT se pueden *omitir*. Por ejemplo, si queremos introducir una tupia para un nuevo empleado del cual sólo conocemos los atributos NOMBREP, APELLIDO y NSS, podemos usar A1A:

```
A1A: INSERT INTO  EMPLEADO (NOMBREP, APELLIDO, NSS)
     VALUES       ('Ricardo', 'Martínez', '653298653')
```

Los atributos no especificados en A 1A reciben el valor por omisión o NULL, y los valores se listan en el mismo orden *en que aparecen los atributos en la instrucción ¡NSERT misma*. También es posible insertar en una relación *varias tupias* separadas por comas en una sola instrucción INSERT. Los valores de atributos que forman cada tupia se encierran entre paréntesis.

Un SGBD con una implementación total de SQL2 deberá manejar e imponer todas las restricciones de integridad que se pueden especificar en el DDL. Sin embargo, algunos SGBD no manejan todas las restricciones, con el fin de mantener la eficiencia del SGBD o debido a la complejidad de imponerlas todas. En un sistema que no maneje alguna restricción — digamos, la integridad referencial — los usuarios o programadores deberán imponerla. Por ejemplo, si emitimos la orden de A2 con la base de datos de la figura 6.6, un SGBD que no maneje la integridad referencial efectuará la inserción aunque no exista en la base de datos ninguna tupia DEPARTAMENTO con NÚMEROD = 2. Es el usuario el que debe asegurarse de que no se violen tales restricciones no verificadas. Sin embargo, el SGBD debe implementar comprobaciones para hacer cumplir todas las restricciones de integridad de SQL *que sí maneje*. Un SGBD que imponga NOT NULL rechazará una orden INSERT en la que un atributo declarado NOT NULL carezca de un valor; por ejemplo, A 2 A sería *rechazada* porque no se proporciona un valor de NSS:

```
A2:  INSERT INTO  EMPLEADO (NOMBREP, APELLIDO, NSS, ND)
     VALUES       ('Roberto', 'Huerta', '980760540', 2)

A2A: INSERT INTO  EMPLEADO (NOMBREP, APELLIDO, ND) (* actualización
                  rechazada *)
     VALUES       ('Roberto', 'Huerta', 2)
```

Una variación de la instrucción INSERT inserta múltiples tupias en una relación al tiempo que crea la relación y la carga con el *resultado de una consulta*. Por ejemplo, para crear una tabla temporal con los nombres y el número de los empleados, así como el total de salarios de cada departamento, escribimos las instrucciones de A 3 A y A3B:


```
A3 A: CREATE TABLE  INFO_DEPTOS (NOMBRE_DEPTO VARCHAR(15),
                                 NÚM_DE_EMPS  INTEGER,
                                 SAL_TOTAL    INTEGER);

A3B:  INSERT INTO   INFO_DEPTOS (NOMBRE_DEPTO, NÚM_DE_EMPS,
                    SAL_TOTAL)
                    SELECT   NOMBRED, COUNT (*), SUM (SALARIO)
                    FROM     DEPARTAMENTO, EMPLEADO
                    WHERE    NÚMEROD=ND
                    GROUP BY NOMBRED;
```

A 3 A creará la tabla INFO_DEPTOS, y la consulta de A 3 B la cargará con la información sinóptica obtenida de la base de datos. Ahora podemos consultar INFO_DEPTOS como se hace con cualquier relación; y cuando no la necesitemos más, podremos eliminarla con la orden DROP TABLE. Subrayemos que es posible que la tabla INFO_DEPTOS no esté actualizada; esto es, si actualizamos alguna de las relaciones DEPARTAMENTO o EMPLEADO después de emitir A 3 B, la información de lNFO_DEPTOS *perderá actualidad*. Necesitaremos crear una vista (véase la Sec. 7.4) para que una tabla como ésta se mantenga actualizada.

7.3.2 *La orden* DELETE

La orden DELETE elimina tupias de una relación. Cuenta con una cláusula WHERE, similar a la de las consultas SQL, para seleccionar las tupias que se van a eliminar. Las tupias se eliminan explícitamente de una sola tabla a la vez. Sin embargo, la eliminación puede propagarse a tupias de otras relaciones si tal acción se especifica en las restricciones de integridad referencial del DDL (véase la Sec. 7.1.2). Dependiendo del número de tupias seleccionadas por la condición de la cláusula WHERE, una sola orden DELETE puede eliminar cero, una o varias tupias. La omisión de la cláusula WHERE indica que se deben eliminar todas las tupias de la relación, aunque la tabla permanecerá en la base de datos como una tabla vacía. Para eliminar del todo dicha tabla tendremos que usar la orden DROP TABLE. Las órdenes DELETE de A 4 A a A 4 D, si se aplican independientemente a la base de datos de la figura 6.6, eliminarán cero, una, cuatro y todas las tupias, respectivamente, de la relación EMPLEADO:

```
A4 A: DELETE FROM  EMPLEADO
      WHERE        APELLIDO='Bojórquez'

A4B:  DELETE FROM  EMPLEADO
      WHERE        NSS='123456789'

A4C:  DELETE FROM  EMPLEADO
      WHERE        ND IN  (SELECT  NÚMEROD
                           FROM    DEPARTAMENTO
                           WHERE   NOMBRED='Investigación')

A4D:  DELETE FROM  EMPLEADO
```

733 *La orden* UPDATE

La orden UPDATE sirve para modificar los valores de los atributos en una o más tupias seleccionadas. Al igual que en la instrucción DELETE, una cláusula WHERE selecciona de una sola relación las tupias que se van a modificar. Sin embargo, la actualización de un valor de

clave primaria puede propagarse a los valores de clave externa de tupias de otras relaciones si tal acción se especifica en las restricciones de integridad referencial del DDL (véase la Sec. 7.1.2). Una cláusula SET adicional especifica los atributos que se modificarán y sus nuevos valores. Por ejemplo, si queremos cambiar el lugar y el número del departamento controlador del proyecto número 10 a 'Belén' y 5, respectivamente, usaremos A5:

```
A5:  UPDATE   PROYECTO
     SET      LUGARP = 'Belén', NÚMD = 5
     WHERE    NÚMEROP = 10
```

Es posible modificar varias tupias con una sola orden UPDATE. Un ejemplo sería otorgar a todos los empleados del departamento Investigación' un aumento salarial del 10%, como se muestra en A6. En esta solicitud, el valor modificado de SALARIO depende del valor original de SALARIO en cada tupia, así que se necesitarán dos referencias al atributo SALARIO. En A6, la referencia al atributo SALARIO de la derecha se refiere al valor antiguo de SALARIO, *antes de la modificación*, y el de la izquierda se refiere al nuevo valor de SALARIO, *después de la modificación:*

```
A6:  UPDATE   EMPLEADO
     SET      SALARIO = SALARIO *1.1
     WHERE    NDIN          (SELECT   NÚMEROD
                            FROM      DEPARTAMENTO
                            WHERE  NOMBRED='Investigación')
```

También es posible especificar NULL o DEFAULT como nuevo valor del atributo. Adviértase que cada orden UPDATE especifica explícitamente sólo una relación. Si queremos modificar varias relaciones, deberemos emitir varias órdenes UPDATE. Estas (y otras instrucciones de SQL) se pueden incorporar en un programa de aplicación general, como se verá en la sección 7.7.

7-4 Vistas en SQL

En esta sección presentaremos el concepto de vista en SQL. Después veremos cómo se especifican las vistas y estudiaremos el problema de cómo actualizar una vista.

7-4.1 *Concepto de vista en SQL*

En la terminología de SQL, una vista es una tabla derivada de otras tablas.[1] Estas otras pueden ser tablas base o vistas previamente definidas. Las vistas no necesariamente existen en forma física: se les considera tablas virtuales, en contraste con las tablas base cuyas tupias se almacenan realmente en la base de datos. Esto limita las operaciones de actualización que es posible aplicar a las vistas, pero no implica limitaciones para consultar estas últimas.

Podemos considerar una vista como una forma de especificar una tabla a la que tendremos que referirnos con frecuencia, aunque tal vez no posea existencia física. Por ejemplo, con el esquema de la figura 6.5, es posible que emitamos consultas con frecuencia para obtener el nombre de un empleado y los nombres de los proyectos en los que trabaja. En vez

[1] Tal como lo usamos aquí, el término *vista* es más limitado que el término *vistas de usuario* que estudiamos en los capítulos 1 y 2.

de tener que especificar la reunión de las tablas EMPLEADO, TRABAJA_EN y PROYECTO cada vez que se emite una consulta así, podemos definir una vista que sea el resultado de dichas reuniones y que, por tanto, incluya los atributos que deseamos obtener con frecuencia. Así, podremos emitir consultas de esa vista, especificadas como obtenciones de una sola tabla, en vez de obtenciones que impliquen dos reuniones de tres tablas. Llamamos a las tablas EMPLEADO, TRABAJA_EN y PROYECTO las tablas de definición de la vista.

7,4,2 *Especificación de vistas en SQL*

La orden para especificar una vista es CREATE VIEW (crear vista). La vista recibe un nombre de tabla (virtual), una lista de nombres de atributos y una consulta para especificar el contenido de la vista. Si ninguno de los atributos de la vista es el resultado de aplicar funciones u operaciones aritméticas, no tendremos que especificar nombres de atributos para la vista, pues serán los mismos que los nombres de los atributos de las tablas de definición. Las vistas de VI y V2 crean tablas virtuales cuyos esquemas se ilustran en la figura 7.5 en términos del esquema de base de datos que se muestra en la figura 6.5

```
V1:  CREATE VIEW   TRABAJA_EN1
     AS   SELECT   NOMBREP, APELLIDO, NOMBREPR, HORAS
          FROM     EMPLEADO, PROYECTO, TRABAJA_EN
          WHERE    NSS=NSSE AND NÚMP=NÚMEROP;

V2:  CREATE VIEW   INFO.DEPTO (NOMBREJDEPTO, NÚM_DE_EMPS,
                   SAL_TOTAL)
     AS   SELECT      NOMBRED, COUNT (*), SUM (SALARIO)
          FROM        DEPARTAMENTO, EMPLEADO
          WHERE       NÚMEROD=ND
          GROUP BY    NOMBRED;
```

En VI no especificamos nuevos nombres de atributos para la vista TRABAJA_EN1 (aunque podríamos haberlo hecho); en este caso, TRABAJA_EN1 hereda los nombres que tienen los atributos de la vista de las tablas de definición EMPLEADO, PROYECTO y TRABAJA_EN. La vista V2 especifica explícitamente nuevos nombres de atributos para la vista INF0_DEPT0, por medio de una correspondencia uno a uno entre los atributos especificados en la cláusula CREATE VIEW y los especificados en la cláusula SELECT de la consulta que define la vista. Podemos especificar consultas SQL en términos de una vista —o tabla virtual— de la misma manera que especificamos consultas en términos de tablas base. Por ejemplo, si queremos obtener el apellido y el nombre de pila de todos los empleados que trabajan en el TroyectoX', podemos usar la vista TRABAJA_EN1 y especificar la consulta como en CV1:

TRABAJA_EN1

NOMBREP	APELLIDO	NOMBREPR	HORAS

INFO_DEPTO

NOMBRE_DEPTO	NUM_DE_EMPS	SALJTOTAL

Figura 7.5 Dos vistas especificadas sobre el esquema de base de datos de la figura 6.5.

```
CV1:  SELECT   NOMBREPR, NOMBREP, APELLIDO
      FROM     TRABAJAJEN1
      WHERE    NOMBREPR='ProyectoX';
```

La misma consulta requeriría la especificación de dos reuniones si se hiciera sobre las relaciones base; la principal ventaja de las vistas es que simplifican la especificación de ciertas consultas. Las vistas también pueden servir como mecanismos de seguridad (véase el Cap. 20).

Las vistas *siempre están actualizadas;* si modificamos las tupias de las tablas base sobre las que se define la vista, ésta reflejará automáticamente los cambios. Por tanto, una vista no se crea en el momento de definirla, sino más bien en el momento en que se especifica una consulta de la vista. Es responsabilidad del SGBD, y no del usuario, asegurarse de que la vista esté actualizada.

Si ya no necesitamos una vista, podemos usar la orden DROP VIEW (desechar vista) para deshacernos de ella. Por ejemplo, si queremos eliminar las dos vistas definidas en VI y V2, podemos usar las instrucciones de SQL de V I A y V 2 A :

```
V1A:  DROP VIEW   TRABAJA_EN1;
V2A:  DROP VIEW   INFO_DEPTO;
```

7.43 *Actualización de vistas e implementación de vistas*

La actualización de vistas es complicada y puede ser ambigua. En general, una actualización de una vista definida en términos de *una sola tabla base* sin *funciones agregadas* se puede traducir a una actualización de la tabla base subyacente. En el caso de una vista que implique reuniones, la operación de actualización puede traducirse a operaciones de actualización de las relaciones base subyacentes *de varias maneras.* El tema de la actualización de vistas es todavía un área de investigación activa. A fin de ilustrar los problemas potenciales de actualizar una vista definida sobre múltiples tablas, consideremos la vista TRABAJA_EN1 y supongamos que emitimos la orden de modificar el atributo NOMBREPR de 'José Silva', cambiándolo de TroductoX' a 'ProductoY'. Esta modificación de vista se muestra en A V I :

```
AV1:  UPDATE   TRABAJA_EN1
      SET      NOMBREPR = 'Productor
      WHERE    APELLIDO='Silva' AND NOMBREP='José' AND NOMBREPR=
               'ProductoX'
```

Esta consulta puede traducirse a varias modificaciones de las relaciones base para lograr la modificación deseada de la vista. En seguida mostramos dos posibles modificaciones de las relaciones base, (a) y (b), que corresponden a A V I :

```
(a):  UPDATE   TRABAJA_EN
      SET      NÚMP = (SELECT NÚMEROP FROM PROYECTO
                       WHERE  NOMBREPR='ProductoY')
      WHERE    NSSE = (SELECT NSS FROM EMPLEADO
                       WHERE APELLIDO='Silva' AND NOMBREP='José')
                       AND
                NÚMP = (SELECT NÚMEROP FROM PROYECTO
                       WHERE  NOMBREPR='ProductoX')
```



```
(b):  UPDATE   PROYECTO
      SET      NOMBREPR = 'ProductoY'
      WHERE    NOMBREPR = 'ProductoX'
```

La modificación (a) relaciona a 'José Silva' con la tupia 'ProductoY' de PROYECTO, y no con la tupia 'ProductoX', lo que es la modificación deseada más probable. Sin embargo, (b) también produciría el efecto deseado sobre la vista, aunque lo haría modificando el nombre de la tupia 'ProductoX' de la relación PROYECTO, cambiándolo a 'ProductoY'. Es muy poco probable que el usuario que especificó la modificación de vista A V I quiera que la actualizaí.-iori se interprete como en (b), pues tiene el efecto adicional de modificar todas las tupias de la vista en las que NOMBREPR = 'ProductoX'.

Algunas modificaciones de vistas pueden carecer de sentido; por ejemplo, la modificación del atributo SAL_TOTAL de INFO_DEPTO no tiene sentido porque SAL_TOTAL se define como la suma de los salarios individuales de los empleados. Esta solicitud se muestra como AV2:

```
AV2:  UPDATE   INFO_DEPTO
      SET      SAL_TOTAL=100000
      WHERE  NOMBRED='Investigación';
```

Muchas posibles modificaciones de las relaciones base subyacentes pueden satisfacer esta actualización de vista.

¡*ir:* general, no podemos garantizar que toda vista se pueda actualizar. Una actualización de vista es factible cuando sólo *una posible actualización* de las relaciones base puede lograr el efecto deseado sobre la vista. Siempre que una actualización de la vista pueda traducirse a *más de una actualización* de las relaciones base subyacentes, tendremos que contar con un procedimiento específico para elegir la actualización deseada. Algunos investigadores han creado métodos para escoger la actualización más probable, en tanto que otros prefieren dejar que el usuario elija la traducción de la actualización deseada durante la definición de la vista.

En síntesis, cabe hacer las siguientes observaciones:

- Una vista con una sola tabla de definición es actualizable si los atributos de la vista contienen la clave primaria o alguna otra clave candidata de la relación base, porque esto establece una transformación de cada tupia (virtual) de la vista a una sola tupia base.
- En general, las vistas definidas sobre múltiples tablas por medio de reuniones no son actualizables.
- Las vistas definidas mediante agrupación y funciones agregadas no son actualizables.

En SQL2 se debe agregar la cláusula WITH CHECK OPTION (con opción de verificación) al final de la definición de una vista si se va a actualizar dicha vista. Esto permite al sistema comprobar que la vista sea actualizable y planear una estrategia de ejecución de las actualizaciones.

fcl problema de implementar con eficiencia una vista para consultarla también es compleja v se han sugerido dos enfoques. En una estrategia, la modificación de consultas, se modifica la consulta de la vista para convertirla en una consulta de las tablas base subyacentes. La desventaja de este enfoque es que es poco eficiente en el caso de vistas definidas mediante consultas complejas cuya ejecución requiere un tiempo apreciable, sobre todo si

se aplican múltiples consultas a la vista dentro de un periodo corto. En la otra estrategia, la materialización de vistas, se crea una tabla temporal física de la vista cuando se consulta ésta por primera vez, y se mantiene dicha tabla con la suposición de que se harán más consultas sobre ella. En este caso, es preciso crear una estrategia para actualizar por incrementos la tabla de la vista cuando se modifiquen las tablas base, a fin de mantener la vista al día. Si no se hace referencia a la vista durante cierto tiempo, el sistema podrá eliminar la tabla física de la vista y volverla a calcular cuando consultas futuras se refieran a ella.

7.5 Cómo especificar restricciones adicionales en forma de aserciones*

En SQL2 los usuarios pueden especificar restricciones que no pertenezcan a ninguna de las categorías descritas en la sección 7.1.2 (como las de clave, de integridad de entidades y de integridad referencial) mediante aserciones declarativas, empleando la instrucción CREATE ASSERTION (crear aserción) del DDL. Cada aserción recibe un nombre de restricción y se especifica con una condición similar a la cláusula WHERE de una consulta SQL. Por ejemplo, para especificar en SQL2 la restricción "El salario de un empleado no debe ser mayor que el salario del gerente del departamento al que pertenece el empleado", podemos escribir la siguiente aserción:

```
CREATE ASSERTION RESTRICC.SALARIO
CHECK ( NOT EXISTS ( SELECT * FROM EMPLEADO E, EMPLEADO G,
                     DEPARTAMENTO D
                     WHERE E.SALARIO>G.SALARIO AND
                     E.ND=D.NÚMEROD AND D.NSSGTE=G.NSS));
```

El nombre de restricción RESTRICC_SALARIO va seguido de la palabra reservada CHECK (verificar), la cual va seguida de una condición entre paréntesis que se debe cumplir en el estado de la base de datos para que se satisfaga la restricción. El nombre de la restricción se puede usar posteriormente para referirse a ella, modificarla o desecharla. El SGBD está obligado a garantizar que no se violará la condición. Se puede usar cualquier condición de cláusula WHERE, pero muchas restricciones se pueden especificar con condiciones estilo EXISTS o NOT EXISTS. Siempre que alguna tupia de la base de datos haga que la condición de una aserción resulte FALSE, la restricción habrá sido violada. Un estado de la base de datos satisface una restricción si *ninguna combinación de tupias* de dicho estado viola la restricción. Cabe señalar que la cláusula CHECK y la condición de restricción también pueden usarse junto con la instrucción CREATE DOMAIN (véase la Sec. 7.1.2) a fin de especificar restricciones sobre un dominio específico, como por ejemplo limitar los valores de un dominio a un *subintervalo* del tipo de datos del dominio.

Versiones anteriores de SQL tenían dos tipos de instrucciones para declarar restricciones: ASSERT (aseverar) y TRIGGER (disparar). La instrucción ASSERT es parecida a CREATE ASSERTION de SQL2, aunque con una sintaxis distinta. Podemos especificar la restricción "El salario de un empleado no debe ser mayor que el salario del gerente del departamento al que pertenece el empleado" usando ASSERT como sigue:

```
ASSERT RESTRICC_SALARIO ON EMPLEADO E, EMPLEADO G, DEPARTAMENTO D:
NOT (E.SALARIO>G.SALARIO AND E.ND=D.NÚMEROD AND D.NSSGTE=G.NSS);
```


La palabra reservada ASSERT indica que se está definiendo una restricción; va seguida del nombre de la restricción, RESTRICC_SALARIO. Después de la palabra reservada ON (en) van los nombres de las relaciones a las que afecta la restricción. Por último, se especifica la condición de la aserción, que también es similar a la condición de una cláusula WHERE.

En muchos casos conviene especificar el tipo de acción que ha de efectuarse en caso de que se viole una restricción. En vez de ofrecer a los usuarios únicamente la opción de abortar la transacción que provoca una violación, el SGBD deberá poner a su disposición otras opciones. Por ejemplo, podría ser útil especificar una restricción que, de violarse, hiciera *oík* se informara de ello al usuario. Es posible que un gerente desee enterarse de los casos en que ios viáticos asignados a un empleado excedan un cierto límite, recibiendo un mensaje siempre que esto ocurra. La acción que el SGBD debe emprender en este caso es enviar un mensaje apropiado a ese usuario, con lo que la restricción servirá para vigilar la base de datos. Se podrían especificar otras acciones, como ejecutar un determinado procedimiento o disparar otras actualizaciones. Se ha propuesto un mecanismo llamado *disparador* para implementar semejantes acciones en versiones anteriores de SQL.[1]

Un disparador especifica una condición y una acción que se realizará en caso de que se satisfaga la condición. Esta casi siempre se especifica en forma de una aserción que invoca o "dispara la acción cuando resulta TRUE. Se ha propuesto una instrucción DEFINE TRIGGER para especificar disparadores. Por ejemplo, podemos especificar un disparador que notifique al gerente de un departamento si algún empleado de éste percibe un salario mayor que el del gerente:

```
DEFINE TRIGGER DISPARADOR_SALARIO ON EMPLEADO E,
EMPLEADO G, DEPARTAMENTO D:
E.SALARIO>G.SALARIO AND E.ND=D.NÚMEROD AND
D.NSSGTE=G.NSS
  ACTION_PROCEDURE INFORMAR_GERENTE (D.NSSGTE);
```

Este disparador especifica que se deberá ejecutar el procedimiento INF0RMAR_GERENTE siempre que se cumpla la condición del disparador. Observe la diferencia entre ASSERT y TRIGGER: una instrucción ASSERT prohibe las actualizaciones que violan la condición de la aserción (la hacen FALSE), en tanto que un disparador permite que se realice la actualización pero ejecuta el procedimiento de acción cuando se cumple la condición del disparador (se vuelve Tuui:;, Así pues, la condición especificada antes en la RESTRICC_SALARI0 mediante ASSERT y la condición de TRIGGER del último ejemplo son mutuamente inversas.

Adviértase que los disparadores combinan los enfoques declarativo y por procedimientos con que se implementan las restricciones de integridad. La condición del disparador es declarativa, pero su acción opera por procedimientos.

7.6 Especificación de índices*

Versiones anteriores de SQL tenían instrucciones para crear y desechar índices sobre atributos de las relaciones base. Sin embargo, como los índices son caminos físicos de acceso y no

[1] En fechas recientes se han desarrollado conceptos para los llamados sistemas de bases de datos activos (véase la Sec. 25.3.2), que definen mecanismos generales para incorporar acciones automáticas en el diseño de las bases de datos.

conceptos lógicos, dichas instrucciones se eliminaron de **SQL2.** En esta sección nos ocupamos de ello porque algunos SGBD todavía cuentan con las instrucciones CREATE INDEX (crear índice). En las primeras versiones, el DDL de SQL no tenía cláusulas para especificar restricciones de clave y de integridad referencial en la instrucción CREATE TABLE. Más bien, la especificación de una *restricción de clave* se combinaba con la especificación de un índice.

Recordemos, del capítulo 5, que un índice es una estructura física de acceso que se especifica con base en uno o más atributos de un archivo. En SQL un archivo corresponde, aproximadamente, a una relación base, de modo que los índices se especifican sobre relaciones base. El atributo o atributos sobre los cuales se crea un índice se denominan **atributos de indización.** Los índices hacen más eficiente el acceso a tupias con base en condiciones en las que intervienen sus atributos de indización. Esto significa que, en general, la ejecución de una consulta tardará menos si algunos de los atributos implicados en las condiciones de la consulta están indizados. Esta mejoría puede ser impresionante en el caso de consultas de relaciones grandes. En general, si están indizados los atributos que intervienen en las condiciones de selección y de reunión de una consulta, el tiempo de ejecución de ésta se reduce considerablemente.

En los SGBD relaciónales, los índices se pueden crear y desechar dinámicamente. La orden **CREATE INDEX** sirve para especificar un índice, el cual recibe un nombre que se usará para desecharlo cuando ya no se necesite. Por ejemplo, para crear un índice sobre el atributo APELLIDO de la relación base EMPLEADO de la figura 6.5, podemos emitir la orden que se muestra en II:

```
11:  CREATE  INDEX  ÍNDICE_APELLIDO
             ON     EMPLEADO (APELLIDO);
```

En general, el índice está en orden ascendente de los valores del atributo de indización. Si queremos los valores en orden descendente, podemos añadir la palabra reservada DESC después del nombre del atributo. La especificación por omisión es ASC, que significa ascendente. También podemos crear un índice sobre una combinación de atributos. Por ejemplo, si queremos crear un índice basado en la combinación de NOMBREP, INIC y APELLIDO, usaremos 12. Aquí suponemos que queremos APELLIDO en orden ascendente y NOMBREP en orden descendente dentro del mismo valor de APELLIDO:

```
12:  CREATE  INDEX  ÍNDICE_NOMBRES
             ON     EMPLEADO (APELLIDO ASC, NOMBREP DESC, INIC);
```

SQL ofrece dos opciones adicionales al crear índices. La primera permite especificar la **restricción de clave** sobre el atributo, o combinación de atributos, de indización.[1] La palabra reservada **UNIQUE** después de la orden CREATE sirve para especificar una clave. Por ejemplo, si queremos especificar un índice sobre el atributo NSS de EMPLEADO *y al mismo tiempo* especificar que NSS es un atributo clave de la relación base EMPLEADO usaremos 13:

```
13:  CREATE UNIQUE  INDEX  ÍNDICE_NSS
                    ON     EMPLEADO ( NSS );
```

Cabe señalar que lo mejor es especificar las claves antes de insertar tupias en la relación, para que el sistema pueda hacer cumplir la restricción. Un intento de crear un índice único sobre una tabla base ya existente fracasará si las tupias que están ya en la tabla no obedecen la restricción de unicidad del atributo de indización.

[1] Ésta era la única forma de especificar restricciones de clave en las primeras versiones de SQL.

La razón para vincular la definición de una restricción de clave con la especificación de un índice en las primeras versiones de SQL era que es mucho más eficiente imponer a un archivo la unicidad de los valores de las claves si se ha definido un índice sobre el atributo clave. Podemos comprobar si existen valores repetidos en el índice al realizar búsquedas en él. Si no existe índice, en la mayoría de los casos será necesario examinar todo el archivo para averiguar si un atributo tiene algún valor repetido.

La segunda opción al crear un índice permite especificar si se trata o no de un índice de agrupamiento (véase el Cap. 5). Las condiciones de reunión y de selección son todavía más eficientes cuando se especifican en términos de un atributo que tiene un índice de agrupamiento. En este caso se usa la palabra reservada **CLUSTER** (grupo) al final de la orden CREATE INDEX. Por ejemplo, si queremos que los registros EMPLEADO estén indizados y agrupados por número de departamento, crearemos un índice de agrupamiento sobre ND, como en 14:

```
14:  CREATE  INDEX  ÍNDICE.ND
             ON     EMPLEADO ( ND )
             CLUSTER;
```

Una relación base puede tener *como máximo un* índice de agrupamiento, pero cualquier número de índices que no sean de agrupamiento.

Un *índice de agrupamiento y único* es similar al *índice primario* del capítulo 5. Un *índice de agrupamiento no único* es similar al *índice de agrupamiento* del capítulo 5. Por último, un *índice que no es de agrupamiento* es similar al *índice secundario* del capítulo 5. Cada SGBD puede tener su propio tipo de técnica de implementación de índices; por ejemplo, los índices multiniveles pueden usar árboles B o árboles B^+, o algunas otras variaciones similares a las que vimos en el capítulo 5. Muchos SGBD relaciónales ahora cuentan con estructuras de almacenamiento basadas en dispersión.

La orden **DROP INDEX** sirve para desechar un índice. Los índices se desechan porque su mantenimiento resulta costoso cada vez que se actualiza la relación base y requieren almacenamiento adicional. Por ello, si ya no esperamos emitir consultas en las que intervenga un atributo indizado, nos conviene desechar ese índice. He aquí un ejemplo de eliminación del índice ND:

```
15:  DROP INDEX  ÍNDICE.ND;
```

7.7 SQL incorporado*

SQL también puede usarse junto con un lenguaje de programación de aplicación general como C, ADA, PASCAL, COBOL o PL/I. El lenguaje de programación se denomina **lenguaje anfitrión.** Cualquier instrucción de SQL —de definición de datos, consulta, actualización o definición de vistas— se puede incorporar en un programa escrito en el lenguaje anfitrión. La instrucción de SQL incorporado se distingue de las instrucciones del lenguaje anfitrión anteponiéndole un carácter o una orden especial como prefijo para que el **preprocesador** pueda separar las instrucciones de SQL incorporadas y el código del lenguaje anfitrión. En **SQL2,** las palabras reservadas EXEC SQL o la secuencia &SQL(preceden a todo enunciado de SQL incorporado, y las instrucciones pueden terminar con un END-EXEC. correspondiente, un ")" o un 'Y'. En algunas de las primeras implementaciones, las instrucciones de SQL se pasaban como parámetros en llamadas a procedimientos.

[1] En algunas de las primeras versiones de SQL se usaba el signo "%".

En general, los diferentes sistemas siguen distintas convenciones para incorporar instrucciones de SQL. A fin de ilustrar los conceptos del SQL incorporado, adoptaremos como lenguaje anfitrión a PASCAL y definiremos nuestra propia sintaxis. Usaremos un signo "$" para identificar las instrucciones de SQL en el programa y ";" será el carácter terminador. Dentro de una orden de SQL incorporado, podemos hacer referencia a variables del programa, a las que antepondremos un signo 'Y'.' Esto permitirá que las variables del programa y los objetos del esquema de base de datos (los atributos y las relaciones) tengan los mismos nombres sin que haya ambigüedad.

Suponga que deseamos escribir programas en PASCAL para procesar la base de datos que aparece en la figura 6.5. Necesitaremos declarar variables de programa con los mismos tipos que los atributos de la base de datos que el programa va a procesar. Estas variables pueden o no tener nombres que sean idénticos a los de sus atributos correspondientes. Usaremos las variables de programa PASCAL declaradas en la figura 7.6 para todos nuestros ejemplos, y mostraremos los segmentos de programas en PASCAL sin declaraciones de variables.

Como primer ejemplo, escribiremos un segmento de programa repetitivo (ciclo) para leer un número de seguro social e imprimir cierta información de la tupia EMPLEADO correspondiente. El código de programa en PASCAL se muestra en E1, en donde suponemos que en otro lugar se han declarado las variables de programa apropiadas NÚM_SEG_SOC y CICLO. El programa lee un número de seguro social y a continuación obtiene la tupia EMPLEADO que tiene ese número de seguro social mediante la orden SQL incorporada. Las órdenes de obtención de datos de SQL incorporado requieren una cláusula INTO (en) para especificar las variables de programa en las que se colocarán los valores de atributos obtenidos de la base de datos. Las variables de programa en PASCAL de la cláusula INTO llevan el prefijo ":". He aquí el segmento de programa E1:

```
E1:  CICLO:='S';
     while CICLO = 'S' do
         begin
         wr¡teln('introduzca un número de seguro social:');
         readln(NÚM_SEG_SOC);
         $SELECT NOMBREP, INIC, APELLIDO, DIRECCIÓN, SALARIO
         INTO :E.NOMBREP, :E.INIC, :E.APELLIDO, :E.DIRECCIÓN, :E.SALARIO
         FROM EMPLEADO
         WHERE NSS=:NÚM_SEG_SOC;
         writeln(E.NOMBREP, E.INIC, E.APELLIDO, E.DIRECCIÓN, E.SALARIO);
         writeln('¿más números de seguro social (S o N)?');
         readln(CICLO)
         end;
```

En El la consulta de SQL incorporada selecciona una sola tupia; por eso, podemos asignar directamente los valores de sus atributos a variables del programa. En general, una consulta

```
var NOMBRED: packéd array[1..15] of char;
    NÚMEROD, AUMENTÓ: integer;
    E: record NOMBREP, APELLIDO: packed array[1..15] of char;
              INIC, SEXO: char;
              NSS, FECHAN, NSSSUPER: packed array[1..9] of char;
              DIRECCIÓN: packed array[1..30] of char;
              SALARIO, ND: integer
       end;
```

Figura 7.6 Variables de programa PASCAL utilizadas en E l y E2.

de SQL puede obtener muchas tupias, en cuyo caso el programa en PASCAL por lo regular examinará todas las tupias obtenidas y las procesará una por una. Se utiliza el concepto de cursor para que el programa escrito en el lenguaje anfitrión pueda procesar las tupias una por una.

Podemos concebir un cursor como un apuntador que apunta a *una sola tupia (fila)* del resultado de una consulta. El cursor se declara cuando se declara la orden de consulta de SQL en el programa. Más adelante, una orden OPEN (abrir) cursor obtiene de la base de datos el resultado de la consulta y ajusta el cursor a una posición antes *de la primera fila* del resultado de la consulta. Ésta se convierte en la fila actual para el cursor. Posteriormente, se emiten órdenes FETCH (traer) en el programa, y cada una avanza el cursor a la *siguiente fila* del resultado de la consulta, convirtiéndola en la fila actual y copiando los valores de sus atributos en las variables de programa de PASCAL especificadas en la orden FETCH. Esto es similar al procesamiento de archivos tradicional de registro por registro.

Para determinar si ya se procesaron todas las tupias del resultado de la consulta se utiliza una variable implícita, llamada SQLCODE,* para comunicar al programa la situación de las órdenes de SQL incorporadas. Cuando se ejecuta con éxito una orden de SQL, se devuelve un código de 0 (cero) en SQLCODE; se devuelven códigos diferentes para indicar excepciones y errores. Si se emite una orden FETCH que desplaza el cursor más allá de la última tupia del resultado de la consulta, se devuelve un código especial END_OF_CURSOR. El programador utiliza esto para terminar un ciclo de procesamiento con las tupias del resultado de una consulta. En general, es posible tener abiertos muchos cursores al mismo tiempo. Para indicar que ya no vamos a utilizar el resultado de una consulta se emite una orden GLOSE (cerrar) cursor.

En E2 se muestra un ejemplo del empleo de cursores, y en él se declara explícitamente el cursor EMP. Suponemos que ya se declararon las variables de programa de PASCAL apropiadas (Fig. 7.6). El segmento de programa E2 lee un nombre de departamento y exhibe los nombres de los empleados que trabajan en ese departamento, uno por uno. El programa lee un importe de aumento para el salario de cada empleado y actualiza este último en esa cantidad:

```
E2:  writeln('introduzca el nombre del departamento:'); readln (NOMBRED);
     $SELECT NÚMEROD INTO :NÚMEROD
     FROM DEPARTAMENTO
     WHERE NOMBRED=:NOMBRED;
     $DECLARE   EMP CURSOR FOR
                SELECT NSS, NOMBREP, INIC, APELLIDO, SALARIO
                FROM EMPLEADO
                WHERE ND=:NÚMEROD
     FOR UPDATE OF SALARIO;
     $OPEN EMP;
     $FETCH EMP INTO :E.NSS, :E.NOMBREP, :E.INIC, :E.APELLIDO,
     :E.SALARIO;
     while SQLCODE = 0 do
         begin
         writeln('nombre del empleado:', E.NOMBREP, E.INIC, E.APELLIDO);
         writeln('introduzca aumento:'); readln(AUMENTO);
         $UPDATE EMPLEADO SET SALARIO = SALARIO + AUMENTO
                          WHERE CURRENT OF EMP;
         $FETCH EMP INTO :E.NSS, :E.NOMBREP, :E.INIC, :E.APELLIDO,
```

*Esta se llama ahora SQLSTATE en SQL2.

```
    :E.SALARIO;
    end;
SOLOSE CURSOR EMP;
```

En **SQL2,** además de tener acceso puramente secuencial, es posible colocar el cursor de otras maneras. Se puede agregar una orientación de obtención cuyos valores pueden ser NEXT (siguiente), PRIOR (anterior), FIRST (primero), LAST (último), ABSOLUTE *i* (*i* absoluto) y RELATIVE i (i relativo). En las últimas dos órdenes, el resultado de evaluar *i* debe ser un valor entero que especifique una posición absoluta de tupia o una posición de tupia relativa a la posición actual del cursor. La orientación de obtención por omisión es NEXT. Esto permite al programador desplazar el cursor entre las tupias del resultado de la consulta con mayor flexibilidad, realizando acceso aleatorio por posición. La forma general de la orden FETCH es la siguiente (las partes entre corchetes son opcionales):

```
FETCH [[<orientación de obtención>] FROM]
<nombre de cursor> INTO <lista destino de obtención>;
```

Cuando se define un cursor para filas que se van a modificar, hay que añadir la cláusula FOR UPDATE OF (para modificación de) en la declaración del cursor y listar los nombres de todos los atributos que el programa vaya a modificar. Esto se ilustra en E2. Si se van a eliminar filas, hay que añadir las palabras FOR DELETE. En la orden UPDATE (o DELETE) incorporada, la condición WHERE CURRENT OF (donde actual de) cursor especifica que la tupia actual es la que se modificará (o eliminará).

7.8 Resumen

En este capítulo presentamos el lenguaje de consulta de bases de datos SQL. Este lenguaje o sus variaciones se han implementado como interfaces de varios SGBD relaciónales que se encuentran en el mercado, entre ellos **DB2** y SQL/DS de IBM, ORACLE, INGRES y UNIFY. La versión original de SQL se implemento en el SGBD experimental llamado SYSTEM R, desarrollado en I B M Research. S Q L está diseñado como un lenguaje amplio que incluye instrucciones para definición de datos, consultas, actualizaciones y definición de vistas. Estudiaremos cada uno de estos temas en secciones individuales del capítulo. Nos basamos principalmente en la norma **SQL2,** pero también vimos algunas características de versiones menos recientes del lenguaje, como CREATE INDEX, a fin de ofrecer una perspectiva histórica apropiada.

En la última sección tratamos la incorporación de S Q L en un lenguaje de programación de aplicación general. Presentamos el concepto de cursor, con el que un programador puede procesar el resultado de una consulta de alto nivel tupia por tupia.

La tabla 7.1 muestra un resumen de la sintaxis o la estructura de varias instrucciones de SQL. No pretendemos que esta sinopsis sea exhaustiva, ni que describa todas las construcciones posibles en S Q L; más bien, esperamos que sirva como referencia rápida sobre los principales tipos de construcciones disponibles en el lenguaje S Q L. Adoptamos la notación B N F, en la que los símbolos no terminales aparecen entre paréntesis angulares <...>, las partes opcionales se encierran en corchetes [...], las repeticiones aparecen entre claves {...} y las alternativas se incluyen entre paréntesis (... |. .. |.. .).[1]

[1] La sintaxis completa de SQL2 se describe en un documento de más de 500 páginas.

Tabla 7.1 Resumen de la sintaxis de S Q L

```
CREATE TABLE < nombre de tabla > (<nombre de columna> <tipo de columna >
                                  1< restricción de atributo >]
                                  {, <nombre de columna> <tipo de columna >
                                  [<restricción de atributo>]}
                                  [<restricción de tabla> {,<restricción de tabla>}])

drop table <nombre de tabla >

ALTER TABLE <nombre de tabla > add < nombre de columna > <tipo de columna >

select [distinct] <lista de atributos>
from (<nombre de tabla> {<seudónimo>} | <tabla reunida>) {, (<nombre de tabla>
{<seudónimo>} | <tabla reunida>)}
[where < condición >]
[group by <atributos de agrupación> [having <condición de selección de grupo>j]
[orderby <nombre de columna> [<orden>] {, <nombre de columna> [<orden>]}]

<lista de atributos>::= (* | (<nombre de columna> | <función> (([distinct]<nombre de
columna > |*)))
                          {, (<nombre de columna> | <función> (([distinct] <nombre de
                           columna>| *))}))
<atributos de agrupación>::= <nombre de columna> {, <nombre de columna>}
<orden>::=(asc | desc)

INSERT into <nombre de tabla> [(<nombre de columna> {, <nombre de columna>})]
(values(< valor constante >, { < valor constante >}){,(< valor constante >
{, < valor constante > })}

 | <instrucción de selección >)

delete from <nombre de tabla >
[where <condición de selección >]

update <nombre de tabla >
SET <nombre de columna > = <expresión de valor> {, <nombre de columna > = <expresión
de valor >}

[where <condición de selección >]

CREATE [unique] index < nombre de índice >
ON <nombre de tabla> (<nombre de columna> [<orden>]{, <nombre de columna>
[<orden>]})
[cluster]

drop index <nombre de índice >

CREATE VIEW <nombre de vista> [(<nombre de columna> {, <nombre de columna>})]
as <instrucción de selección >

drop view <nombre de vista >
```

Preguntas de repaso

7.1. ¿Qué diferencia hay entre las relaciones (tablas) de SQL y las relaciones que definimos formalmente en el capítulo 6? Explique las demás diferencias en terminología.

7.2. ¿Por qué SQL permite tupias repetidas en una tabla o en el resultado de una consulta?

7.3. ¿Por qué las primeras implementaciones de SQL sólo permitían definir una clave junto con un índice?

7.4. ¿Cómo permite SQL la implementación de las restricciones de integridad de entidades e integridad referencial que describimos en el capítulo 6? ¿Qué sucede con las restricciones de integridad generales?

7.5. ¿Qué es una vista en SQL y cómo se define? Analice los problemas que pueden surgir cuando se intenta actualizar una vista. ¿Cómo se implementan las vistas?

7.6. ¿Qué es un cursor? ¿Cómo se usa en SQL incorporado? ¿Cómo se colocan los cursores para tener acceso no secuencial a las filas?

Ejercicios

7.7. Considere la base de datos que aparece en la figura 1.2, cuyo esquema se muestra en la figura 2.1. ¿Qué restricciones de integridad referencial deben cumplirse en este esquema? Escriba instrucciones apropiadas en el DDL de SQL para definir la base de datos.

7.8. Repita el ejercicio 7.7, pero utilice el esquema de base de datos AEROLÍNEA de la figura 6.20.

7.9. Considere el esquema de base de datos relacional BIBLIOTECA de la figura 6.22. Escoja la acción apropiada (rechazar, propagar, poner nulo, poner valor por omisión) para cada restricción de integridad referencial, tanto para la *eliminación* de una tupia referida como para la *modificación* de un valor de atributo de clave primaria en la tupia referida. Justifique sus elecciones.

7.10. Escriba instrucciones apropiadas en el DDL de SQL para declarar el esquema de la base de datos relacional BIBLIOTECA de la figura 6.22. Utilice la acción referencial elegida en el ejercicio 7.9.

7.11. Escriba consultas SQL para las consultas de la base de datos BIBLIOTECA dadas en el ejercicio 6.26.

7.12. ¿Cómo puede el SGBD imponer las restricciones de clave y de clave externa? ¿Es difícil implementar la técnica de imposición que usted sugirió? ¿Es posible efectuar de manera eficiente las comprobaciones de restricción cuando se aplican actualizaciones a la base de datos?

7.13. Especifique las consultas del ejercicio 6.19 en SQL. Muestre el resultado de cada una de las consultas si se aplica a la base de datos COMPAÑÍA de la figura 6.6.

7.14. Especifique en SQL las siguientes consultas adicionales a la base de datos de la figura 6.5. Muestre los resultados de cada consulta si ésta se aplica a la base de datos de la figura 6.6.

a. Para cada departamento en el que el salario medio de los empleados sea mayor que $30 000, obtener el nombre del departamento y el número de empleados que pertenecen a él.

b. Suponga que desea conocer el número de empleados *de sexo masculino* en cada departamento, en vez de todos los empleados (como en el ejercicio 7.14a). ¿Es posible especificar esta consulta en SQL? ¿Por qué sí o por qué no?

7.15. Especifique las actualizaciones del ejercicio 6.20, empleando las órdenes de actualización de SQL.

7.16. Especifique en SQL las siguientes consultas relativas al esquema de base de datos que se ve en la figura 2.1.

a. Obtener los nombres de todos los estudiantes de cuarto año de la carrera 'CICO' (ciencias de la computación).

b. Obtener los nombres de todos los cursos impartidos por el profesor Reyes en 1985 y 1986.

c. Para cada sección impartida por el profesor Reyes, obtener el número del curso, el semestre, el año y el número de estudiantes que tomaron la sección.

d. Obtener el nombre y la boleta de notas de todos los estudiantes de último año (Grado = 5) de la carrera CICO. La boleta incluye el nombre del curso, el número del curso, las horas-crédito, el semestre, el año y las notas de cada uno de los cursos concluidos por el estudiante.

e. Obtener los nombres y departamentos de carrera de todos los estudiantes que hayan obtenido la nota A en todos sus cursos.

f. Obtener los nombres y departamentos de carrera de todos los estudiantes que no tengan una nota A en ninguno de sus cursos.

7.17. Escriba instrucciones de actualización de SQL para realizar las siguientes operaciones sobre el esquema de base de datos de la figura 2.1.

a. Insertar un nuevo estudiante <'Jiménez', 25,1, 'MATE'> en la base de datos.

b. Cambiar el grado del estudiante 'Silva' a 2.

c. Insertar un nuevo curso <'Ingeniería del conocimiento', 'CICO4390', 3, *ClCO'>.

d. Eliminar el registro del estudiante de nombre 'Silva' con número de estudiante 17.

7.18. Escriba programas en PASCAL con instrucciones de SQL incorporado, siguiendo el estilo que se mostró en la sección 7.7, para realizar las siguientes tareas sobre el esquema de base de datos de la figura 2.1. Defina variables de programa apropiadas para cada codificación.

a. Introducir las notas de los estudiantes de una sección. El programa deberá capturar el identificador de sección y luego iniciar un ciclo que capture el número de cada estudiante y su nota; insertar esta información en la base de datos.

b. Imprimir la boleta de notas de un estudiante. El programa deberá capturar el identificador del estudiante e imprimir su nombre y una lista de <número de curso, nombre de curso, identificador de sección, semestre, año, nota> por cada sección que haya concluido dicho estudiante.

7.19. Escriba instrucciones para crear índices sobre el esquema de base de datos de la figura 2.1, según los siguientes atributos:

a. Un índice de agrupamiento único sobre el atributo NúmEstudiante de ESTUDIANTE.

b. Un índice de agrupamiento sobre el atributo NúmEstudiante de lNFORME_NOTAS.

c. Un índice sobre el atributo Carrera de ESTUDIANTE.

7.20. ¿Qué tipos de consultas se volverían más eficientes con cada uno de los índices especificados en el ejercicio 7.19?

7.21. Especifique las siguientes vistas en SQL sobre el esquema de base de datos COMPAÑÍA que se muestra en la figura 6.5.

a. Una vista con el nombre de departamento, nombre del gerente y salario del gerente para cada departamento.

b. Una vista con el nombre de empleado, el nombre del supervisor y el salario de cada empleado que trabaja en el departamento 'Investigación'.

c. Una vista con el nombre de proyecto, el nombre del departamento controlador, el número de empleados y el total de horas trabajadas por semana en el proyecto para cada proyecto.

d. Una vista con el nombre de proyecto, el nombre del departamento controlador, el número de empleados y el total de horas trabajadas por semana en el proyecto para cada proyecto *en el que trabajan dos o más empleados*.

7.22. Considere la vista RESUMEN_DEPTO, definida sobre la base de datos COMPAÑÍA de la figura 6.6:

```
CREATE VIEW    RESUMEN.DEPTO (D, C, S_TOTAL, SJVIEDIO)
AS SELECT      ND, COUNT (*), SUM (SALARIO), AVG (SALARIO)
   FROM        EMPLEADO
   GROUP BY    ND;
```

Indique cuáles de las siguientes consultas y actualizaciones se permitirían en la vista. Si una consulta o actualización está permitida, indique el aspecto que tendría la consulta o actualización correspondiente en las relaciones base, y muestre el resultado de aplicarla a la base de datos de la figura 6.6.

```
a. SELECT
   FROM       RESUMEN_DEPTO
b. SELECT     D, C
   FROM       RESUMEN_DEPTO
   WHERE      S_TOTAL> 100000
c. SELECT     D, S_MEDIO
   FROM       RESUMEN_DEPTO
   WHERE      C > (SELECT C FROM RESUMEN_DEPTO WHERE D=4)
d. UPDATE     RESUMEN_DEPTO
   SET        D=3
   WHERE      D=4
e. DELETEFROM RESUMEN_DEPTO
   WHERE      C>4
```


7.23. Considere el esquema de relación CONTIENE(Núm_comp_padre, Núm_sub_comp); una tupia <C¿» Q> en CONTIENE significa que el componente C¿ contiene al componente Q como componente directo. Suponga que escoge un componente C_i que no contiene otros componentes y quiere averiguar los números de componente de todos los componentes que contienen a C_i, directa o indirectamente, en cualquier nivel. Ésta es una *consulta recursiva* que requiere el cálculo de la cerradura transitiva de CONTIENE. Demuestre que esta consulta no se puede especificar directamente como una sola consulta SQL. ¿Puede sugerir extensiones del lenguaje que permitan la especificación de tales consultas?

7.24. Especifique en SQL las consultas y actualizaciones de los ejercicios 6.21 y 6.22, que se refieren a la base de datos AEROLÍNEA.

7.25. Escoja alguna aplicación de base de datos que conozca bien.

a. Diseñe un esquema de base de datos relacional para su aplicación.

b. Declare sus relaciones, empleando el DDL de SQL.

c. Especifique varias consultas que necesite su aplicación de base de datos en SQL.

d. Con base en el uso que se piensa dar a la base de datos, escoja algunos atributos sobre los cuales convendría especificar índices.

e. Implemente su base de datos, si usted dispone de un sistema SQL.

Bibliografía selecta

El lenguaje **SQL,** originalmente llamado **SEQUEL,** fue un sucesor del lenguaje **SQUARE** *(Specifying Queries as Relational Expressions:* especificación de consultas como expresiones relaciónales), descrito por Boyce *et al* (1975). La sintaxis de **SQUARE** se modificó para crear **SEQUEL** (Chamberlin y Boyce, 1974) y luego **SEQUEL** 2 (Chamberlin *et al,* 1976), en los que se basó **SQL.** La implementación original de **SEQUEL** se realizó en **IBM** Research, San José, California.

Reisner (1977) describe una evaluación sobre los factores humanos que influyeron en **SEQUEL;** descubrió que para los usuarios es problemático especificar correctamente condiciones de reunión y agrupación. Date (1984b) contiene una crítica del lenguaje **SQL** que destaca sus ventajas y deficiencias. Date y Darwen (1993) describe **SQL2. ANSI** (1986) bosqueja la norma **SQL** original, y **ANSI** (1992) explica la nueva norma **SQL2.** Diversos manuales de proveedores describen las características de **SQL** tal como se implemento en **DB2, SQL/DS, ORACLE, INGRES, UNIFY** y otros productos de **SGBD** comerciales. Horowitz (1992) estudia algunos de los problemas relacionados con la integridad referencial y la propagación de actualizaciones en **SQL2.**

El problema de las actualizaciones de vistas se aborda en Dayal y Bernstein (1978), Keller (1982) y Langerak (1990), entre otros. La implementación de vistas se analiza en Blakeley *et al* (1989) y Roussopoulos (1990). Negri *et al* (1991) describe la semántica formal de las consultas **SQL.**

CAPÍTULO 8

Cálculo relacional, QUEL y QBE

En el capítulo 6 presentamos el modelo relacional de los datos y examinamos las operaciones del álgebra relacional, fundamentales para manipular una base de datos relacional. Aunque describimos el álgebra relacional como parte integral de dicho modelo, en realidad no es más que un tipo de lenguaje de consulta formal para especificar obtenciones de datos y formar nuevas relaciones a partir de una base de datos relacional. En este capítulo estudiaremos otro lenguaje formal para las bases de datos relaciónales, el cálculo relacional. En el mercado hay muchos lenguajes de bases de datos relaciónales que se apoyan en algunos aspectos de este cálculo, entre ellos el lenguaje SQL que vimos en el capítulo 7. Sin embargo, algunos lenguajes son más parecidos al cálculo relacional que otros; por ejemplo, los lenguajes QUEL y QBE que presentaremos en las secciones 8.2 y 8.4 están más cerca del cálculo relacional que SQL.

¿En qué radica la diferencia entre el cálculo relacional y el álgebra relacional? La principal diferencia es que en el cálculo escribimos una expresión declarativa para especificar una solicitud de obtención de datos, en tanto que en el álgebra relacional debemos escribir una *secuencia de operaciones*. Es cierto que estas operaciones se pueden anidar para formar una sola expresión, pero siempre se especifica explícitamente un cierto orden de las operaciones en una expresión del álgebra relacional. Este orden también especifica una estrategia parcial para evaluar la consulta. En el cálculo relacional no se describe cómo evaluar una consulta; una expresión del cálculo especifica *qué* debe obtenerse, no *cómo* debe hacerse. Por tanto, el cálculo relacional se considera un lenguaje declarativo, es decir, que no funciona por procedimientos.

En un sentido importante, el cálculo y el álgebra relaciónales son idénticos. Se ha demostrado que cualquier obtención de datos que se pueda especificar en el álgebra relacional puede especificarse también en el cálculo relacional, y viceversa; en otras palabras, el poder de expresión de los dos lenguajes es *idéntico.* Esto ha dado lugar a la definición del concepto de lenguaje relacionalmente completo. Se dice que un lenguaje de consulta relacional L es relacionalmente completo si es posible expresar en L cualquier consulta que se pueda

expresar en el cálculo relacional. La compleción relacional se ha convertido en un parámetro decisivo para comparar el poder de expresión de los lenguajes de consulta de alto nivel. No obstante, como vimos en la sección 6.6, hay algunas consultas que se requieren con frecuencia en las aplicaciones de bases de datos que no se pueden expresar ni en el álgebra ni en el cálculo relaciónales. La mayoría de los lenguajes de consulta relaciónales son relacionalmente completos, pero tienen *mayor poder de expresión* que el álgebra o el cálculo relaciónales gracias a operaciones adicionales como las funciones agregadas, la agrupación y la ordenación.

El cálculo relacional es un lenguaje formal, basado en la rama de la lógica matemática llamada cálculo de predicados. Hay dos formas bien conocidas de adaptar el cálculo de predicados para crear un lenguaje para las bases de datos relaciónales. La primera se denomina cálculo relacional de tupias, y la segunda, cálculo relacional de dominios. Ambas son adaptaciones del cálculo de predicados de primer orden.[1] En el cálculo relacional de tupias, las variables abarcan tupias, mientras que en el cálculo relacional de dominios las variables abarcan valores del dominio de los atributos. Esto lo veremos en las secciones 8.1 y 8.3, respectivamente. Una vez más, todos nuestros ejemplos se referirán a la base de datos de las figuras 6.5 y 6.6.

En este capítulo también presentaremos dos de los primeros lenguajes de consulta relaciónales que se han destacado por razones históricas. El lenguaje de consulta QUEL se creó originalmente al mismo tiempo que SQL, pero ha perdido terreno, pese a su popularidad entre los investigadores, debido a la necesidad de estandarizarlo. La importancia del lenguaje QBE se debe a que es uno de los primeros lenguajes de consulta gráficos creados para sistemas de bases de datos. Presentaremos un resumen de los conceptos de QUEL en la sección 8.2, y en la sección 8.4, un panorama de QBE.

El lector puede omitir las secciones 8.2, 8.3 y 8.4 si lo único que desea es una breve introducción al cálculo relacional.

8.1 Cálculo relacional de tupias

8.1.1 *Variables de tupia y relaciones de intervalo*

El cálculo relacional de tupias se basa en la especificación de un cierto número de variables de tupia. Cada variable de tupia por lo regular abarca una determinada relación de una base de datos, lo que significa que la variable puede adoptar como valor cualquier tupia individual de esa relación. Una consulta simple del cálculo relacional tiene la forma

{f|COND(f)}

donde t es una variable de tupia y COND(t) es una expresión condicional en la que interviene t. El resultado de una consulta como ésta es el conjunto de todas las tupias t que satisfacen COND(t). Por ejemplo, si queremos averiguar cuáles son los empleados cuyo salario rebasa los $50 000, podemos escribir la siguiente expresión del cálculo relacional de tupias:

{f | EMPLEADO(i) and f.SALARIO>50000}

[1] En nuestra exposición, no supondremos que el lector conoce el cálculo de predicados de primer orden, que se ocupa de variables y valores cuantificados. Si queremos manejar relaciones cuantificadas o conjuntos de conjuntos, tendremos que utilizar un cálculo de predicados de orden superior.

La condición EMPLEADO(t) especifica que la *relación de intervalo* de *(relación abarcada* por) la variable de tupia **t** es EMPLEADO. Se obtendrá toda tupia **t** de EMPLEADO que satisfaga la condición t.SALARIO>50000. Observe que t.SALARIO hace referencia al atributo SALARIO de la variable de tupia t. Esta notación se asemeja a la forma en que los nombres de atributos se califican con nombres de relaciones o seudónimos en SQL. En la notación del capítulo 6, t.SALARIO equivale a escribir t[SALARIO],

La consulta anterior obtiene los valores de todos los atributos de cada una de las tupias EMPLEADO **t** seleccionadas. Si queremos obtener sólo *algunos* de los atributos —digamos el nombre de pila y el apellido— escribiremos

{f.NOMBREP, ¿APELLIDO I EMPLEADO(f) and f.SALARIO>50000}

Esto equivale a la siguiente consulta en SQL:

```
SELECT  T.NOMBREP, T.APELLIDO
FROM    EMPLEADO T
WHERE   T.SALARIO>50000
```

En términos informales, necesitamos especificar la siguiente información en una expresión del cálculo relacional de tupias:

1. Para cada variable de tupia t, la relación de intervalo R de t. Este valor se especifica mediante una condición de la forma R(t).
2. Una condición para seleccionar combinaciones específicas de tupias. Conforme las variables de tupia abarcan sus relaciones de intervalo respectivas, la condición se evalúa para cada posible combinación de tupias a fin de identificar las combina* ciones seleccionadas para las cuales la evaluación de la condición resulta **TRUE.**
3. Un conjunto de atributos que se obtendrán, los atributos solicitados. Se obtienen los valores de estos atributos para cada combinación de tupias seleccionada.

Observe la correspondencia de los elementos anteriores con una consulta SQL simple: el elemento 1 corresponde a los nombres de relación de la cláusula FROM; el elemento 2 corresponde a la condición de la cláusula WHERE, y el elemento 3 corresponde a la lista de atributos de la cláusula SELECT. Antes de examinar la sintaxis formal del cálculo relacional de tupias, consideremos otra consulta que ya hemos visto.

CONSULTA **0**

Obtener la fecha de nacimiento y la dirección del empleado (o empleados) cuyo nombre es 'José B. Silva'.

C0: {¿.FECHAN, ¿DIRECCIÓN | EMPLEADO(f) and f.NOMBREP='José' and f.INIC='B' and f.APELLIDO^Silva[1]}

En el cálculo relacional de tupias, primero especificamos los atributos solicitados t.FECHAN y t.DIRECCIÓN por cada tupia seleccionada t. Luego, después de la barra (|), especificamos la condición para seleccionar una tupia, a saber, que t sea una tupia de la relación EMPLEADO cuyos valores de los atributos NOMBREP, INIC y APELLIDO sean 'José', 'B' y 'Silva', respectivamente.

8.1.2 *Especificación formal del cálculo relacional de tupias*

Una expresión general del cálculo relacional de tupias tiene la forma

$$[t.A_1, t_2.A_2, t_n.A_n \mid \mathbf{COND}(r_1, r_2, r_n, r_{n+1}, \ldots t_{n+m})\}$$

donde t_1, t_n t_n, t_{n+1} t_{n+2}, t_{n+m} son variables de tupia, cada A. es un atributo de la relación que abarca t, y COND es una condición o fórmula[1] del cálculo relacional de tupias. Una fórmula está constituida por átomos del cálculo de predicados, que pueden ser uno de los siguientes:

1. Un átomo de la forma R(t.), donde R es un nombre de relación y t. es una variable de tupia. Este átomo identifica el intervalo de la variable de tupia t. como la relación cuyo nombre es R.
2. Un átomo de la forma t..A op t..B, donde op es uno de los operadores de comparación en el conjunto {=, *, <, <, >, >}, t y ŧ son variables de tupia, A es un atributo de la relación que t. abarca, y B es un atributo de la relación que t abarca.
3. Un átomo de la forma t..A op c o c op t.B, donde op es uno de los operadores de comparación del conjunto {=, *, <, <, >, >}, t. y t. son variables de tupia, A es un atributo de la relación que t. abarca, B es un atributo de la relación que t. abarca y c es un valor constante.

Si evaluamos cualquiera de los átomos anteriores para una combinación específica de tupias, obtendremos **TRUE** o bien **FALSE;** esto se denomina valor lógico de un átomo. En general, una variable de tupia abarca todas las posibles tupias "en el universo". En el caso de átomos del tipo 1, si asignamos a la variable de tupia una tupia que es *miembro de la relación especificada* R, el átomo será **TRUE;** de lo contrario será **FALSE.** En el caso de átomos de los tipos 2 y 3, si las variables de tupia se asignan a tupias tales que los valores de los atributos especificados de las tupias satisfagan la condición, el átomo será **TRUE.**

Una fórmula (condición) consta de uno o más átomos conectados mediante los operadores lógicos and (y), or (o) y not (no) y se define recursivamente así:

1. Todo átomo es una fórmula.
2. Si Fj y F_2 son fórmulas, también son fórmulas (Fj and F_2), *(F_1* or F_2), *not(F)* y not(F_2). Los valores lógicos de estas cuatro fórmulas se derivan de sus fórmulas componentes F_1 y F_2 como sigue:
   a. (Fj and F_2) es **TRUE** si tanto F_1 como F_2 son **TRUE;** de lo contrario, es **FALSE.**
   b. (Fj or F_2) es **FALSE** si tanto F_1 como F_2 son **FALSE;** de lo contrario, es **TRUE.**
   c. not(Fj) es **TRUE** si F_1 es **FALSE;** es **FALSE** si F_1 es **TRUE.**
   d. not(F_2) es **TRUE** si F_2 es **FALSE;** es **FALSE** si F_2 es **TRUE.**

Además, hay dos símbolos especiales, llamados cuantificadores, que pueden aparecer en las fórmulas; éstos son el cuantificador universal (V) y el cuantificador existencial (3). Los valores lógicos de las fórmulas con cuantificadores se describen en los incisos 3 y 4 (veáse

[1]También se le conoce como **fórmula bien formada,** o **fbf,** en lógica matemática.

más adelante), pero antes necesitamos definir los conceptos de variable de tupia libre y variable de tupia ligada en una fórmula. En términos informales, una variable de tupia t está ligada si está cuantificada; esto es, si aparece en una cláusula (3 t) o (V t); de lo contrario, está libre. En términos formales, definimos una variable de tupia en una fórmula como libre o ligada de acuerdo con las siguientes reglas:

- Una ocurrencia de una variable de tupia en una fórmula F que sea un *átomo* está libre en F.
- Una ocurrencia de una variable de tupia t está libre o ligada en una fórmula constituida por conectores lógicos — *(F*, and F₂), *(F*, or F₂), notíF,) y not(F₂) — dependiendo de si está libre o ligada en *F*, o F₂ (si ocurre en cualquiera de ellas). Adviértase que en una fórmula de la forma F = (F, and F₂) o (F, or F₂), una variable de tupia puede estar libre en *F*, y ligada en F₂, o viceversa. En este caso, una ocurrencia de la variable de tupia está ligada y la otra está libre en F.
- Todas las ocurrencias *libres* de una variable de tupia t en F están ligadas en una fórmula F¹ de la forma F = (3 t) (F) o F = (V t) (F). La variable de tupia está ligada al cuantificador especificado en F. Por ejemplo, considere las dos fórmulas:

  F : **d.NOMBRED='Investigación'**
  F : (3 *t)* **(d.NÚMEROD=t.ND)**

  La variable de tupia *d* está libre tanto en *F*, como en F₂, en tanto que t está ligada al cuantificador 3 en F₂.

Ahora podemos dar las reglas 3 y 4, para continuar la definición de fórmula que acabamos de iniciar:

3. Si F es una fórmula, también lo es (3 t) (F), donde t es una variable de tupia. La fórmula (3 t) (F) es **TRUE** si la evaluación de la fórmula F resulta **TRUE** para *alguna* (por lo menos una) tupia asignada a ocurrencias libres de t en F; de lo contrario, (3 *t)* (F) es **FALSE.**
4. Si F es una fórmula, también lo es (V t) (F), donde t es una variable de tupia. La fórmula (V t) (F) es **TRUE** si la evaluación de la fórmula F resulta **TRUE** para *toda tupia* (en el universo) asignada a ocurrencias libres de t en F; de lo contrario, (V t) (F) es **FALSE.**

El cuantificador (3) se denomina cuantificador existencial porque una fórmula (3**t**) (F) es **TRUE** si "existe" alguna tupia t que haga que F sea **TRUE.** En el caso del cuantificador universal, (V t) (F) es **TRUE** si t se sustituye por cualquier posible tupia que se pueda asignar a ocurrencias libres de **t** en F y F es **TRUE** después de efectuarse *cualquiera de esas sustituciones.* Se denomina cuantificador universal porque todas las tupias del "universo de" tupias deben hacer que F sea **TRUE.**

8.1.3 *Ejemplos de consultas empleando el cuantificador existencial*

Usaremos muchas de las consultas que presentamos en el capítulo 6 para dar al lector una idea de cómo se especifican las mismas consultas en el álgebra y en el cálculo relaciónales.

Observe que algunas consultas son más fáciles de especificar en el álgebra relacional que en el cálculo, y viceversa.

CONSULTA 1
Obtener el nombre y la dirección de todos los empleados que trabajan para el departamento 'Investigación'.

C1 : {¿NOMBREP, ¿APELLIDO, ¿DIRECCIÓN | EMPLEADO(f) and ((3c/) (DEPARTAMENTO(cf) and d.NOMBRED=1nvestigación' and d.NÚMEROD=¿ND))}

Las *únicas variables de tupia libres* en una expresión del cálculo relacional deberán ser las que aparezcan a la izquierda de la barra (|). En C l , t es la única variable libre, y después se *liga sucesivamente* a cada una de las tupias que *satisfacen las condiciones* especificadas en C1, y se obtienen los atributos NOMBREP, APELLIDO y DIRECCIÓN de cada una de esas tupias. Las condiciones EMPLEADO (t) y DEPARTAMENTO *(d)* especifican las relaciones de intervalo para t y *d.* La condición d.NOMBRED = 'Investigación' es una condición de selección y corresponde a una operación SELECCIONAR del álgebra relacional, en tanto que la condición d.NÚMEROD = t.ND es una condición de reunión y cumple un cometido similar al de la operación REUNIÓN (véase el capítulo 6).

CONSULTA **2**
Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', obtener una lista con el número de proyecto, el número del departamento que lo controla, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de dicho departamento.

C2 : {p.NÚMEROP, p.NÚMD, m.APELLIDO, m.FECHAN, m.DIRECCIÓN | PROYECTO(p) and EMPLEADO(m) and p.LUGARP='Sant¡ago' and ((3d)(DEPARTAMENTO(d) and p.NÚMD=d.NÚMEROD and d.NSSGTE=m.NSS))}

En C2 hay dos variables de tupia libres, *p* y m. La variable de tupia *d* está ligada al cuantificador existencial. La condición de consulta se evalúa para cada combinación de tupias asignada a *p* y a m; y de todas las posibles combinaciones de tupias a las que están ligadas *p* y m, sólo se seleccionan las combinaciones que satisfagan la condición.

Dos o más variables de tupia de una consulta pueden abarcar la misma relación. Por ejemplo, para especificar la consulta C8 — para cada empleado, obtener el nombre de pila y el apellido del empleado y el nombre de pila y el apellido de su supervisor inmediato — especificaremos dos variables de tupia e y *s* que abarquen la relación EMPLEADO:

C8 : {e.NOMBREP, e.APELLIDO, s.NOMBREP, s.APELLIDO | EMPLEADO(e) and EMPLEADO(s) and e.NSSSUPER=s.NSS}

CONSULTA **3'**
Buscar los nombres de los empleados que trabajan en *algún* proyecto controlado por el departamento número 5. Esta es una variación de la consulta 3 en la que "todos los" se cambia por "algún". En este caso necesitamos dos condiciones de reunión y dos cuantificadores existenciales.

C3': {e.APELLIDO, e.NOMBREP | EMPLEADO(e) and ((3 x)(3 *w)* **(PROYECTO(x) and TRABAJA_EN(w) and x.NÚMD=5 and w.NSSE=e.NSS and x.NÚMEROP=w.NÚMP))}**

CONSULTA 4

Preparar una lista de números de los proyectos en los que intervenga un empleado cuyo apellido es 'Silva', ya sea como trabajador o como gerente del departamento que controla el proyecto.

C4 : {p.NÚMEROP I PROYECTO(p) and
(((3 e)(3 w)(EMPLEADO(e) and TRABAJA_EN(tv) and
w.NÚMP=p.NÚMEROP and e.APELLIDO='S¡lva' and e.NSS=iv.NSSE))
or
((3 *m*)(3 o)(EMPLEADO(m) and DEPARTAMENTO(d) and
p.NÚMD=af.NÚMEROD and d.NSSGTE=m.NSS and m.APELLIDO='S¡lva'))))}

Compare esto con la versión de esta consulta en álgebra relacional que se dio en el capítulo 6. La operación UNIÓN del álgebra relacional casi siempre puede sustituirse por una conectiva or en el cálculo relacional. En la siguiente sección estudiaremos la relación entre los cuantificadores universal y existencial y mostraremos la forma de convertir uno en el otro.

8.1.4 *Transformación entre los cuantificadores universal y existencial*

Ahora presentaremos algunas transformaciones bastante conocidas de la lógica matemática que expresan las relaciones que guardan entre sí los cuantificadores universal y existencial. Es posible transformar un cuantificador universal en un cuantificador existencial, y viceversa, y obtener una expresión equivalente. Podemos hacer una descripción informal de una transformación general como sigue: se puede transformar un tipo de cuantificador en el otro con la negación (anteponiendo not); and reemplaza a or y viceversa; una fórmula negada se transforma en no negada, y una fórmula no negada se convierte en negada. Algunos casos especiales de esta transformación pueden formularse como se muestra en seguida, donde 3 denota not(3):

(Vx)(P(x)) = *(Ix)(no\(P(x)))*
(3x)(P(x)) = not (Vx)(not *(P(x)))*
(V *x) {P(x)* **and** *Q{x))* = *(3 x)* **(not (P(x)) or not** *(Q{x)))*
(V *x) (P{x)* **or** *Q{x))* = **(3** *x)* **(not (P(x)) and not (Q(x)))**
(3 x) (P(x) or Q(x)) ES not (V x) (not (P(x)) and not (Q(x)))
(3 x) (P(x) and Q(x)) = not (V x) (not (P(x)) or not (Q(x)))

Observe además que se cumple lo siguiente, donde el símbolo significa implica:

(Vx)(P(x))^(3x)(P(x))
(3 x) (P(x)) => not (Vx)(P(x))

Sin embargo, lo siguiente *no es verdadero:*

not (V x) (P(x)) => (3 x) (P(x))

8.1 *5 *Cómo usar el cuantificador universal*

Siempre que usemos un cuantificador universal, conviene seguir ciertas reglas para garantizar que nuestra expresión tenga sentido. Analizaremos estas reglas en relación con la consulta 3.

CONSULTA 3

Buscar los nombres de los empleados que trabajan en *todos* los proyectos controlados por el departamento número 5. Una forma de especificar esta consulta es utilizando el cuantificador universal, como se muestra.

C3 : {e.APELLIDO, e.NOMBREP | EMPLEADO(e) and ((V x)(not (PROYECTO(x))
or (not (x.NÚMD=5) or
((3 w)(TRABAJA_EN(w) and w.NSSE=e.NSS andx.NÚMEROP=w.NÚMP))))))}

Podemos dividir C3 en sus componentes básicos como sigue:

C3 : {e.APELLIDO, e.NOMBREP I EMPLEADO(e) and *F'}*
F' **= (V x)(not (PROYECTO(x)) or F)**
F **= (not (x.NÚMD=5) or** *Fj*
F_2 **= (3 w)(TRABAJA_EN(w) and w.NSSE=e.NSS and x.NÚMEROP=w.NÚMP)**

El truco consiste en excluir de la cuantificación universal todas las tupias que no nos interesan, lo que podemos lograr haciendo que la condición sea TRUE *para todas esas tupias.* Esto es necesario porque una variable de tupia abarcada por una cuantificación universal, como x en C3, debe resultar TRUE *para toda tupia posible* que se le asigne. Las primeras tupias que se excluyen son las que no están en la relación R que nos interesa; luego se excluyen las tupias de R que no nos interesan; por último, especificamos una condición F_2 que deben cumplir todas las tupias de R restantes. En C3, R es la relación PROYECTO. Se seleccionan para el resultado de la consulta todas las tupias *e* que hagan que F_2 sea TRUE *para todas las tupias de PROYECTO restantes que no se han excluido.* Así pues, podemos explicar C3 como sigue:

1. Para que la fórmula F = (V x) (F) sea TRUE, la fórmula F debe ser TRUE *para todas las tupias del universo que se puedan asignar a x.* Sin embargo, en C3 sólo nos interesa que F sea TRUE para todas las tupias de la relación PROYECTO que están bajo el control del departamento 5. Por tanto, la fórmula F tiene la forma (not(PROYECTO(x)) or Fj). La condición 'not(PROYECTO(x)) or...' es TRUE para todas las tupias *que no están en la relación PROYECTO,* y tiene el efecto de excluir estas tupias de la consideración del valor lógico de F_1. Para *cada tupia* de la relación PROYECTO, Fj debe ser TRUE para que F sea TRUE.

2. Siguiendo el mismo razonamiento, no queremos considerar las tupias de la relación PROYECTO que no nos interesan. Como queremos que una tupia EMPLEADO seleccionada trabaje en todos los proyectos controlados por el departamento número 5, sólo nos interesan las tupias PROYECTO en las que NÚMD = 5. Por tanto, podemos decir

   si (x.NÚMD=5) entonces F_2

   lo que equivale a

   (not(x.NÚMD=5) or F_2**)**

Así pues, la fórmula F, tiene la forma (PROYECTO(x) and (not(x.NÚMD=5) or F)). En el contexto de C3, esto significa que, para una tupia x de la relación PROYECTO, o bien NÚMD * 5 o bien debe satisfacerse F_2.

3. Por último, F_2 proporciona la condición que queremos que cumpla una tupia EMPLEADO seleccionada: que el empleado trabaje en *todas las tupias* PROYECTO *que todavía no se hayan excluido.* La consulta selecciona estas tupias EMPLEADO.

En español, C3 proporciona la siguiente condición para seleccionar una tupia EMPLEADO *e:* para toda tupia x de la relación PROYECTO con x.NÚMD = 5, debe existir una tupia *w* en TRABAJA_EN tal que w.NSSE = e.NSS y w.NÚMP = x.NÚMEROP. Esto es lo mismo que decir que el EMPLEADO e trabaja en todo PROYECTO x en el DEPARTAMENTO número 5. (Esto ya suena familiar, ¿no es así?)

Si usamos la transformación general de cuantificador universal a existencial dada en la sección 8.1.4, podremos reformular la consulta C3 como se muestra en C3A:

C3A: {e.APELLIDO, e.NOMBREP | EMPLEADO(e) and (not (∃ *x*) (PROYECTO(x) and (xNÚMD=5) and (not(∃ w)(TRABAJA_EN(w) and w.NSSE=e.NSS and x.NÚMEROP=w.NÚMP)))))}

Veamos ahora algunos ejemplos adicionales de consultas que utilizan cuantificadores.

CONSULTA 6

Obtener los nombres de los empleados que no tienen dependientes.

C6 : {e.NOMBREP, e.APELLIDO | EMPLEADO(e) and (not(∃d)(DEPENDIENTE *(d)* and e.NSS=of.NSSE))}

Por la regla de transformación general, podemos reformular C6 como sigue:

C6A : {e.NOMBREP, e.APELLIDO | EMPLEADO(e) and ((V cf)(not(DEPENDIENTFi(cy)) or not(e.NSS=d.NSSE)))}

CONSULTA 7

Listar los nombres de los gerentes que tienen por lo menos un dependiente.

C7 : {e.NOMBREP, e.APELLIDO | EMPLEADO(e) and ((∃ *d)* (∃ p) (DEPARTAMENTO(of) and DEPENDIENTE(p) and e.NSS=d.NSSGTE and p.NSSE=e.NSS))}

8.1.6 *Expresiones seguras*

Siempre que usemos cuantificadores universales, cuantificadores existenciales o negación de predicados en una expresión del cálculo, deberemos asegurarnos de que la expresión resultante tenga sentido. Una expresión segura en cálculo relacional es una que siempre produce un *número finito de tupias* como resultado; de lo contrario, se dice que la expresión es insegura. Por ejemplo, la expresión

***{t* \ not(EMPLEADO(f))}**

es *insegura* porque produce todas las tupias del universo que *no son* tupias EMPLEADO: un número infinito de tupias. Si seguimos las reglas que dimos al examinar C3, obtendremos una expresión segura si utilizamos cuantificadores universales. Podemos definir las "expresiones seguras" de manera más precisa presentando el concepto de *dominio de una expresión del cálculo relacional de tupias:* el conjunto de todos los valores que aparecen como valores constantes en la expresión o bien que existen en cualquier tupia de las relaciones a las que se hace referencia en la expresión. El dominio de **{t | not** (EMPLEADO (t))} es el conjunto de todos los valores de atributos que aparecen en alguna tupia de la relación EMPLEADO (para cualquier atributo). El dominio de la expresión C3A incluiría todos los valores que aparecen en EMPLEADO, PROYECTO y TRABAJA_EN (en UNIÓN con el valor 5 que aparece en la consulta misma).

Se dice que una expresión es segura si todos los valores de su resultado pertenecen al dominio de la expresión. Observe que el resultado de {t | not (EMPLEADO (t))} es inseguro porque, en general, incluirá tupias (y por tanto valores) que no están en la relación EMPLEADO; tales valores no pertenecen al dominio de la expresión. Todos los demás ejemplos que dimos son expresiones seguras.

8.1.7 *Cuantificadores en SQL*

La función EXISTS de SQL es similar al cuantificador existencial del cálculo relacional. Cuando escribimos

```
SELECT   ...
FROM
WHERE    EXISTS   (SELECT   *
                   FROM     RX
                   WHERE    P{X))
```

en SQL, ello equivale a decir que una variable de tupia X que abarca la relación R está cuantificada existencialmente. La consulta anidada a la que se aplica la función EXISTS normalmente está correlacionada con la consulta exterior; esto es, la condición P(X) incluye algún atributo de las relaciones de la consulta exterior. La condición WHERE de la consulta exterior resulta 1 R U E si la consulta anidada devuelve un resultado no vacío que contenga una o más tupias.

SQL no cuenta con un cuantificador universal. El empleo de un cuantificador existencial negado (3 x) especificado con NOT EXISTS es la forma en que SQL maneja la cuantificación universal, como se ilustró con C3 en el capítulo 7.

8.2 El lenguaje QUEL*

QUEL es un lenguaje de definición y manipulación de datos que se creó originalmente para el SGBD relacional INGRES, de uso muy extendido. La primera versión de INGRES, acrónimo de *Interactive Graphics and Retrieval System* (sistema interactivo de gráneos y obtención de datos), se creó como proyecto de investigación en la University of California en Berkeley a mediados de los años setenta; a ésta se le conoce como INGRES universitario. Un SGBD comercial

de INGRES ha estado en el mercado desde 1980. QUEL se puede usar como lenguaje de consulta interactivo o incorporarse en un lenguaje de programación anfitrión. Incluye una gama de funcionalidad similar a la de las primeras versiones de SQL. Nuestra exposición seguirá un patrón semejante al empleado en la presentación del SQL en el capítulo 7, pero en forma resumida. Los aspectos de consulta de QUEL están íntimamente relacionados con el cálculo relacional de tupias que vimos en la sección anterior, pero ampliados con las funciones agregadas y la agrupación.

8.2.1 *Definición de datos y de almacenamiento en* QUEL

La orden CREATE y los tipos de datos de QUEL. La orden CREATE (crear) sirve para especificar una relación base —una relación cuyas tupias están almacenadas físicamente en la base de datos— y sus atributos. Se dispone de varios tipos de datos para los atributos. Entre los tipos de datos numéricos están I1, I2 e I4 para enteros de uno, dos y cuatro bytes de longitud, y F4 y F8 para números reales de punto flotante de 4 y 8 bytes de longitud. Los tipos de datos de cadenas de caracteres incluyen Cn y CHAR(n) para cadenas de longitud fija de n caracteres y TEXT(n) y VARCHAR(n) para cadenas de longitud variable máxima de n caracteres.[1] Además, se cuenta con un tipo de datos DATE que ofrece formatos flexibles, entre ellos valores absolutos fecha/hora como '19-OCT-1920 12:00 pm' o valores relativos como '2 years 4 months' (2 años 4 meses) o '1 day 4 hours 30 minutes' (1 día 4 horas 30 minutos). También está disponible un tipo de datos MONEY (dinero), que es un número de 16 dígitos en el que los dos del extremo derecho representan centavos. La figura 8.1 muestra cómo se podrían declarar en QUEL las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 6.5.

La orden INDEX. La orden INDEX sirve para especificar un índice (sólo de primer nivel) para una relación; de hecho, los índices se tratan como relaciones base ordenadas cuyos únicos atributos son los atributos de indización, y el SGBD mantiene apuntadores a los registros correspondientes. En nuestra terminología del capítulo 5, es un ***índice secundario de un solo nivel*** Se puede crear un índice de múltiples niveles especificando un B-TREE (árbol B) sobre un índice ya existente.

```
CREATE EMPLEADO      ( NOMBREP        =  TEXT(15),
                       INIC           =  C1,
                       APELLIDO       =  TEXT(15),
                       NSS            =  C9,
                       FECHAN         =  DATE,
                       DIRECCIÓN      =  TEXT(30),
                       SEXO           =  C1,
                       SALARIO        =  MONEY,
                       NSSSUPER       =  C9,
                       ND             =  I4);
CREATE DEPARTAMENTO    NOMBRED        =  TEXT(15),
                       NÚMEROD        =  I4,
                       NSSGTE         =  C9,
                       FECHAINICGTE   =  DATE );
```

Figura 8.1 Declaración de las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 6.5 en QUEL.

[1] Cn se usó en el INGRES universitario y se comporta de manera peculiar cuando se aplican comparaciones de cadenas. TEXT(n) se introdujo en el INGRES comercial y da resultados más predecibles.

La orden MODIFY y empleo de UNIQUE. Si queremos especificar o modificar la estructura de almacenamiento de una relación base o de un índice, usamos la orden MODIFY. Las estructuras de almacenamiento disponibles son ISAM (indizada secuencial), HASH (dispersión), BTREE (árbol B), HEAP (archivo no ordenado) y HEAPSORT (ordenar los registros ahora, pero sin mantener el orden cuando se inserten nuevas tupias). La letra C antepuesta a cualquier nombre de estructura de almacenamiento —por ejemplo, CHASH o CBTREE— indica que los archivos y sus caminos de acceso se almacenarán en forma comprimida, ahorrando espacio pero aumentando los tiempos de obtención de datos y actualización. Cada relación base (o índice) puede tener cuando más una estructura de almacenamiento definida para ella. La estructura de almacenamiento por omisión usual para una relación base es HEAP.

Los atributos clave se especifican incluyendo la palabra reservada UNIQUE (única) en una orden MODIFY; así pues, al igual que en las primeras versiones de SQL, no es posible especificar atributos clave independientemente de una estructura de almacenamiento específica para la relación. A fin de ilustrar el empleo de MODIFY, suponga que queremos especificar lo siguiente: una clave y un árbol B sobre el atributo NSS de EMPLEADO, un índice sobre la combinación de los atributos APELLIDO y NOMBREP de EMPLEADO, una clave y un acceso por dispersión sobre el atributo NOMBRED de DEPARTAMENTO, y una clave y un índice de árbol B comprimido sobre el atributo NÚMEROD de DEPARTAMENTO. Las instrucciones de L1 realizan todas estas tareas:

```
L1:  MODIFY EMPLEADO TO BTREE UNIQUE ON NSS;
     INDEX ON EMPLEADO IS ÍNDICE_NOMBRE (APELLIDO, NOMBREP);
     MODIFY DEPARTAMENTO TO HASH UNIQUE ON NOMBRED;
     INDEX ON DEPARTAMENTO IS ÍNDICE_NÚMEROD (NÚMEROD);
     MODIFY ÍNDICE_NÚMEROD TO CBTREE UNIQUE ON NÚMEROD;
```

Si ya no se necesita una relación base o un índice, podemos eliminarlos con la orden DESTROY (destruir). En L2 damos un ejemplo:

```
L2:  DESTROY ÍNDICE.NÚMEROD, ÍNDICE.NOMBRE;
```

El QUEL original no tiene órdenes para añadir atributos a las tablas (ALTER en SQL), ni valores NULL explícitos como SQL. Un valor faltante se representa con un espacio en blanco en el caso de tipos de datos de cadena y con 0 (cero) en el caso de tipos de datos numéricos.

8.2.2 *Panorama de las construcciones de consulta de* QUEL

En QUEL las consultas básicas de obtención de datos del tipo seleccionar-proyectar-reunir son muy similares al cálculo relacional de tupias. Se utilizan dos cláusulas, RETRIEVE (obtener) y WHERE (donde); RETRIEVE especifica los atributos que se desea obtener —los atributos de proyección— y WHERE especifica las condiciones de selección y de reunión. QUEL no tiene una cláusula FROM como SQL; en una consulta QUEL, todos los atributos ***se deben calificar explícitamente,*** sea con el nombre de su relación o con una variable de tupia declarada para abarcar su relación. Las variables de tupia se declaran explícitamente con el enunciado RANGE (intervalo) de QUEL.

CONSULTA 0

Obtener la fecha de nacimiento y la dirección del empleado cuyo nombre es 'José B. Silva'.

```
CO:   RETRIEVE  (EMPLEADO.FECHAN, EMPLEADO.DIRECCIÓN)
      WHERE     EMPLEADO.NOMBREP='José' AND EMPLEADO.INIC='B'
                AND  EMPLEADO.APELLIDO='S¡lva'
```

Como alternativa, podemos especificar variables de tupia en declaraciones RANGE y utilizarlas en la consulta. En los ejemplos restantes, supondremos que se han declarado las variables RANGE de L3:

```
L3:   RANGE OF  E, S IS EMPLEADO,
                D IS DEPARTAMENTO,
                P IS PROYECTO,
                T IS TRABAJA.EN,
                DEP IS DEPENDIENTE,
                L IS LUGARES_DEPTOS
```

CONSULTA 1

Obtener el nombre y la dirección de todos los empleados que pertenecen al departamento 'Investigación'.

```
C1:   RETRIEVE  (E.NOMBREP, E.APELLIDO, E.DIRECCIÓN)
      WHERE     D.NOMBRED='Investigación' AND D.NÚMEROD=E.ND
```

CONSULTA 2

Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', listar el número del proyecto, el número del departamento controlador, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de ese departamento.

```
C2:   RETRIEVE  (P.NÚMEROP, P.NÚMD, E.APELLIDO, E.FECHAN,
                 E.DIRECCIÓN)
      WHERE     P.NÚMD=D.NÚMEROD AND D.NSSGTE=E.NSS AND
                P.LUGARP='Santiago'
```

CONSULTA 8

Para cada empleado, obtener su nombre de pila y apellido y el nombre de pila y apellido de su supervisor inmediato.

```
C8:   RETRIEVE  (E.NOMBREP, E.APELLIDO, S.NOMBREP, S.APELLIDO)
      WHERE     E.NSSSUPER=S.NSS
```

Si queremos obtener *todos bs atributos* de las tupias seleccionadas, usamos la palabra reservada ALL (todos). La consulta C1D obtiene todos los atributos de un EMPLEADO y del DEPARTAMENTO al que pertenece, para todos los empleados del departamento 'Investigación':

```
C1D:  RETRIEVE  (E.ALL, D.ALL)
      WHERE     D.NOMBRED=1nvest¡gaciórí AND E.ND=D.NÚMEROD
```

Al igual que en SQL, los resultados de una consulta en QUEL pueden tener tupias repetidas. Para eliminarlas especificamos la palabra reservada UNIQUE en la cláusula RETRIEVE (esto es similar a DISTINCT en SQL). La consulta 11 obtiene todos los salarios de los empleados, conservando los duplicados, mientras que C11A elimina los salarios repetidos del resultado de la consulta:

```
C11:  RETRIEVE  (E.SALARIO)
C11A: RETRIEVE  UNIQUE (E.SALARIO)
```


CONSULTA 3'

Obtener los nombres de los empleados que trabajan en *algún* proyecto controlado por el departamento 5.

```
C3':  RETRIEVE  UNIQUE (E.NOMBREP, E.APELLIDO)
      WHERE     P.NÚMD=5 AND P.NÚMEROP=T.NÚMP AND T.NSSE=E.NSS
```

En QUEL, toda variable de intervalo que aparezca en la cláusula WHERE de una consulta y que no aparezca en la cláusula RETRIEVE estará *cuantificada implícitamente por un cuantificador existencial* Las variables de tupia P y T están cuantificadas implícitamente por el cuantificador existencial en C3'. En el caso de consultas que impliquen cuantificadores universales o cuantificadores existenciales negados, debemos usar la función COUNT (cuenta) o bien la función ANY (cualquier). QUEL cuenta con las funciones integradas COUNT, SUM, MiN, MAX y AVG. Las funciones adicionales COUNTU, SUMU y AVGU *eliminan tupias repetidas antes de aplicar las funciones* COUNT, SUM y AVG.

Todas las funciones QUEL se pueden usar ya sea en la cláusula RETRIEVE o en la cláusula WHERE. Siempre que se utilice una función en la cláusula RETRIEVE habrá que darle un *nombre de atributo independiente,* que aparecerá como cabecera de columna en el resultado de la consulta. En C15, la relación resultante tendrá los nombres de columna SUMSAL, SALMÁX, SALMÍN y SALMEDIO.

CONSULTA 15

Obtener la suma de los salarios de todos los empleados, el salario máximo, el salario mínimo y el salario medio.

```
C15:  RETRIEVE  (SUMSAL = SUM (E.SALARIO), SALMÁX = MAX (E.SALARIO),
                 SALMÍN = MIN (E.SALARIO), SALMEDIO = AVG (E.SALARIO))
```

CONSULTAS 17 Y 18

Obtener el número total de empleados de la compañía (C17) y el número de empleados del departamento 'Investigación' (C18).

```
C17:  RETRIEVE  (TOTAL.EMPS = COUNT (E.NSS))
C18:  RETRIEVE  (EMPSJNVEST = COUNT (E.NSS WHERE E.ND=D.
                 NÚMEROD AND D.NOMBRED='Investigac¡ón'))
```

En QUEL se puede usar el calificador BY (por) en cualquier especificación de función para indicar una cierta agrupación de tupias; así, se pueden usar diferentes agrupaciones en la misma consulta. Cada función puede tener sus propios atributos de agrupación, así como sus propias condiciones WHERE, y la agrupación puede usarse en la cláusula RETRIEVE o en la cláusula WHERE.

CONSULTA 20

Para cada departamento, obtener el número de departamento, el número de empleados del departamento y su salario medio.

```
C20:  RETRIEVE  (E.ND, NÚM_DE_EMPS = COUNT (E.NSS BY E.ND),
                 SALJ/IEDIO = AVG (E.SALARIO BY E.ND))
```

C20 agrupa tupias EMPLEADO por número de departamento al especificar "BY E.ND". La cuenta de los empleados por departamento se escribe COUNT (E.NSS BY E.ND). El atributo de agrupación E.ND debe aparecer también de manera independiente en la lista RETRIEVE para que la consulta tenga sentido.

CONSULTA 21

Para cada proyecto, obtener el número de proyecto, su nombre y el número de empleados que trabajan en ese proyecto.

```
C21:  RETRIEVE  (T.NÚMP, P.NOMBREPR, NÚM_DE_EMPS = COUNT (T.NSSE
                 BY T.NÚMP, P.NOMBREPR WHERE T.NÚMP=P.NÚMEROP))
```

C21 ilustra un ejemplo de agrupación en el que dos relaciones se reúnen con base en la condición T.NÚMP = P.NÚMEROPy luego se agrupan las tupias por (T.NÚMP, P.NOMBREPR), calculándose entonces el resultado de la consulta. C21 ilustra el empleo tanto de la agrupación como de una condición WHERE *dentro de la especificación de una función agregada.* Esto permite aplicar varias funciones a diferentes conjuntos de tupias dentro de la misma consulta.

CONSULTA 22

Para cada proyecto en el que trabajen más de dos empleados, obtener el número del proyecto y el número de empleados que trabajan en él.

```
C22:  RETRIEVE  (T.NÚMP, NÚM_DE_EMPS = COUNT (T.NSSE BY T.NÚMP))
      WHERE     COUNT (T.NSSE BY T.NÚMP) > 2
```

Otra función de QUEL, ANY, sirve para especificar una cuantificación existencial explícita. ANY se aplica a una subconsulta; si el resultado incluye por lo menos una tupia, ANY devuelve 1; en caso contrario, devuelve 0. Así pues, ANY es un tanto parecida a la función EXISTS de SQL, excepto que EXISTS devuelve TRUE o FALSE en vez de 1 o 0. ANY suele aplicarse a una subconsulta anidada que usa agrupación o a una condición WHERE.

CONSULTA 12

Obtener el nombre de todos los empleados que tienen un dependiente con los mismos nombres de pila y sexo que el empleado.

```
C12:  RETRIEVE  (E.NOMBREP, E.APELLIDO)
                WHERE ANY (DEP.NOMBRE_DEPENDIENTE BY E.NSS
                WHERE E.NSS=DEP.NSSE
                AND E.NOMBREP=DERNOMBRE_DEPENDIENTE AND
                E.SEXO=DEP.SEXO) = 1
```

CONSULTA 6

Obtener los nombres de los empleados que no tienen dependientes.

```
C6:   RETRIEVE  (E.NOMBREP, E.APELLIDO)
      WHERE     ANY   (DEP.NOMBRE_DEPENDIENTE BY E.NSS
                       WHERE E.NSS=DERNSSE) = 0
```

CONSULTA 3

Obtener los números de seguro social de los empleados que trabajan en *todos* los proyectos controlados por el departamento número 5.

```
C3:   RETRIEVE  (E.NSS)
      WHERE     ANY  (P.NÚMEROP
                      WHERE  (P.NÚMD=5)
                             AND
                             ANY (T.NÚMP BY E.NSS
                                  WHERE E.NSS=T.NSSE AND
                                  P.NÚMEROP=T.NÚMP) =0) =0
```


QUEL permite efectuar comparaciones parciales de cadenas mediante dos caracteres reservados: "*" reemplaza un número arbitrario de caracteres, y"?" reemplaza un solo carácter arbitrario. Por ejemplo, si queremos obtener todos los empleados cuya dirección está en Santiago, Estado de México, podemos usar C25.

```
C25:  RETRIEVE  (E.APELLIDO, E.NOMBREP)
      WHERE     E.DIRECCIÓN = "Santiago, MX*"
```

QUEL permite el empleo de los operadores aritméticos estándar"+", "*"y 7", así como la colocación del resultado de una consulta *en una relación;* esto se hace con la palabra reservada INTO. Por ejemplo, si queremos conservar el resultado de C27 en una relación llamada AUMENTOS_PRODUCTOX que también contenga el salario actual en cada tupia, además de una columna llamada PROY cuyo valor sea TroductoX' para todas las tupias, podemos usar C27A:

```
C27A: RETRIEVE INTO AUMENTOS_PRODUCTOX (PROY = 'ProductoX',
                E.NOMBREP,
                E.APELLIDO, SALARIO_ACTUAL = E.SALARIO,
                SALARIO_PROPUESTO = E.SALARIO * 1.1)
      WHERE  E.NSS=T.NSSE AND T.NÚMP=P.NÚMEROP AND
                P.NOMBREPR=
                'ProductoX'
```

QUEL también tiene una cláusula SORT BY (ordenar por) similar a la de SQL. En QUEL podemos usar tres instrucciones para modificar la base de datos: APPEND, DELETE y REPLACE. El lenguaje cuenta también con recursos para definir vistas, además de un mecanismo para incorporar QUEL en un lenguaje de programación (llamado EQUEL). Hagamos un breve análisis de las actualizaciones en QUEL. Para insertar una tupia nueva en una relación, QUEL cuenta con la orden APPEND (anexar). Por ejemplo, si queremos añadir una nueva tupia a la relación EMPLEADO de la figura 6.6, podemos usar A 1 :

```
A1:   APPEND TO EMPLEADO (NOMBREP = 'Ricardo', INIC = 'C, APELLIDO =
                'Martínez', NSS = '653298653', FECHAN = '30-DIC-52',
                DIRECCIÓN = 'Olmo 98, Cedros, MX', SEXO = 'M',
                SALARIO = 37000, NSSSUPER = '987654321', ND = 4)
```

La orden APPEND también permite insertar múltiples tupias en una relación seleccionando el resultado de otra consulta. La orden DELETE sirve para eliminar tupias de una relación, e incluye una cláusula WHERE para seleccionar las tupias que se van a eliminar:

```
A4A:  DELETE   EMPLEADO
      WHERE    E.APELLIDO='Bojórquez'

A4B:  DELETE   EMPLEADO
      WHERE    E.NSS='123456789'

A4C:  DELETE   EMPLEADO
      WHERE    E.ND=D.NÚMEROD AND D.NOMBRED='Investigación'
```

La orden REPLACE (reemplazar) sirve para modificar los valores de los atributos. Una cláusula WHERE selecciona de una sola relación las tupias que se van a modificar. Por ejemplo,

si queremos cambiar el lugar y el departamento controlador del proyecto 10 a 'Belén' y departamento 5, respectivamente, usamos A5:

A5: **REPLACE** PROYECTO(LUGARP = 'Belén', NÚMD = **5)**
WHERE RNÚMEROP**=10**

8.23 *Comparación entre QUEL y SQL*

En esta sección haremos una breve comparación entre QUEL y SQL. Vale la pena destacar los siguientes puntos:

- Tanto QUEL como SQL se basan en variaciones del cálculo relacional de tupias; sin embargo, QUEL se acerca mucho más al cálculo relacional de tupias que SQL.
- En SQL el anidamiento de bloques SELECT ... FROM ... WHERE ... se puede repetir arbitrariamente hasta cualquier número de niveles; en QUEL el anidamiento está restringido a un nivel.
- Tanto SQL como QUEL utilizan cuantificadores existenciales implícitos. Ambos manejan la cuantiñcación universal en términos de una cuantiñcación existencial equivalente.
- El mecanismo de agrupación de QUEL —la cláusula BY ... WHERE ...— puede ocurrir cualquier número de veces en las cláusulas RETRIEVE o WHERE, lo que permite diferentes agrupaciones en la misma consulta. En SQL sólo se permite una agrupación por consulta mediante la cláusula GROUP BY ... HAVING así que es preciso anidar las consultas para efectuar diferentes agrupaciones.
- SQL permite algunas operaciones de conjuntos explícitas del álgebra relacional, como UNION; éstas no están disponibles en QUEL, pero se manejan especificando condiciones de selección y de reunión más complejas.
- QUEL permite especificar en un solo enunciado un archivo temporal para recibir la salida de una consulta; en SQL es preciso emplear una instrucción CREATE aparte para crear una tabla antes de poder hacer esto.
- El operador ANY devuelve un valor entero de 0 o 1 en QUEL; el operador EXISTS, que se usa para fines similares en SQL, devuelve un valor booleano de TRUE o FALSE.
- SQL ha evolucionado considerablemente, convirtiéndose en una norma *de jacto* para las bases de datos relaciónales.

8.3 Cálculo relacional de dominios*

El cálculo relacional de dominios, o simplemente cálculo de dominios, es el otro tipo de lenguaje formal para bases de datos relaciónales basado en el cálculo de predicados. Sólo existe un lenguaje de consulta en el mercado, QBE (véase la Sec. 8.4), que guarda cierta relación con el cálculo de dominios, aunque QBE se creó antes de la especificación formal del cálculo mencionado.

El cálculo de dominios difiere del cálculo de tupias en el *tipo de variables* empleadas en las fórmulas: en vez de que las variables abarquen tupias, abarcan valores individuales de los dominios de atributos. Si queremos formar una relación de grado n como resultado de una consulta, deberemos tener n de estas variables de dominio: una para cada atributo. Una expresión del cálculo de dominios tiene la forma

$$K\ x_2, \ldots, x_n \mid \text{COND}(x_1, x_2, \ldots, x_n, x_{n+1}, x_{n+2}, \ldots, x_{n+m})\}$$

donde $x_1, x_2, \ldots, x_n, x_{n+1}, x_{n+2}, \ldots, x_{n+m}$ son variables de dominio que abarcan dominios (de atributos) y COND es una condición o fórmula del cálculo relacional de dominios. Las fórmulas se componen de átomos. Los átomos de una fórmula son un tanto diferentes de los del cálculo de tupias y pueden ser cualquiera de los siguientes:

1. Un átomo de la forma $R(x_1, x_2, \ldots, x_j)$, donde R es el nombre de una relación de grado j y cada x_i, con $1 \le i \le j$, es una variable de dominio. Este átomo expresa que una lista de valores de $<x_1, x_2, \ldots, x_j>$ debe ser una tupia en la relación cuyo nombre es *R*, donde x_i es el valor del í-ésimo atributo de la tupia. A fin de hacer más concisas las expresiones del cálculo de dominio, *se omiten las comas* de la lista de variables; así pues, escribimos

   $$\{x_1, x_2, \ldots, x_n \mid R(x_1, x_2, \ldots, x_n) \text{ and } \ldots\}$$

   en lugar de:

   $$\{x_1, x_2, \ldots, x_n \mid R(x_1, x_2, \ldots, x_n) \text{ and } \ldots\}$$

2. Un átomo de la forma x. op x, donde op es uno de los operadores de comparación del conjunto {=, ¿, <, <, >, >} y x. y x. son variables de dominio.

3. Un átomo de la forma x. op c o c op x, donde op es uno de los operadores de comparación del conjunto {=, £, <, <, >, >}, x. y x son variables de dominio y c es un valor constante.

Al igual que en el cálculo de tupias, la evaluación de un átomo resulta ya sea TRUE o FALSE para un conjunto específico de valores, y estos resultados se denominan valores lógicos de los átomos. En el caso 1, si se asignan a las variables de dominio valores que correspondan a una tupia de la relación especificada R, el átomo será TRUE. En los casos 2 y 3, si se asignan a las variables de dominio valores que satisfagan la condición, el átomo será TRUE.

De manera similar al cálculo relacional de tupias, las fórmulas se componen de átomos, variables y cuantificadores, así que no repetiremos aquí las especificaciones de las fórmulas. A continuación daremos algunos ejemplos de consultas especificadas en el cálculo de dominios. Usaremos letras minúsculas *l*, m, n, x, *y, z* para las variables de dominio.

CONSULTA **0**

Obtener la fecha de nacimiento y la dirección del empleado cuyo nombre es 'José B. Silva'.

CO: $\{uv \mid (\exists q)(\exists r)(\exists s)$
(EMPLEADO(**GTSfcyiwxyz) and** o='José' **and A='B' and** s='S;lva')}

Necesitamos diez variables para la relación EMPLEADO, una para cubrir el dominio de cada atributo en orden. De las diez variables *q*, r, *s*, *z*, sólo *q, r* y s están ligadas a un cuantificador existencial; las demás son libres. Primero especificamos los *atributos solicitados*, FECHAN y DIRECCIÓN, con las variables de dominio u para FECHAN y *v* para DIRECCIÓN. Luego, después de la barra (|), especificamos la condición para seleccionar una tupia: es decir, que

la secuencia de valores asignados a las variables *qrstuvwxyz* sea una tupia de la relación EMPLEADO y que los valores de *q* (NOMBREP), r (INIC) y s (APELLIDO) sean 'José', 'B' y 'Silva', respectivamente. Adviértase que la cuantificación existencial *sób abarca a las variabks que participan en una condición.*

Una notación alternativa para escribir esta consulta es asignar las constantes 'José', 'B' y 'Silva' directamente como se muestra en COA, donde todas las variables son libres:

COA: *{uv* | **EMPLEADOCJosé', 'B',** 'Silva', *t, u, v, w, x, y, z)}*

CONSULTA 1

Obtener el nombre y la dirección de todos los empleados que pertenecen al departamento 'Investigación'.

C1: *{qsv* | (3 **z) (EM***PLEADO(q rstuvwxyz)* **and** (3 */*) (3 *m)*
(DEPARTAMENTO(//77Do) and l='Investigación' and *m=z))}*

Una condición que relaciona dos variables de dominio que abarcan atributos de dos relaciones, como m = *z* en C1, es una condición de reunión; por otro lado, una condición que relaciona una variable de dominio con una constante, como *l* = 'Investigación', es una condición de selección.

CONSULTA 2

Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', listar el número del proyecto, el número del departamento controlador, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de ese departamento.

C2: *{iksuv* | (3 **y) (PROYECTO(/?/y/c) and** (3 *t) {EMPLEADORrstuvwxyz)* **and**
(3 *m)* (3 *n)* **(DEPARTAMENTO(/mno) and** *k=m* **and** *n=t* **and**
y='Santiago'))))}

CONSULTA 6

Obtener los nombres de los empleados que no tienen dependientes.

CB:{qs | (3 **f) (EM PLE ADO(qrsfui/wxyz) and (not**(3 */* **) (DEPENDIENTE(/mnop)**
and f=/))))}

La consulta 6 puede reexpresarse empleando cuantificadores universales en lugar de cuantificadores existenciales, como se muestra en C6A:

C6A:{qs | (3 *t)* **(EM***PLEADO(q rstuvwxyz)* **and ((V /) (not(DEPENDIENTE(/mnop))**
ornot(í=/)))))}

CONSULTA 7

Listar los nombres de los gerentes que tienen por lo menos un dependiente.

C7:{s<7 | (3 *t)* **(EMPL***EADO(qrstuvwxyz)* **and** ((3 **y) (DEPARTAMENTO(/?/y7c)**
and ((3 **/) (DEPENDIENTE(/mnop) and f=y and ¿=f))))))}**

Como ya mencionamos, es posible demostrar que cualquier consulta que se pueda formular en el álgebra relacional se puede expresar también en el cálculo relacional de dominios o en el de tupias. Además, toda expresión segura en el cálculo de dominios o en el de tupias puede expresarse en el álgebra relacional.

8.4 Panorama del lenguaje QBE*

QBE *(Query By Example:* consulta por ejemplo) es un lenguaje de consulta relacional creado en IBM Research que cualquier usuario puede emplear con facilidad. QBE es un producto de IBM que se encuentra en el mercado como parte de la opción de interfaz QMF (Query Management *Facility:* recurso de gestión de consultas) de **DB2.** Difiere de SQL y de QUEL en que el usuario no tiene que especificar explícitamente una consulta estructurada; más bien, la consulta se formula llenando **plantillas** de relaciones que se exhiben en la pantalla de una terminal. La figura 8.**2** muestra el aspecto que podrían tener dichas plantillas en la base de datos de la figura 6.6. El usuario no tiene que recordar los nombres de los atributos ni de las relaciones, porque se exhiben como parte de las plantillas. Es más, el usuario no tiene que seguir reglas de sintaxis rígidas para especificar las consultas, pues las constantes y las variables se introducen en las columnas de las plantillas para construir un **ejemplo** relacionado con la solicitud de obtención de datos o de actualización. QBE está relacionado con el cálculo relacional de dominios, como habremos de ver, y se ha demostrado que su especificación original es relacionalmente completa.

Las consultas de obtención de datos se especifican llenando ciertas columnas de las plantillas de relaciones. Al introducir valores constantes en una plantilla, se teclean tal como son; pero también se pueden introducir **valores de ejemplo,** que van precedidos por el carácter "_" (subrayado). Se utiliza el prefijo "P." (de *Printi* imprimir) para indicar que se deben obtener los valores de una columna en particular. Por ejemplo, consideremos la consulta CO: obtener la fecha de nacimiento y la dirección de 'José B. Silva'; esto puede especificarse en QBE como se muestra en la figura 8.3(a).

En la figura 8.3 (a) especificamos un ejemplo del *tipo de fila* que nos interesa. Los valores de ejemplo precedidos por "_" representan *variables de dominio libres* (véase la Sec. 8.3). Los valores constantes reales, como José, B. y Silva, sirven para seleccionar tupias de la base de datos que tienen esos mismos valores. El resultado de la consulta incluirá los valores de todas las columnas en las que aparezca el prefijo P.

CO se puede abreviar como en la figura 8.3 (b). No hay necesidad de especificar valores de ejemplo para las columnas que no nos interesan. Es más, como los valores de ejemplo

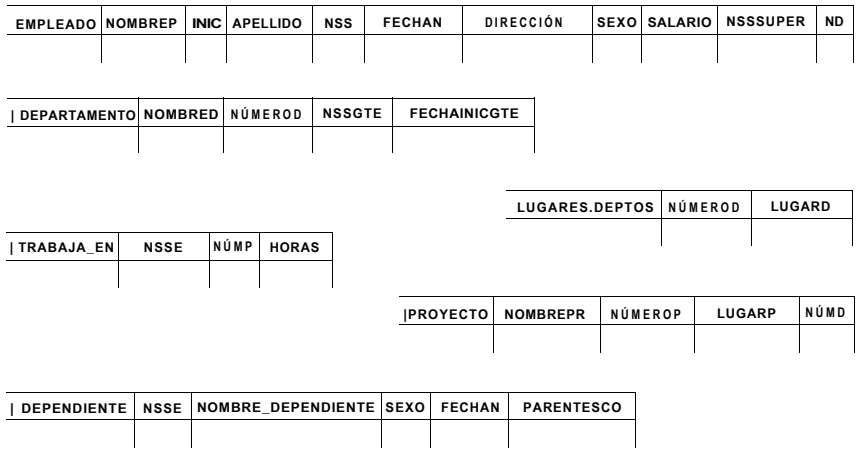


Figura 8.2 El esquema relacional de la figura **6.6,** tal como podría presentarlo **QBE.**

son completamente arbitrarios, podemos limitarnos a especificar nombres de variables para ellos, como se aprecia en la figura 8.3 (c). También podemos omitir por completo los valores de ejemplo, como se ilustra en la figura 8.3(d), y simplemente especificar R en las columnas que se desea consultar.

A fin de percibir la semejanza entre las consultas QBE y el cálculo relacional de dominios, comparemos la figura 8.3 (d) con CO (simplificada) en el cálculo de dominios, a saber:

CO: *{uv* | *EIAPLEADO(qrstuvwxyz)* **and q='José' and r='B' and s='Silva'}**

Podemos concebir cada columna de una plantilla QBE como una *variable de dominio implícita;* así pues, NOMBREP corresponde a la variable de dominio *q,* INIC corresponde a r , y ND corresponde a z. En la consulta QBE, las columnas con P corresponden a las variables especificadas a la izquierda de la barra (|) en el cálculo de dominios, y las columnas con valores constantes corresponderán a las variables para las que se especificaron condiciones de selección de igualdad. La condición EMPLEADO*(qrstuvwxyz)* y los cuantificadores existenciales están implícitos en la consulta QBE porque se utiliza la plantilla correspondiente a la relación EMPLEADO.

En QBE, la interfaz del usuario permite primero al usuario elegir las tablas (relaciones) que necesita para formular una consulta exhibiendo una lista de todos los nombres de relaciones. A continuación se muestran las plantillas de las relaciones elegidas. El usuario se coloca en las columnas apropiadas de las plantillas y especifica la consulta. Se utilizan teclas de función especiales para avanzar a la siguiente columna o a la anterior de la plantilla actual, para pasar a la siguiente plantilla de relación o a la anterior, y para realizar otras funciones comunes.

Ahora veremos algunos ejemplos para ilustrar los recursos básicos de QBE. Debemos introducir explícitamente los operadores de comparación distintos de = (como > o ^) antes de teclear un valor constante. Por ejemplo, la consulta COA, "listar los números de seguro social de los empleados que trabajan más de 20 horas por semana en el proyecto número 1", se puede especificar como en la figura 8.4(a). Si las condiciones son más complejas, el usuario puede solicitar un **cuadro de condición,** que se crea pulsando una determinada tecla de función. En dicho cuadro, el usuario puede teclear la condición compleja.* Por ejemplo la consulta COB, "listar los números de seguro social de los empleados que trabajan más de 20 horas por semana en el proyecto 1 o en el proyecto 2", se puede especificar como se muestra en la figura 8.4(b).

(a)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva	_123456789	P._9/1/60	R_Norte 100, Higueras, MX	_M	_25000	J23456789	_3

(b)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva		R_9/1/60	P._Norte 100, Higueras, MX				

(c)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva		P._X	P._Y				

(d)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva		P.	P.				

Figura 8.3 Cuatro formas de especificar la consulta C0 en **QBE.**

*La negación con el símbolo **-i** no es aceptable en un cuadro de condición.

Es posible especificar algunas condiciones complejas sin cuadros de condición. La regla es que todas las condiciones especificadas en la misma fila de una plantilla estén conectadas por la conectiva lógica **and** (para que una tupia sea seleccionada, deberá satisfacerlas *todas),* en tanto que las condiciones especificadas en distintas filas estén conectadas por **or** *(por lo menos una* debe satisfacerse). Por tanto, COB también puede especificarse introduciendo dos filas distintas en la plantilla, como se muestra en la figura 8.4 (c).

Consideremos ahora la consulta C0C, "listar los números de seguro social de los empleados que trabajan *tanto* en el proyecto 1 *como* en el proyecto 2". Esto no puede especificarse como en la figura 8.5(a), que lista aquellos que trabajan *ya sea* en el proyecto 1 o en el proyecto 2. La variable de ejemplo _ES se ligará a los valores de NSSE de las tupias <-, 1, -> *y también* a los de las tupias <-, 2, ->. La figura 8.5 (b) muestra la forma de especificar COC correctamente; la condición (_EX = _EY) del cuadro hará que las variables _EX y _EY se liguen sólo a valores idénticos de NSSE.

En general, una vez especificada una consulta, los valores resultantes se exhibirán en la plantilla dentro de las columnas apropiadas. Si el resultado contiene más filas de las que caben en la pantalla, la mayor parte de las implementaciones de QBE permitirán desplazarse verticalmente por las filas con la ayuda de una tecla de función. De manera similar, si una plantilla o varias son demasiado anchas para aparecer en la pantalla, se podrán desplazar horizontalmente para poder examinar todas las columnas.

Las operaciones de reunión se especifican en QBE colocando la *misma variable** en las cokimnas que se van a reunir. Por ejemplo, la consulta C1, "listar el nombre y la dirección de todos los empleados que pertenecen al departamento 'Investigación'", se puede especificar como en la figura 8.6(a). Podemos especificar cualquier número de reuniones en una sola consulta, y también una **tabla de resultado** para exhibir el resultado de la consulta de reunión, como se ve en la figura 8.6(a); esto es necesario si el resultado incluye atributos de dos o más relaciones. Si no se especifica tabla de resultado, el sistema coloca el resultado de la consulta en las columnas de las diversas relaciones, lo que puede dificultar su interpretación.

(a)

TRABAJA_EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	P.	1	>20

(b)

TRABAJA.EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	R	_PX	_HX

CONDICIONES
I _HX>20 Y (_PX = 1 O _PX = 2)

(c)

TRABAJA.EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	P.	1	>20
	P.	2	>20

Figura 8.4 Especificación de condiciones complejas en **QBE.** (a) La consulta COA. (b) La consulta COB con un cuadro de condición, (c) La consulta COB sin cuadro de condición.

*Las variables se llaman **elementos de ejemplo** en los manuales de QBE.

(a)

TRABAJA.EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	R_ES	1	
	R_ES	2	

(b)

TRABAJA_EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	R_EX	1	
	R_EY	2	

CONDICIONES

_EX = _EY

Figura 8.5 Especificación de los empleados que trabajan en ambos proyectos, (a) Especificación incorrecta de una condición **AND.** (b) Especificación correcta.

La figura 8.6(a) ilustra también el mecanismo de QBE para especificar la obtención de todos los atributos de una relación, colocando el operador P debajo del nombre de la relación en la plantilla de ésta.

Si queremos reunir una tabla consigo misma, especificaremos diferentes variables que representen las distintas referencias a la tabla. Por ejemplo, la consulta C8, "para cada empleado obtener su nombre y apellido, así como el nombre y el apellido de su supervisor inmediato", se puede especificar como en la figura 8.6 (b), donde las variables que comienzan con E se refieren a un empleado y las que comienzan con S se refieren a un supervisor.

Consideremos ahora los tipos de consultas que requieren agrupación o funciones agregadas. Podemos especificar un operador de agrupación, G., en una columna para indicar que las tupias deben agruparse según el valor de esa columna. Es posible especificar funciones comunes, como AVG. (promedio), SUM., CNT. (cuenta), MAX. y MIN. En QBE las funciones AVG., SUM. y CNT. se aplican a *valores distintos* dentro de un grupo en el caso

(a)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	_NP		_AP			_DIR				DX

DEPARTAMENTO	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE
	Investigación	_DX		

RESULTADO			
P.	_NP	_AP	_DIR

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	_E1		_E2						_XNSS	
	_S1		_S2		_XNSS					

RESULTADO				
P.	_E1	_E2	_S1	_S2

Figura 8.6 Ilustración de la **REUNIÓN** y de las relaciones de resultado en **QBE.** (a) La consulta C1. (b) La consulta C8.

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
								P.CNT.		

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCION	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
								P.CNT.ALL		

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
					P.CNT.ALL			RAVG.ALL		P.G.

PROYECTO	NOMBREPR	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD
	P.	_PX		

TRABAJA_EN	NSSE	NÚMP	HORAS
	P.CNT._EX	G_PX	

CONDICIONES

CNT. EX>2

Figura 8.7 Funciones y agrupación en **QBE.** (a) La consulta C19. (b) La consulta C19A. (c) La consulta C20. (d) La consulta C22A.

por omisión. Si queremos que estas funciones se apliquen a todos los valores, deberemos usar el prefijo ALL* Esta convención es *diferente* en SQL y QUEL, donde por omisión se aplicará una función a todos los valores.

La figura 8.7 (a) muestra la consulta C19, que cuenta el número de valores de salario *distintos* en la relación EMPLEADO. La consulta C19A (Fig. 8.7 (b)) cuenta todos los valores de salario, lo que equivale a contar el número de empleados. La figura 8.7 (c) muestra C20, que obtiene el número de cada departamento, el número de empleados que pertenecen a él y el salario medio dentro de cada departamento; por tanto, la columna ND sirve para agrupar, como lo indica la función G. Podemos especificar varios de los operadores G., R y ALL en una sola columna. La figura 8.7 (d) muestra la consulta C22A, que exhibe el nombre de cada proyecto en el que trabajan más de dos empleados y el número de empleados que trabajan en él.

QBE tiene un símbolo de negación, **-i,** que se utiliza de manera similar a la función NOT EXISTS de SQL. La figura 8.8 muestra la consulta C6, que lista los nombres de los empleados que no tienen dependientes. El símbolo de negación indica que se seleccionarán valores de la variable _SX de la relación EMPLEADO sólo si no ocurren en la relación DEPENDIENTE. El mismo efecto podría lograrse escribiendo * _SX en la columna NSSE.

Aunque la propuesta original del lenguaje QBE manejaba el equivalente de las funciones EXISTS y NOT EXISTS de SQL, la implementación de QBE en QMF (bajo el sistema DB2) no lo hace. Por tanto, la versión QMF de QBE que hemos analizado aquí *no es relacionalmente completa.* Las consultas como C3, "buscar los empleados que trabajan en *todos* los proyectos controlados por el departamento 5", no *se pueden* especificar.

QBE tiene tres operadores para actualizar la base de datos: I. para insertar, D. para eliminar y U. para modificar. Los operadores de inserción y eliminación se especifican en la columna de la plantilla bajo el nombre de la relación, pero el operador de modificación se

[1] ALL de QBE no tiene que ver con el cuantificador universal. Asimismo, ALL se utiliza en QUEL con un propósito distinto.

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	P.		R	_sx						

DEPENDIENTE	NSSE	NOMBRE_DEPENDIENTE	SEXO	FECHAN	PARENTESCO
	_sx				

Figura 8.8 Ilustración de la negación mediante la consulta C6.

especifica en las columnas que se van a modificar. La figura 8.9 (a) muestra la forma de insertar una nueva tupia EMPLEADO. Para la eliminación, primero introducimos el operador D. y luego especificamos las tupias que se eliminarán mediante una condición (Fig. 8.9(b)). Para modificar una tupia, especificamos el operador U. bajo el nombre del atributo, seguido del nuevo valor del atributo. También deberemos seleccionar de la manera acostumbrada la tupia o tupias que se van a modificar. La figura 8.9(c) muestra una solicitud de modificación para aumentar el salario de 'José Silva' en un 10% y además para reasignarlo al departamento 4.

QBE también cuenta con mecanismos para definir los datos. Las tablas de una base de datos se pueden especificar interactivamente, y las definiciones de tablas también pueden actualizarse añadiendo o eliminando una columna, o cambiando su nombre. Asimismo, podemos especificar diversas características para cada columna: si es la clave de la relación, el tipo de datos que tiene, si debe crearse un índice sobre ese campo, etc. QBE cuenta además con mecanismos para definir vistas, autorizar el acceso, almacenar definiciones de consultas para su uso posterior, y así sucesivamente.

QBE no tiene un estilo "lineal" como QUEL y SQL; más bien, es un lenguaje "bidimensional", porque los usuarios especifican sus consultas desplazándose por toda el área de la pantalla. Pruebas con usuarios han demostrado que QBE es más fácil de aprender que SQL, sobre todo para quienes no son especialistas. En este sentido, QBE fue el primer lenguaje de bases de datos relaciónales amable con el usuario.

En fechas más recientes se han creado muchas otras interfaces amables con el usuario para los sistemas comerciales de bases de datos. El empleo de menús, gráficos y formas es ahora cosa muy común.

8.5 Resumen

El cálculo relacional es la expresión formal de un lenguaje de consulta declarativo para el modelo relacional, y se basa en la rama de la lógica matemática llamada cálculo de predicados.

(a)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
i	Ricardo	C	Martínez	653298653	30-DIC-52	Olmo 98, Cedros, MX	M	37000	987654321	4

(b)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ÑD
D.				653298653						

(C)

EMPLEADO	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José		Silva					U_S*1.1		U4

Figura 8.9 Actualización de la base de datos en QBE. (a) Inserción, (b) Eliminación, (c) Modificación en QBE.

Hay dos tipos de cálculos relaciónales: el cálculo relacional de tupias emplea variables que abarcan relaciones; el cálculo relacional de dominios utiliza variables de dominio.

Una consulta se especifica en un solo enunciado declarativo, sin especificar ningún orden ni método para obtener el resultado de la consulta. Por esto, muchos consideran que el cálculo relacional es un lenguaje de más alto nivel que el álgebra relacional. Las expresiones del álgebra relacional especifican implícitamente un ordenamiento de las operaciones para obtener el resultado de una consulta, en tanto que las expresiones del cálculo relacional sólo especifican lo que se desea obtener, independientemente de cómo se pueda ejecutar la consulta.

Estudiamos la sintaxis de las consultas en el cálculo relacional, así como los cuantificadores existencial (3) y universal (V). Vimos que las variables del cálculo relacional están ligadas a estos cuantificadores y examinamos con detalle la forma de escribir consultas con cuantificación universal, analizando el problema de especificar consultas seguras cuyos resultados sean finitos. También presentamos reglas para transformar los cuantificadores universales en existenciales, y viceversa. Son los cuantificadores los que confieren poder de expresión al cálculo relacional, haciéndolo equivalente al álgebra relacional.

El lenguaje SQL, que describimos en el capítulo 7, tiene sus raíces en el cálculo relacional de tupias. Una consulta de SELECCIONAR-PROYECTAR-REUNIR en SQL es similar a una expresión del cálculo relacional de tupias, si consideramos cada nombre de relación especificado en la cláusula FROM de la consulta SQL como una variable de tupia con un cuantificador existencial implícito. La función EXISTS de SQL equivale al cuantificador existencial y se puede usar en su forma negada (NOT EXISTS) para especificar cuantificación universal. SQL no cuenta con un equivalente explícito del cuantificador universal. La agrupación y las funciones agregadas no tienen contraparte en el cálculo relacional.

También analizamos dos lenguajes de bases de datos que tienen que ver con el cálculo relacional. El lenguaje QUEL es muy parecido al cálculo relacional de tupias, sin el cuantificador universal. El lenguaje QBE tiene similitudes con el cálculo relacional de dominios.

Preguntas de repaso

8.1. ¿En qué sentido difiere el cálculo relacional del álgebra relacional, y en qué sentido es similar?

8.2. ¿Qué diferencias hay entre el cálculo relacional de tupias y el cálculo relacional de dominios?

8.3. Explique los significados del cuantificador existencial (3) y del cuantificador universal (V).

8.4. Defina los siguientes términos con respecto al cálculo de tupias: *variable de tupia, relación de intervalo, átomo, fórmula, expresión.*

8.5. Defina los siguientes términos con respecto al cálculo de dominios: *variable de dominio, relación de intervalo, átomo, fórmula, expresión.*

8.6. ¿Qué queremos decir con *expresión segura* en el cálculo relacional?

8.7. ¿Cuándo se dice que un lenguaje de consulta es relacionalmente completo?

8.8. Analice las reglas para especificar atributos de agrupación y funciones en QUEL.

8.9. Analice las reglas para anidar funciones en QUEL.

8.10. Compare las diversas características de SQL y QUEL, y explique por qué podría preferir uno al otro según cada una de sus características.

8.11. Analice las reglas para anidar operadores en QBE.

8.12. ¿Por qué deben aparecer los operadores de inserción (I.) y eliminación (D.) de QBE abajo del nombre de la relación en una plantilla, y no debajo del nombre de una columna?

8.13. ¿Por qué deben aparecer los operadores de modificación (U.) debajo de un nombre de columna en una plantilla de relación y no abajo del nombre de la relación?

Ejercicios

8.14. Especifique las consultas a, b, c, e, f, i y j del ejercicio 6.19 tanto en el cálculo relacional de tupias como en el cálculo relacional de dominios.

8.15. Especifique las consultas a, b, c y d del ejercicio 6.21 tanto en el cálculo relacional de tupias como en el de dominios.

8.16. Especifique las consultas del ejercicio 7.16 tanto en el cálculo relacional de tupias como en el de dominios. Además, especifique esas consultas en el álgebra relacional.

8.17. En una consulta del cálculo relacional de tupias con n variables de tupia, ¿cuál sería el número mínimo característico de condiciones de reunión? ¿Por qué? ¿Qué sucedería si tuviéramos menos condiciones de reunión?

8.18. Reescriba las consultas del cálculo relacional de dominios que siguieron a CO en la sección 8.3 utilizando la notación abreviada de COA, donde el objetivo es minimizar el número de variables de dominio escribiendo constantes en lugar de variables siempre que esto sea posible.

8.19. Considere esta consulta: obtener los NSS de los empleados que trabajan en por lo menos aquellos proyectos en los cuales trabaja el empleado con NSS = 123456789. Esto puede expresarse como (PARA TODO x) (SI P ENTONCES Q), donde:

- x es una variable de tupia que abarca la relación PROYECTO.
- P = empleado con NSS = 123456789 que trabaja en el proyecto x.
- Q = empleado e que trabaja en el proyecto x.

Exprese la consulta en el cálculo relacional de tupias, con base en las reglas:

- (Vx)(P(x))s(3x)(not(P(x))).
- (SI P ENTONCES Q) = (not(P) or Q).

8.20. Indique la forma de especificar las siguientes operaciones del álgebra relacional tanto en el cálculo relacional de tupias como en el de dominios.

a. $a_{A-c}(R(A,B,C))$.

b. $7i_{<AB>}(R(A,B,C))$.

c. R(A,B,C)*S(C,D,E).

d. R(A, B, C)uS(A,B,C).

e. R(A,B,C)nS(A,B,C).

f. R(A, B, C)-S(A,B,C).

g. R(A,B,C)xS(D, E, F).

h. R(A, B)+S(A).

8.21. Sugiera extensiones del cálculo relacional para que sea posible expresar los siguientes tipos de operaciones que vimos en la sección 6.6: (a) funciones agregadas y agrupación; (b) operaciones de REUNIÓN EXTERNA; (c) consultas de cerradura recursiva.

8.22. Escriba enunciados de definición de datos apropiados en QUEL para algunos de los esquemas de base de datos que se muestran en las figuras 6.5, 2.1, 6.19 y 6.22.

8.23. Especifique las consultas de los ejercicios 6.19 y 7.14 en QUEL.

8.24. Considere la siguiente consulta, que es una variación de C24: obtener el NSS del individuo más joven del departamento 5 entre los empleados que ganan más de $50 000. ¿Se puede hacer esto con una sola consulta de QUEL? ¿Se puede hacer en SQL? Si no puede efectuarse con una sola consulta, muestre cómo podría hacerse en pasos almacenando resultados temporales.

8.25. Especifique las actualizaciones del ejercicio 6.20 empleando las órdenes de actualización de QUEL.

8.26. Especifique las consultas del ejercicio 7.16 en QUEL.

8.27. Especifique las actualizaciones del ejercicio 7.17 empleando las órdenes de actualización de QUEL.

8.28. Especifique las consultas del ejercicio 6.26 en QUEL.

8.29. Escriba enunciados QUEL para crear los índices especificados en el ejercicio 7.19.

8.30. Especifique las consultas y actualizaciones de los ejercicios 6.21 y 6.22 en QUEL.

8.31. Repita el ejercicio 7.25, pero use QUEL en vez de SQL.

8.32. Especifique algunas de las consultas de los ejercicios 6.19 y 7.14 en QBE.

8.33. ¿Puede especificar la consulta del ejercicio 8.24 como una sola consulta en QBE?

8.34- Especifique las actualizaciones del ejercicio 6.20 en QBE.

8.35. Especifique las consultas del ejercicio 7.16 en QBE.

8.36. Especifique las actualizaciones del ejercicio 7.17 en QBE.

8.37. Especifique las consultas y actualizaciones de los ejercicios 6.21 y 6.22 en QBE.

Bibliografía selecta

Codd (1971) presentó el lenguaje ALPHA, que se basa en conceptos del cálculo relacional de tupias. ALPHA incluye también la noción de función agregada, lo que va más allá del cálculo relacional. La primera definición formal del cálculo relacional aparece en Codd (1972), donde también se presenta un algoritmo para transformar cualquier expresión del cálculo relacional de tupias al álgebra relacional. Según la definición de Codd, un lenguaje es relacionalmente completo si es por lo menos tan potente como el cálculo relacional. Ullman (1988) describe una demostración formal de la equivalencia entre el álgebra relacional y las expresiones seguras de los cálculos relaciónales de tupias y de dominios.

Las ideas del cálculo relacional de dominios aparecieron por primera vez en el lenguaje QBE (Zloof 1975). Lacroix y Pirotte (1977) publicaron la definición formal de este concepto. El lenguaje ILL (Lacroix and Pirotte 1977a) se basa en el cálculo relacional de dominios. El lenguaje QUEL (Stonebraker ***et al.*** 1976) se basa en el cálculo relacional de tupias, con cuantificadores existenciales implícitos pero sin cuantificadores universales, y se implemento en el sistema INGRES. Zook ***et al.*** (1977) describe el lenguaje para el "INGRES universitario", y la versión comercial de QUEL se describe en RTI (1983). Un libro (Stonebraker 1986) contiene una compilación de artículos de investigación y síntesis relacionados con el sistema INGRES.

Thomas y Gould (1975) informan los resultados de experimentos que comparan la facilidad de uso de QBE con la de SQL. Las funciones del QBE comercial se describen en un manual de IBM (1978); existe una tarjeta de referencia rápida (IBM 1978a), y en los manuales de referencia de DB2 apropiados se examina la implementación de QBE para ese sistema. Whang ***et al*** (1990) integra los cuantificadores universales a las capacidades de QBE.

CAPÍTULO 9

Un sistema de gestión de bases de datos relaciónales: DB2

En este capítulo analizaremos un ejemplo representativo de un sistema de gestión de bases de datos relaciónales (SGBDR): **DB2.** La arquitectura básica de **DB2** se bosqueja en la sección 9**.2.** En la sección 9.3 se explica la definición de datos en **DB2** y en la sección 9.4 se ve cómo se manipulan los datos. La sección 9.5 es un panorama de las estructuras de almacenamiento de **DB2,** y en la sección 9.6 se analizan algunas características adicionales. En primer lugar, en la sección 9.1, presentaremos una perspectiva histórica sobre el desarrollo de los sistemas de bases de datos relaciónales.

Al lector que sólo requiera una introducción general al sistema **DB2** puede pasar por alto las secciones 9.5 y 9.6, que tratan aspectos físicos de **DB2.**

9.1 Introducción a los sistemas de gestión de bases de datos relaciónales

Después de que Codd presentó el modelo relacional en 1970, muchos investigadores se apresuraron a experimentar con las ideas relaciónales. Un proyecto importante dé investigación y desarrollo se inició en el San José (ahora llamado Almadén) Research Center de IBM. Este condujo a la puesta en el mercado de dos productos de SGBD relaciónales de IBM en la década de 1980: SQL/DS, para los entornos DOS/VSE *{disk operating system/virtual storage extended:* sistema operativo de disco/almacenamiento virtual extendido), y VM/CMS *(virtual machine/conversational monitoring system:* máquina virtual/sistema de vigilancia conversacional), presentados en 1981; y **DB2** para el sistema operativo MVS, presentado en 1983. Otro importante SGBD relacional es INGRES, creado en la University of California, Berkeley, a principios de la década de 1970 y comercializado por Relational Technology Inc., a finales de esa misma década. Ahora INGRES es un SGBDR comercial vendido por Ingres, Inc., una subsidiaria de ASK, Inc. Hay otros SGBDR en el mercado que se han popularizado: ORACLE de Oracle, Inc.; Sybase de Sybase, Inc.; RDB de Digital Equipment Corp.; INFORMIX de Informix, Inc., y UNIFY de Unify, Inc. No es posible describir con detalle las características de cada uno de estos SGBDR. En este capítulo estudiaremos las características del producto **DB2** de IBM para que el lector tenga una idea de lo que suelen ofrecer los productos de SGBDR comerciales. En los demás sistemas, las arquitecturas, el apoyo de lenguajes y las herramientas para crear aplicaciones son similares.

Además de los SGBDR antes mencionados, en la década de 1980 muchas implementaciones del modelo relacional de los datos aparecieron en la plataforma del computador personal (PC). Entre ellas están RIM, RBASE 5000, PARADOX, OS**/2** Datábase Manager, DBase IV, XDB, WATCOM SQL, SQL Server (de Sybase, Inc.) y, en fechas más recientes ACCESS (de Microsoft, Inc.). En un principio, éstos fueron sistemas para un solo usuario, pero últimamente han comenzado a ofrecer la arquitectura de bases de datos cliente/servidor (véase la definición en el Cap. 23) y se han venido ajustando a la norma *Open Datábase Connectivity* (ODBC: conectividad abierta de bases de datos) de Microsoft. Gracias a esta norma nos es posible emplear muchas herramientas para máquina frontal con estos sistemas. No examinaremos los SGBDR para PC aquí.

Además, algunos proveedores utilizan de manera un tanto inapropiada el término *relacional* con fines publicitarios, al hablar de sus productos. Para calificar como SGBD relacional genuino, un sistema debe poseer por lo menos las siguientes propiedades:[1]

1. Debe almacenar los datos como relaciones de modo que cada columna se identifique de manera independiente por su nombre de columna y el ordenamiento de las filas carezca de importancia.
2. Las operaciones que puede realizar el usuario, así como las que utiliza internamente el sistema, deben ser verdaderas operaciones relaciónales; esto es, deben ser capaces de generar nuevas relaciones a partir de otras ya existentes.
3. El sistema debe manejar por lo menos una variante de la operación REUNIÓN.

Aunque podríamos hacer más larga esta lista, proponemos estos criterios como un conjunto mínimo para determinar si un sistema es o no relacional. Es fácil comprobar que muchos SGBD que se promueven como relaciónales no satisfacen estos criterios.

A continuación describiremos **DB2,** que es uno de los sistemas relaciónales para computador central más utilizados en la actualidad.

9.2 Arquitectura básica de DB2

El nombre **DB2** es una abreviatura de Datábase **2.** Es un producto SGBD relacional de IBM para el sistema operativo MVS. El presente análisis se refiere a **DB2** Versión **2** Reléase 3 (segunda versión, tercera edición) y, hasta cierto punto, a **DB2** Versión 3. Haremos hincapié en comunicar la complejidad de un producto de SGBDR como **DB2** y su gran variedad de funciones,

[1] Codd (1985) especificó 12 reglas para determinar si un SGBD es relacional, y las presentamos en un apéndice al final del capítulo. Codd (1990) presenta un tratado sobre los modelos y sistemas relaciónales extendidos, identificando más de 330 características de los sistemas relaciónales, divididas en 18 categorías.

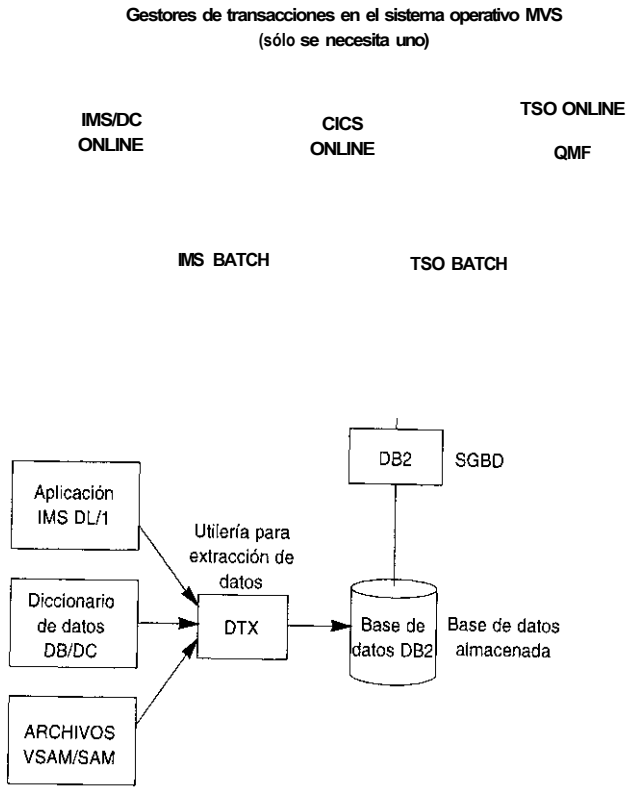


Figura 9.1 Panorama de la organización del sistema DB2, con una vista parcial de sus características.

en vez de presentar una enumeración exacta de las características y los recursos de una versión específica de **DB2.**

DB2 coopera con ("se anexa a", en la terminología del producto) cualquiera de los tres entornos de subsistema de MVS: CICS, TSO e IMS. Estos sistemas cooperan con los recursos de **DB2** para suministrar comunicación de datos y gestión de transacciones. La figura 9.1 muestra las relaciones entre los diversos componentes de **DB2. DB2** proporciona acceso concurrente a las bases de datos para los usuarios de IMS/VS-DC *(Information Management System/Virtual Storage-Data Communications:* sistema de gestión de información/almacenamiento virtual-comunicación de datos), CICS *(Customer Information Control System:* sistema de control de información de clientes) y TSO (Time *Sharing Option:* opción de tiempo compartido), tanto interactivos como por lotes. CICS es un sistema de supervisión de teleproceso: un producto de IBM que muchas industrias utilizan para procesar transacciones de negocios. (Hablaremos del procesamiento de transacciones en el capítulo 17.) IMS/DC es un entorno de comunicación de datos que maneja bases de datos IMS jerárquicas (analizaremos IMS en la sección 11.7). TSO es un entorno de tiempo compartido producido por IBM y

en uso desde hace muchos años. Con el recurso "llamar y anexar" CAF *(Cali Attach Facility;* no se muestra en la figura 9.1) una aplicación puede interactuar con una base de datos **DB2** sin la ayuda de estos supervisores. Las bases de datos **DB2** se pueden utilizar desde programas de aplicación escritos en COBOL, PL/1, FORTRAN, C, PROLOG o lenguaje ensamblador de IBM.

Los puntos que siguen describen con mayor detalle el empleo de los diversos subsistemas ilustrados en la figura 9.1:

1. Una aplicación **DB2** consistente en programas escritos en los lenguajes antes mencionados se ejecuta bajo el control de *uno y sólo uno* de los tres subsistemas: IMS, CICS o TSO. Las aplicaciones **DB2** IMS, CICS y TSO se ejecutan por separado; de hecho, se describen en distintos juegos de manuales.

2. Las aplicaciones IMS, CICS y TSO pueden compartir las mismas bases de datos **DB2.** CSP *(Cross Systems Product:* producto intersistemas) hace posible ejecutar bajo CICS una aplicación creada bajo TSO, y viceversa.

3. **DB2** ofrece dos recursos en línea principales: QMF *(Query Management Facility:* recurso de gestión de consultas) bajo CICS o CAF, y **DB2** Interactive **(DB2I)** bajo TSO. **DB2I** acompaña a **DB2;** permite a los usuarios profesionales introducir SQL interactivamente a través de una interfaz llamada SPUFI y les ayuda a preparar programas y utilerías para su ejecución.

4. Además de las bases de datos **DB2,** las bases de datos IMS también son accesibles desde una aplicación **DB2** bajo los entornos IMS o CICS, pero no bajo TSO. La misma aplicación TSO se puede ejecutar por lotes o en línea, dirigiendo la E/s del programa a archivos o usando terminales para E/s.

Como se muestra en la figura 9.1, otros dos recursos —QMF y DXT— desempeñan importantes papeles en el empleo de **DB2.**

QMF (Query Management Facility). QMF es un producto de IBM que se vende por separado y que actúa como lenguaje de consulta y elaborador de informes. Se ejecuta simplemente como aplicación TSO en línea. Permite a usuarios finales no técnicos hacer consultas *ad hoc* en SQL o en QBE y muestra los resultados de dichas consultas como informes con formato. Puede tener acceso a bases de datos **DB2** y SQL/DS. La salida de QMF se puede dirigir a otras utilerías a fin de dibujar gráficas de barras (con la utilería interactiva de graficación, *Interactive Chart Utility)* y otras presentaciones gráficas de los datos (con. el administrador de presentación gráfica de datos, *Graphical Data Display Manager).* Los usuarios construyen formas de manera interactiva y así controlan la presentación de los resultados de la consulta.

DXT (Data Extract). Este es un programa de utilería que extrae datos de bases de datos IMS o de archivos VSAM *(Virtual Storage Access Method:* método de acceso de almacenamiento virtual) o SAM *(Sequential Access Method:* método de acceso secuencial) y los convierte en un archivo secuencial. DXT puede especificar las solicitudes de extracción en forma interactiva o como trabajos por lotes. Este archivo secuencial tiene un formato adecuado para cargarse directamente en una base de datos **DB2.** DXT es un producto independiente de IBM.

9.2.1 *La familia db2 y DB2/2*

SQL/DS es el primer SGBD relacional de IBM que pertenece a la "familia **DB2".** LOS recursos de definición y manipulación de datos en ambos sistemas son esencialmente idénticos, y sólo muestran diferencias sintácticas secundarias. Los dos emplean SQL como lenguaje de consulta interactiva y como lenguaje de programación de bases de datos, pues lo incorporan en un lenguaje anfitrión (véase la Sec. 7.7). En un principio, **DB2** usaba el código SQL/DS para las partes superiores del sistema (por ejemplo, las funciones de optimización y procesamiento de consultas). Las partes "inferiores" de **DB2** se construían a partir de cero. Los recursos QMF y DXT pueden usarse tanto con **DB2** como con SQL/DS; sin embargo, el almacenamiento de datos en SQL/DS y **DB2** es diferente. Por ejemplo, conceptos como los espacios de tabla de **DB2** no tienen contraparte en SQL/DS. Además, **DB2** permite usar técnicas especializadas para manejar bases de datos grandes y cargas de trabajo pesadas que son exclusivas del sistema operativo MVS. Así como DB**2** proporciona un recurso SQL interactivo para los usuarios finales a través de **DB2I,** SQL/DS puede ofrecer a éstos algunos recursos a través de su componente ISQL (SQL interactivo). El IBM Datábase **2** OS**/2** (abreviado **DB2/2)** es el último de los SGBDR de IBM. Se ejecuta bajo OS**/2** y se introdujo en 1988 con el nombre OS**/2** Extended Edition Datábase Manager. Cabe señalar que el SGBD AS/400 DBMS es diferente de los SGBDR de la familia **DB2.** La mayor parte de su funcionalidad reside en hardware propietario.

9.2.2 *Organización de datos y procesos en DB2*

Veamos primero cómo los usuarios y los programas de aplicación perciben las bases de datos **DB2.** Todos los datos se visualizan como relaciones o "tablas" (término legítimo en **DB2).** Las tablas son de dos tipos: *tablas base,* que existen físicamente como datos almacenados, y *vistas,* que son tablas virtuales sin identidad física independiente en el almacenamiento. Una tabla base consiste en uno o más archivos VSAM.

Procesamiento de aplicaciones. En la figura 9**.2** se muestra de manera simplificada la preparación de una aplicación **DB2** en SQL incorporado. Indica la secuencia de procesos por la que deben pasar las aplicaciones de los usuarios para tener acceso a una base de datos **DB2.** LOS componentes principales del flujo de la aplicación SQL son el precompilador, el enlazador *(Bind),* el supervisor durante la ejecución[1] y el manejador de datos almacenados. En pocas palabras, realizan las siguientes funciones:

- Precompilador: Como se explicó en los capítulos 1 y 7, la tarea del precompilador es procesar las instrucciones de SQL incorporadas en un programa escrito en un lenguaje anfitrión. El precompilador genera dos tipos de salidas: el programa fuente original, donde las instrucciones de SQL incorporado son reemplazadas por llamadas CALL; y módulos de solicitud a la base de datos (DBRM: *datábase request module),* que son colecciones de instrucciones de SQL en forma de árbol de análisis sintáctico y que constituyen la entrada al proceso de enlace.

[1] Los términos *supervisor durante la ejecución (run-time supervisor)* y *manejador de datos almacenados (stored data manager)* no aparecen en los manuales de **DB2.** Los hemos adaptado de Date y White (1988). El término *Relational Data System* (RDS: sistema de datos relacional) que aparece en los manuales de IBM proviene de la implementación original de System R; abarca el precompilador, el enlazador y el supervisor durante la ejecución.

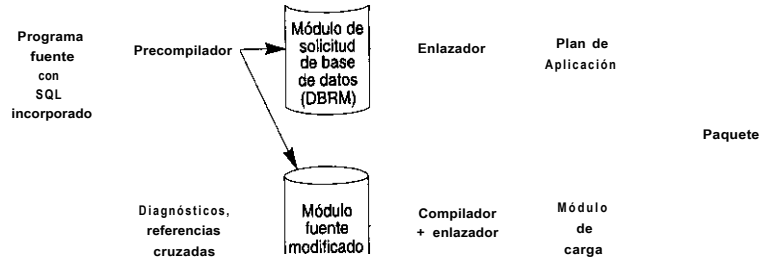


Figura 9.2 Preparación de aplicaciones.

- Enlazador: Este componente atiende ambos tipos de solicitudes de SQL: aquellas que aparecen en programas de aplicación que han de ejecutarse una y otra vez, y las consultas *ad hoc* que se ejecutan sólo una vez. En la primera categoría, después de un análisis detallado y una optimización de consulta (como se explicará en el capítulo 16), uno o más DBRM relacionados se compilan *sólo una vez* para producir un plan de aplicación. Así, como el costo de este enlace se amortiza durante las múltiples ejecuciones del programa, se justifica plenamente. Además, el proceso de enlace permite a una aplicación construir e introducir una instrucción en SQL (dinámico) para que se ejecute de inmediato. El enlazador analiza sintácticamente todos los enunciados SQL. Las instrucciones de manipulación de SQL se enlazan para producir código ejecutable, pero los enunciados de definición y control sólo se analizan y se dejan en una forma que se interpreta en el momento de la ejecución. La salida del enlazador se denomina plan o paquete.

- Supervisor durante la ejecución: Con este término nos referimos a los servicios de **DB2** que controlan la ejecución de la aplicación. La ejecución de una llamada SQL dentro de un programa de aplicación real sigue los pasos de procesamiento ilustrados en la figura 9.3. Cuando se está ejecutando el módulo de carga del programa de aplicación y llega a una instrucción CALL insertada por el precompilador, el control pasa al supervisor a través del módulo apropiado de interfaz de lenguaje de **DB2.** El supervisor durante la ejecución obtiene el plan de aplicación y, aprovechando la información de control en éste, solicita que el manejador de datos almacenados tenga acceso real a la base de datos.

- Manejador de datos almacenados: Éste es el componente del sistema que maneja la base de datos física. Contiene lo que en **DB2** se llama Data Manager (gestor de datos), así como el Buffer Manager (gestor de almacenamiento intermedio), Log Manager (gestor de bitácora), etc. Juntos realizan todas las funciones necesarias para manipular la base de datos almacenada —buscar, leer, actualizar— según los requerimientos del plan de aplicación. Este componente actualiza los índices si es necesario. A fin de lograr el desempeño óptimo de las reservas de almacenamiento

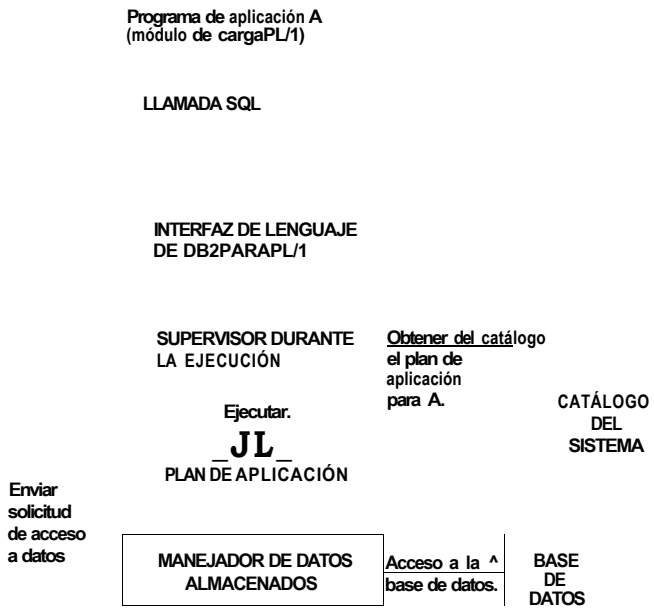


Figura 9.3 Ejemplo de ejecución de una aplicación **PL/1** en **DB2.**

intermedio de lectura anticipada *(read-ahead)* y el de buscar al lado *{look-aside)*. El manejador de datos almacenados puede otorgar acceso disperso y enlazado a las tablas del sistema almacenadas en el catálogo; tiene acceso a los datos o a los índices proporcionando identificadores de páginas al gestor de almacenamiento intermedio. El tamaño de las páginas es de 4096 bytes y corresponde al tamaño de página del sistema operativo.

Procesamiento interactivo. Los usuarios en línea de **DB2** pueden tener acceso a la base de datos mediante el recurso **DB2I** (DB**2** interactivo), que es una aplicación en línea ejecutable bajo **DB2.** Para que un usuario en línea pueda comunicarse con esta aplicación en línea requiere los servicios de un gestor de comunicación de datos (DC: *data communication).* En el caso de **DB2,** la función de gestor de comunicación de datos la desempeña el componente TSO de MVS, el recurso de comunicación de datos DC de IMS, o el CICS (véase la Fig. 9.1). DB**2**I acepta instrucciones en SQL de una terminal y los transfiere a DB**2** para que los ejecute. Incluso durante la ejecución interactiva, las instrucciones de SQL se compilan y se genera el plan de aplicación correspondiente; los resultados se devuelven a la terminal y el plan se desecha después de la ejecución.

Utilerías. Los servicios de base de datos incluyen un conjunto de utilerías, las cuales describiremos más adelante (Sec. 9.5.3).

9.2.3 *Otras funciones relacionadas con la compilación y ejecución de* SQL

Se requieren varias funciones durante la compilación y ejecución de consultas o aplicaciones SQL. Aquí sólo daremos una rápida explicación de las más importantes:

- *Optimización:* Esta función se encarga de elegir un plan de acceso óptimo para atender una solicitud de obtención o actualización en SQL.
- *Recompilación de planes de aplicación:* Siempre que se crea o desecha un índice con CREATE INDEX o DROP INDEX, el supervisor durante la ejecución marca como "no válido" el plan de aplicación correspondiente en el catálogo. Si hay una invocación subsecuente de un plan no válido, se llama al enlazador para que lo recompile con base en el conjunto vigente de índices. Todo el proceso de *enlace automático* es transparente para el usuario.
- *Comprobación de autorización:* El enlazador también verifica si el usuario que lo invocó está autorizado para llevar a cabo las operaciones incluidas en los DBRM que se van a enlazar. **DB2** usa un identificador de autorización del solicitante para determinar si tiene privilegios de acceso. IMS y CICS proveen los identificadores de autorización y controlan su empleo. TSO emplea por omisión el identificador del usuario. Cada uno de los entornos de conexión informa a **DB2,** con el recurso IDENTIFY, cuál es su tipo de conexión. A fin de evitar solicitudes IDENTIFY no autorizadas, una instalación puede controlar quién tiene permiso para conectarse con **DB2** y qué tipo de conexiones puede usar.

9.3 Definición de datos en DB2

Ya estudiamos en la sección 7.1 qué recursos de definición de datos tiene SQL. Estos recursos permiten crear, eliminar y alterar (cuando sea apropiado) tablas base, vistas e índices. Entre sus instrucciones se encuentran las siguientes:

Para tablas	**Para vistas**	**Para índices**
CREATE TABLE	CREATE VIEW	CREATE INDEX
ALTER TABLE		ALTER INDEX
DROP TABLE	DROP VIEW	DROP INDEX

No existe la instrucción ALTER VIEW (alterar vista). ALTER INDEX (alterar índice) sí existe, pero maneja los parámetros físicos de los índices. En el capítulo 7 (Fig. 7.1) presentamos una definición completa de una base de datos relacional en términos de instrucciones CREATE TABLE (crear tabla). Durante la creación, no se impone explícitamente a las tablas base ningún ordenamiento de las tupias. El ordenamiento de las columnas es implícito en virtud del orden en que están los nombres de las columnas en la instrucción CREATE TABLE.

DB2 maneja el concepto de valores nulos. Cualquier columna puede contener un valor nulo a menos que la definición de esa columna en CREATE TABLE especifique explícitamente NOT NULL. Las columnas en las que se permiten valores nulos se representan físicamente en la base de datos almacenada mediante dos columnas: la columna de datos propiamente dicha y una columna oculta de indicadores, con un byte de ancho, en la que un valor hexadecimal de FF significa que se debe ignorar el valor de datos correspondiente (es decir, es nulo) y un valor de 00 indica que el valor correspondiente es válido (no nulo).

93.1 *El catálogo del sistema*

En **DB2,** el administrador de bases de datos u otros usuarios autorizados pueden tener acceso, a través de SQL, a las tablas denominadas *catálogo.* El catálogo del sistema **DB2** contiene una gran variedad de información, como definiciones de tablas base, vistas, índices, aplicaciones, usuarios, privilegios de acceso y planes de aplicación. El sistema consulta estas descripciones para efectuar ciertas tareas; por ejemplo, durante la optimización de consultas el componente enlazador usa el catálogo para obtener información sobre los índices.

DB2 adopta un enfoque uniforme para almacenar los datos y el catálogo: ambos se almacenan como tablas. En vez de describir exhaustivamente el catálogo, daremos una idea de su contenido mencionando unas cuantas tablas importantes:

1. SYSTABLES: Esta tiene una entrada por cada tabla base del sistema. La información relativa a cada tabla incluye, entre otras cosas, su nombre, el nombre de quien la creó y el número total de columnas que contiene.
2. SYSCOLUMNS: Esta contiene una entrada por cada columna (atributo) definida en el sistema. Para cada columna, se almacena su nombre, el nombre de la tabla a la que pertenece, su tipo e información adicional. El mismo nombre de columna puede aparecer en varias tablas.
3. SYSINDEXES. Esta contiene, para cada índice, su nombre, el nombre de la tabla indizada, el nombre del usuario que creó el índice, etcétera.

Consulta de la información del catálogo. Como el catálogo está organizado en forma de tablas, puede consultarse con SQL, igual que cualquier otra tabla. Por ejemplo, consideremos la consulta

```
SELECT   ÑAME
FROM     SYSTABLES
WHERE    COLCOUNT>5
```

Esta consulta SQL busca en el catálogo los nombres de las tablas que contienen más de cinco columnas.

El nombre del creador de las tablas del catálogo es SYSIBM; por tanto, hacemos referencia al nombre completo de una tabla, como SYSTABLES, escribiendo SYSIBM.SYSTABLES. El sistema crea automáticamente entradas de catálogo para las tablas del catálogo. Los usuarios autorizados tienen acceso al catálogo para consultarlo. Así, quienes tienen privilegio de SELECT para el catálogo del sistema, si no están familiarizados con la estructura de la base de datos, pueden consultar el catálogo para conocerla mejor.

Por ejemplo, la consulta

```
SELECT   TBNAME
FROM     SYSIBM.SYSCOLUMNS
WHERE  NAME='NÚMEROD'
```

lista los nombres de las tablas DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS porque contienen la columna NÚMEROD (véase la Fig. 6.5). La disponibilidad para el usuario de la misma interfaz SQL para tener acceso a los metadatos, y no sólo a los datos, es un recurso importante de **DB2.**

Actualización de la información del catálogo. Si bien para los usuarios la consulta del catálogo es informativa, su actualización puede ser realmente devastadora. Por ejemplo, una solicitud corriente de actualización como

```
DELETE
FROM     SYSIBM.SYSTABLES
WHERE    CREATOR=NAVATHE
```

eliminará del catálogo las entradas de todas las tablas creadas por NAVATHE. En consecuencia, dejan de existir las definiciones de dichas tablas, aunque todavía existan las tablas mismas. En esencia, las tablas se han vuelto inaccesibles. A fin de evitar tales situaciones, *no* está permitido realizar las operaciones UPDATE, DELETE ni INSERT en las tablas del catálogo; estas funciones se llevan a cabo con ALTER TABLE, DROP TABLE y CREATE TABLE, que son las instrucciones de definición de datos en SQL. El enunciado COMMENT (comentario) de SQL es útil porque permite almacenar información textual sobre una tabla o columna del catálogo.

Por ejemplo, con referencia a la definición de base de datos de la figura 7.1, el enunciado "COMMENT ON COLUMN DEPENDIENTE.NSSE IS 'Si ambos padres de un dependiente son empleados, el dependiente se representa dos veces.'" se almacena en las columnas REMARKS apropiadas de la entrada en la tabla SYSCOLUMNS.

9.4 Manipulación de datos en DB2

SQL es el lenguaje de manipulación de datos primordial de **DB2.** En el capítulo 7 examinamos una versión de SQL que corresponde muy de cerca a su implementación en **DB2.** Como referencia rápida, ofrecemos la siguiente lista con algunos tipos de obtenciones y actualizaciones que permite realizar el SQL de DB2 (los números se refieren a los ejemplos de consultas del capítulo 7); las versiones más nuevas de **DB2** tal vez manejen algunas de las características que por ahora no están disponibles:

1. Obtenciones simples de tablas (CO).
2. Presentar las filas completas de la tabla que satisfacen una condición previamente especificada (C1C).
3. Obtenciones con eliminación de filas repetidas (CHA).
4. Obtenciones con valores calculados a partir de las columnas (C15).
5. Ordenación del resultado de una consulta (C28).
6. Obtenciones con condiciones que implican conjuntos e intervalos. Estas se realizan con diversos tipos de constructores:
   a. Con IN (C13).
   b. Con BETWEEN (entre; éste no lo vimos en el capítulo 7): **DB2** permite construcciones con BETWEEN o NOT BETWEEN; p. ej., "WHERE SALARIO BETWEEN 50 000 AND 100 000".
   c. Con LIKE (C25,C26).
   d. Con NULL en comparaciones (C14).

7. Obtenciones a partir de múltiples tablas mediante reuniones (C1, C2, C8, etcétera).

8. Consultas anidadas: La anidación puede lograrse pasando los resultados de la subconsulta interior a la consulta exterior, mediante IN (véase C12, C4A). En general, las consultas pueden anidarse hasta cualquier número de niveles. Como se ilustra en C4A, las subconsultas interior y exterior pueden referirse a la misma tabla.

9. Con EXISTS: La cuantificación existencial (Cap. 8) se logra conectando dos subconsultas con EXISTS (C12B, C7). Como no es posible aplicar directamente la cuantificación universal, ello se hace con NOT EXISTS (C6, C3A).

10. Empleo de funciones integradas: las funciones del SQL de **DB2** incluyen COUNT, SUM, AVG, MAX y MIN. EXISTS también se considera una función integrada, aunque, en vez de devolver un valor numérico o de cadena, devuelve un valor lógico.

11. Agrupación (C20, C21) y condiciones sobre grupos (C22).

12. UNIÓN: Es posible obtener la unión de los resultados de subconsultas, siempre que sean compatibles con la unión (véase la definición en el capítulo 6). En **DB2** La posibilidad de incluir cadenas en la instrucción SELECT resulta muy útil junto con UNIÓN. Por ejemplo, si queremos obtener una lista de las personas que trabajaron más de 40 horas o que trabajaron en el proyecto P5, podríamos introducir

```
SELECT   NSSE, 'trabajó más de 40 horas.'
FROM     TRABAJA.EN
WHERE    HORAS>40
UNION    SELECT    NSSE, 'trabajó en el proyecto P5'
         FROM      TRABAJA.EN
         WHERE     NÚMP = P5
```

Los resultados podrían verse así:

```
1000 trabajó más de 40 horas.
1002 trabajó más de 40 horas.
1003 trabajó más de 40 horas.
1002 trabajó en el proyecto P5.
1007 trabajó en el proyecto P5.
```

Observe que, si no hubiéramos incluido restricciones de cadena en la cláusula SELECT, la entidad repetida (1002) habría sido eliminada.

13. CONTAINS, INTERSECTION y MINUS. El SQL de **DB2** no cuenta con estos operadores. Se deben sustituir por construcciones con EXISTS y NOT EXISTS. Además, **DB2** no maneja la unión externa (OUTER UNION).

14. Inserción (A1, A1A, A3B).

15. Eliminación: Se logra con DELETE (A4A-A4D). Si queremos eliminar por completo la definición de la tabla debemos usar DROP TABLE.

16. Modificación: Se logra con UPDATE (A5, A6).

Las instrucciones de actualización del SQL de **DB2** tienen el defecto de que cuando en un INSERT, DELETE o UPDATE interviene una subconsulta, la subconsulta anidada no puede hacer referencia a la tabla destino de la operación. Por ejemplo, si queremos actualizar el valor de HORAS en todas las filas, asignándole el promedio de las horas, sería deseable un tipo de construcción como el que sigue, pero que no está permitido en **DB2:**

```
UPDATE   TRABAJA.EN
SET      HORAS=X
WHERE    X= (   SELECT   AVG(HORAS)
                FROM     TRABAJA.EN)
```

(Una construcción que hiciera innecesaria X eliminando la cláusula WHERE y anidara un SELECT dentro del UPDATE funcionaría aún mejor.) En la práctica, el resultado se logra obteniendo primero el promedio y empleando después ese promedio para hacer la actualización.

DB2 Versión **2** Releáse 3 (y Versión 3) se ajustan a las especificaciones ISO/ANSI SQL89; por ello, es posible que algunas de las siguientes características de **SQL2,** que vimos en el capítulo 7, no estén disponibles en **DB2:**

1. La orden CREATE DOMAIN (como mecanismo para definir nuevos tipos que sirvan para referirse a conjuntos de valores).
2. Empleo de tablas reunidas dentro de la cláusula FROM (Sec. 7.2.8).
3. La orden CREATE ASSERTION (Sec. 7.5) y las instrucciones TRIGGER con procedimientos de acción.

9.4.1 *Procesamiento de vistas*

Como vimos en la sección 7.4, se puede definir una vista en **DB2** con la instrucción CREATE VIEW AS seguida de una consulta SQL. Debemos tener presentes los siguientes puntos al definir vistas en **DB2:**

- En una definición de vista pueden intervenir una o más tablas; puede incluir reuniones y funciones integradas.
- Si no se especifican nombres de columnas en la definición de vista, se pueden asignar automáticamente, excepto cuando se utilicen funciones integradas, expresiones aritméticas o restricciones.
- La consulta SQL con que se define la vista no puede usar UNION ni ORDER BY.
- Es posible definir vistas sobre vistas ya existentes.
- Cuando se define una vista con la cláusula WITH CHECK OPTION, cualquier INSERT o UPDATE en términos de esa vista se someterá a comprobación para confirmar que, en efecto, se satisfaga el predicado de definición de la vista. Por ejemplo, en la instrucción siguiente el predicado de definición de la vista es SALDO > 500:

```
CREATE VIEW    SUJETO_DE_CRÉDITO
AS  SELECT     NÚMCLI, NOMBRE, NÚMTEL
    FROM       CLIENTE
    WHERE      SALDO>500
WITH CHECK OPTION
```

Obtenciones de datos de vistas. Al especificar consultas para obtención de datos las vistas se tratan igual que las tablas base. Puede haber problemas cuando un atributo de la vista sea resultado de una función integrada aplicada a una tabla base subyacente. Por ejemplo, consideremos la siguiente definición de vista:

```
CREATE VIEW    RESUMEN_DEPTO(NDEP, SALARIOTOTAL)
AS             SELECT ND, SUM(SALARIO)
               FROM EMPLEADO
               GROUP BY ND
```

Veamos ahora dos consultas. En primer lugar, la consulta

```
SELECT    NDEP
FROM      RESUMEN.DEPTO
WHERE     SALARIOTOTAL > 100 000
```

no es válida, porque después de la conversión la cláusula WHERE quedará como WHERE SUM(SALARIO) > 100 000, y no pueden incluirse funciones integradas en una cláusula WHERE. La conversión correcta (¿puede escribirla el lector?) contiene una cláusula HAVING, pero en DB2 no es posible una consulta convertida como esa. En segundo lugar, la consulta

```
SELECT    SUM(SALARIOTOTAL)
FROM      RESUMEN_DEPTO
```

tampoco es válida, porque SUM(SALARIOTOTAL) equivale a SUM(SUM(SALARIO)), y DB2 no permite anidar las funciones integradas.

Actualización de vistas. Ya examinamos en la sección 7.4.3 los problemas de la actualización de vistas. DB2 no cuenta con recursos para investigar lo que un usuario desea hacer cuando especifica una actualización de vista. Por añadidura, no hay mecanismos para analizar una actualización y determinar si equivale a un conjunto único de actualizaciones de las relaciones base. Por tanto, DB2 adopta un enfoque más bien restringido al permitir únicamente la actualización de vistas de una sola relación. Además, *incluso en el caso de vistas de una sola relación,* valdrán las siguientes restricciones:

- No se puede actualizar una vista si (a) en su definición interviene una función integrada, (b) su definición tiene DISTINCT en la cláusula SELECT, (c) su definición incluye una subconsulta y la cláusula FROM de dicha subconsulta hace referencia a la tabla base sobre la cual está definida la vista, o (d) hay una cláusula GROUP BY en la definición de la vista.
- Si un campo de la vista se deriva de una expresión aritmética o de una constante, no se permiten inserciones ni actualizaciones; sin embargo, sí se permite DELETE (ya que es posible eliminar una fila correspondiente de la tabla base).

9.4.2 *Empleo de SQL incorporado*

En la sección 7.7 ya tratamos con detalle el SQL incorporado. Aquí mencionaremos unos cuantos puntos más referentes al empleo de SQL incorporado en DB2. Como vimos, es posible

incorporar SQL en programas escritos en COBOL, PL/1, FORTRAN, C, PROLOG y lenguaje ensamblador. Las pautas de incorporación son las siguientes:

- Cualesquiera tablas base o vistas que utilice el programa deberán declararse por medio de un enunciado DECLARE. Esto facilita la comprensión del programa y ayuda al precompilador a verificar la sintaxis.
- Las instrucciones de SQL incorporado deben ir precedidas por EXEC SQL y pueden ir en cualquier lugar en que esté permitida una instrucción *ejecutable* del lenguaje anfitrión.
- El SQL incorporado puede incluir recursos de definición de datos, como CREATE TABLE y DECLARE CURSOR, que son puramente declarativos.
- Las instrucciones de SQL pueden hacer referencia a variables del lenguaje anfitrión precedidas por un signo de dos puntos.
- Las variables anfitrión que reciban valores de SQL deberán tener tipos de datos compatibles con las definiciones de campos en SQL. La compatibilidad no se define con mucha rigurosidad; por ejemplo, las cadenas de caracteres de diversas longitudes o los datos numéricos de naturaleza binaria o decimal se consideran compatibles. DB2 se encarga de las conversiones apropiadas.
- El área de comunicación de SQL (SQL Communication Area: SQLCA) actúa como área de retroalimentación común entre el programa de aplicación y DB2. Un indicador de estado SQLCODE contiene un valor numérico que muestra el resultado de una consulta (por ejemplo, cero indica que se completó con éxito, y +100 indica que se ejecutó la consulta pero que el resultado es nulo).
- No se necesita un cursor para una consulta de obtención de datos SQL que devuelva una sola tupia, ni para las instrucciones UPDATE, DELETE o INSERT (excepto cuando se requiera el CURRENT OF de un registro: véase la Sec. 7.7).
- Puede usarse un programa de utilería especial llamado DCLGEN (generador de declaraciones) para construir automáticamente enunciados DECLARE TABLE en PL/1 a partir de las definiciones CREATE TABLE en SQL. También se generan automáticamente estructuras PL/1 o COBOL que corresponden a las definiciones de las tablas.
- La instrucción WHENEVER (siempre que), colocada fuera de línea, permite revisar SQLCODE para detectar una situación específica. En los ejemplos

```
WHENEVER    NOTFOUND PERFORM X;
WHENEVER    SQLERROR GO TO Y;
```

NOTFOUND y SQLERROR son palabras reservadas del sistema que corresponden a SQLCODE = 100 y SQLCODE = otro valor que no sea 0 ni 100, respectivamente.

9.4.3 *Integridad referencial*

Definimos el concepto de integridad referencial en la sección 6.2.4. Se basa en la noción de claves externas de una relación, que dependen de las claves primarias de otras relaciones. En términos sencillos, la restricción de integridad especifica que la clave externa puede ser

nula o bien tener un valor que se refiera a un valor válido *ya existente* como valor de clave primaria en alguna otra tabla. Si durante una actualización se viola esta restricción, el SGBDR deberá rechazar la actualización o bien emprender una *acción correctiva.* Estas acciones se examinaron en la sección 6.3.

La orden CREATE TABLE que presentamos en la sección 7.1.2, junto con las especificaciones PRIMARY KEY y FOREIGN KEY, se aplican en **DB2. DB2** permite designar claves primarias y externas en las órdenes CREATE TABLE y ALTER TABLE. También estudiamos las opciones SET NULL y CASCADE, con las que se puede indicar la acción a realizar cuando se viola la integridad referencial (véase el esquema de la figura 7.1). Estas son aplicables en **DB2.** También hay una opción RESTRICT en **DB2.** Por ejemplo, si queremos evitar la eliminación de un departamento al que pertenezca actualmente algún empleado, podemos modificar la instrucción CREATE TABLE EMPLEADO de la figura 7.1 (a) de modo que contenga la siguiente especificación:

```
FOREIGN KEY (ND) REFERENCES DEPARTAMENTO (NÚMEROD) ON
DELETE RESTRICT;
```

DB2 permite declarar las claves primarias NOT NULL o NOT NULL WITH DEFAULT (no nulas con valor por omisión). La segunda especificación permite usar un espacio en blanco o cero como valor de clave primaria. Si se declara un índice único sobre la columna de la clave primaria y se especifica NOT NULL WITH DEFAULT, sólo se permitirá una clave con el valor cero o blanco.

Ciertas reglas se aplican en **DB2** a la inserción, eliminación o modificación de valores de clave externa, así como a la eliminación o modificación de valores de clave primaria. Cabe señalar que la eliminación de una clave externa (asignándole el valor nulo) o la inserción de un valor de clave primaria *no* provocan la violación de una restricción de integridad. Las reglas pueden resumirse como sigue:

1. Un valor de clave primaria puede modificarse si no corresponde a ningún valor de clave externa.
2. Si un usuario intenta eliminar un valor de clave primaria, y existe un valor de clave externa correspondiente, entonces:
   a. La eliminación está prohibida si la restricción de clave externa es RESTRICT.
   b. Las tupias correspondientes (en otras tablas) con valores de clave externa idénticos se eliminan si la especificación de restricción es CASCADE.
   c. Se asigna NULL a los valores de clave externa correspondientes si la especificación de restricción es SET NULL.
3. La inserción o modificación de un valor de clave externa sólo están permitidas si existe un valor correspondiente de clave primaria.

El que las restricciones de integridad referencial se ajusten a las reglas anteriores implica que el sistema realizará un procesamiento interno con las operaciones de E/S, los bloqueos de control de concurrencia, etc., que sean necesarios. En general el sistema usa índices, si cuentan con ellos, para la verificación, y realiza ésta en el nivel del manejador de datos sin pasar los datos al "nivel superior" del sistema llamado Relational Data System (sistema de datos relacional). Así, el proceso tiende a ser más eficiente que si lo efectuara una aplicación. Para las operaciones por lotes en que se elimina o inserta un gran número de filas,

puede resultar más eficiente que la aplicación imponga las restricciones de integridad referencial emprendiendo una acción correctiva apropiada a gran escala, en vez de dejar que el sistema compruebe si la restricción se aplica a la eliminación o la inserción en cada fila.

Las utilerías como LOAD (véase la Sec. 9.5.3) proveen un mecanismo para desactivar la comprobación de restricciones. Para hacer esto durante las actualizaciones por lotes, podemos usar el recurso ALTER TABLE para desechar temporalmente las especificaciones de clave externa; y después de la actualización podemos asegurarnos de que los datos sean consistentes mediante la utilería CHECK DATA.

El catálogo mantiene información de integridad referencial en diversos sitios, como los siguientes:

- SYSFOREIGNKEYS contiene el nombre de restricción de clave externa llamada RELNAME y las columnas que contienen la clave.
- SYSCOLUMNS.KEYSEQ, FOREIGNKEY indica si la columna es parte de una clave primaria o de una clave externa.
- SYSTABLESPACE.STATUS indica si el espacio de tablas está en situación de verificación pendiente respecto a la comprobación de la validez de las restricciones de integridad.

Los distintos SGBDR proveen especificación e imposición de la integridad referencial en diferentes niveles de detalle. En algunos sistemas se deja que la aplicación proporcione estas funciones.

9.5 Almacenamiento de datos en DB2*

Una base de datos en **DB2** es una colección de objetos que guardan relaciones lógicas entre sí. Estos objetos son las diversas tablas e índices almacenados físicamente. **DB2** utiliza una terminología especial para describir las áreas de almacenamiento delimitadas. Espa* ció de tablas *(tablespace)* se refiere a la parte del almacenamiento secundario donde se guardan las tablas, y espacio de índices *(indexspace)* se refiere a la parte donde se almacenan los índices. La figura 9.4 es«un esquema de la estructura de almacenamiento de **DB2.** Se muestra la colección total de datos de un sistema formado por las bases de datos de usuario BDX y BDY y la base de datos del catálogo del sistema.

La página es la unidad básica de transferencia de datos entre el almacenamiento secundario y el primario. Un espacio es una colección de páginas dinámicamente extensible, y cada espacio pertenece a un grupo de almacenamiento, que es una colección de áreas de almacenamiento de acceso directo del mismo tipo de dispositivo. No existe correspondencia 1:1 entre una base de datos y un grupo de almacenamiento. En la figura 9.4, el mismo grupo de almacenamiento contiene un espacio de índices y un espacio de tablas de la base de datos BDX y un espacio de tabla de la base de datos BDY. Una base de datos es una unidad de inicio/paro *(start/stop)* que el operador de la consola habilita o inhabilita por medio de una orden START o STOP. Las tablas se pueden pasar de una base de datos a otra sin afectar a los usuarios ni sus programas.

Los grupos de almacenamiento se controlan empleando archivos VSAM (conjuntos de datos en el orden en que se introdujeron). Dentro de una página, **DB2** controla la reorganización sin usar VSAM para nada. **DB2** permite al DBA y al administrador del sistema especificar los detalles de la estructura de almacenamiento, usando diversas instrucciones. Para cada objeto descrito (como una tabla, un espacio de tablas, un índice, un espacio de índices, una

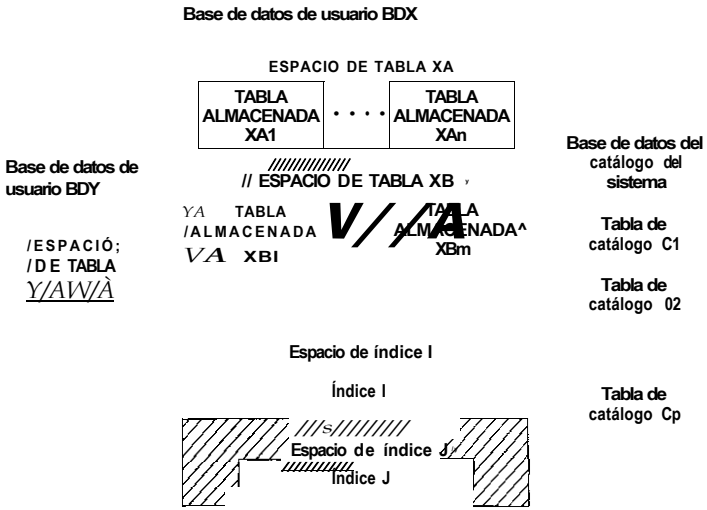


Figura 9.4 Esquema de la estructura de almacenamiento de **DB2.**

base de datos o un grupo de almacenamiento), las tres instrucciones que se utilizan uniformemente son CREATE (crear), ALTER (alterar) y DROP (desechar). Los usuarios no necesitan conocer la organización interna del almacenamiento para poder emplear el sistema. Aunque se requiere un espacio de tablas para almacenar una tabla, el sistema asigna un espacio *por omisión* cuando el creador de la tabla no lo especifica. Una base de datos es una entidad lógica cuyos componentes físicos se pueden cambiar de lugar y manipular libremente sin afectar la integridad de la base de datos. La orden CREATE TABLESPACE identifica la base de datos a la que pertenece el espacio de tablas.

9.5.1 *Espacios de tablas y tablas almacenadas*

El espacio de tablas para una tabla dada se especifica en la instrucción CREATE TABLE de esa tabla. El tamaño de página de un espacio de tabla es 4096 o bien 32 768 bytes. Un espacio de tablas puede crecer si se añade más almacenamiento de un grupo de almacenamiento, hasta un límite superior de 64 gigabytes. El espacio de tablas es la unidad de almacenamiento sujeta a reorganización o recuperación por efecto de una orden de la consola. Como sería muy poco eficiente manejar un espacio de tablas grande de esta manera, **DB2** permite dividir en particiones los espacios de tablas.

Un espacio de tablas sin particiones se denomina espacio de tablas simple. En la mayoría de los casos, un espacio de tablas simple contiene una tabla. Podemos almacenar varias tablas —digamos, EMPLEADO y DEPARTAMENTO— en el mismo espacio de tablas para mejorar el rendimiento si es alta la probabilidad de obtener acceso a ambas a la vez. El índice de una tabla, si lo hay, se guarda en un espacio de índices. Una tabla con índice de agrupamiento (véase el Cap. 5) se carga inicialmente en el espacio de tablas en orden según la clave, empleando una utilería de carga. Se incluyen huecos intermitentes para contener los registros que se inserten posteriormente. Si no hay un índice de agrupamiento, los registros pueden cargarse en cualquier orden y las inserciones se realizan al final del archivo.

Un **espacio de tablas con** particiones contiene una tabla dividida en (agrupada por) intervalos de valores de uno o más campos de partición. Es *obligatorio* tener un índice de agrupamiento sobre esos campos, y dicho índice no puede modificarse. Así, la tabla EMPLEADO puede dividirse mediante un índice de agrupamiento sobre ND. La ventaja de los espacios de tablas con particiones es que cada partición se trata como objeto de almacenamiento individual para fines de recuperación y reorganización, por lo que puede estar asociada a un diferente grupo de almacenamiento.

La división de un espacio de tablas ofrece varias ventajas en el caso de tablas grandes:

- *Mayor disponibilidad de los datos:* Un usuario puede realizar el mantenimiento normal en una partición de la tabla mientras el resto sigue estando disponible para su procesamiento con utilerías o SQL.
- Mejor *desempeño de las utilerías:* Una tarea de utilería puede trabajar con todas las particiones simultáneamente, en vez de trabajar con ellas una por una. Esto puede reducir significativamente el tiempo requerido para completar una tarea de utilería.
- Menor *tiempo de respuesta de las consultas:* Cuando **DB2** examina los datos para responder a una consulta, en ocasiones puede examinar varias particiones al mismo tiempo, en vez de examinar todo el espacio de tablas de principio a fin. Esta mejoría es significativa sobre todo en el caso de consultas complejas o que obligan a **DB2** a examinar grandes cantidades de datos.

Los **espacios de tablas** segmentados están diseñados para contener más de una tabla. El espacio disponible se divide en grupos de páginas llamados segmentos, todos del mismo tamaño. Cada segmento contiene filas de una sola tabla. Si queremos buscar en todas las filas de una tabla, no es necesario examinar todo el espacio de tablas, sino sólo los segmentos que contienen esa tabla. Si se desecha una tabla, sus segmentos quedan de inmediato disponibles para su reutilización. Todos los segmentos deben residir en el mismo conjunto de datos definido por el usuario o en el mismo grupo de almacenamiento.

Cada fila de una tabla constituye un **registro** almacenado: una cadena de bytes que comprende un prefijo con información de control del sistema y hasta n campos almacenados, donde n es el número de columnas de la tabla base. Los campos nulos al final de un registro de longitud variable no se almacenan. Internamente, cada registro tiene un **identificador de registro (RID)** único dentro de una base de datos; consiste en el número de página y el desplazamiento en bytes, respecto al principio de la página, de una caja que, a su vez, contiene la posición de inicio del registro dentro de la página.

Cada **campo** almacenado incluye tres elementos:

- Un campo de prefijo que contiene la longitud de los datos, si es variable.
- Un prefijo indicador de nulo que indica si el campo contiene un valor nulo.
- Un valor de datos codificado.

DB2 ha adoptado la estrategia de almacenar todos los tipos de datos de tal manera que se les considere como cadenas de bytes y que la instrucción de "comparación lógica"

siempre produzca un resultado correcto (incluso con el tipo de datos entero, INTEGER). La interpretación de las cadenas de bytes no es tarea del manejador de datos almacenados. Los campos variables ocupan sólo el espacio real requerido. La compresión o el cifrado de los datos se dejan abiertas a un procedimiento provisto por el usuario, que puede interponerse cada vez que se lea o grabe un registro almacenado. Los registros *dentro de una página* pueden reorganizarse sin alterar sus RID.

9.5.2 *Espacios de índices e índices*

Un espacio de índices corresponde al almacenamiento ocupado por un índice. A diferencia del espacio de tablas, se crea automáticamente. Las páginas de los índices tienen 4096 bytes de largo, pero pueden bloquearse por cuartos de página. Un espacio de índices que contiene un índice de agrupamiento para un espacio de tablas dividido se considera que también está dividido en particiones.

Los índices son árboles B· (véase el Cap. 5) en los que cada nodo es una página. Las páginas hoja están encadenadas a fin de proveer acceso secuencial a las filas (en el espacio de tablas). Una tabla puede tener un índice de agrupamiento y cualquier cantidad de índices no agrupados. Las páginas hoja de un índice no agrupado tienen acceso a las filas del espacio de tablas en un orden diferente al de su orden físico; por tanto, para lograr el procesamiento secuencial eficiente de una tabla es indispensable contar con un índice de agrupamiento.

9.5.3 *Utilerías de DB2*

DB2 ofrece diversas utilerías con las que los creadores de aplicaciones pueden manipular los datos almacenados sin necesidad de escribir programas individuales. En seguida proporcionamos una lista de algunas de las utilerías para manejar los "objetos de datos" de **DB2** (según la terminología de **DB2):**

- LOAD: La utilería LOAD carga datos en tablas **DB2** a partir de conjuntos de datos cuyo método de acceso es el secuencial básico (BSAM: *basic sequential access method),* tablas SQL/DS no cargadas y tablas **DB2** no cargadas. La partición de un espacio de tablas puede reemplazarse mediante la instrucción LOAD REPLACE. La utilería de carga garantiza que los datos cargados en la tabla y en el índice sean consistentes y utilizables.
- REORG: La utilería REORG reorganiza los espacios de tablas y de índices. Puede restablecer el espacio libre y la secuencia física descrita por un índice de agrupamiento. Recupera el espacio perdido por fragmentación y por desechar tablas.
- CHECK: La utilería CHECK INDEX prueba si los índices son congruentes con los datos que indizan y emite mensajes de aviso cuando detecta una inconsistencia. La utilería CHECK DATA busca violaciones de la integridad referencial e indica el lugar donde ocurren; puede servir para eliminar violaciones de la integridad referencial.
- STOSPACE: La utilería STOSPACE provee información acerca del empleo actual del espacio por parte de los espacios de tablas y de índices en un grupo de almacenamiento **DB2** dado. Esta utilería puede actualizar el catálogo de **DB2** con dicha información.

- RUNSTATS: La utilería RUNSTATS proporciona información estadística referente a tablas, espacios de tablas y espacios de índices, y puede actualizar el catálogo de **DB2** con esta información. **DB2** utiliza estos datos estadísticos para optimizar el rendimiento de las instrucciones SQL (analizaremos este punto al tratar la optimización de consultas en el capítulo 16). Los administradores de bases de datos pueden usarlos para evaluar la situación de un espacio de tablas o de índices determinado.
- REPAIR: La utilería REPAIR repara los datos. Estos pueden ser los propios datos del usuario o datos a los que el usuario normalmente no tendría acceso de manera explícita, como es el caso de las entradas de índice.
- Utilerías para diagnóstico: **DB2** cuenta también con una variedad de utilerías que ayudan a los equipos creadores de aplicaciones a diagnosticar los problemas. Entre otras cosas, estas utilerías pueden crear vaciados de memoria con base en sucesos de **DB2,** comprobar la integridad de los espacios de tablas del catálogo y exhibir el contenido de las bitácoras de recuperación.

9.6 Características internas de DB2*

En esta sección resumiremos las características de **DB2** relacionadas con la seguridad, la autorización y el procesamiento de transacciones.

9.6.1 *Seguridad y autorización*

En general, la seguridad de los datos se cuida en dos niveles en **DB2:**

1. El mecanismo de vistas puede servir para ocultar datos confidenciales a usuarios no autorizados.
2. El subsistema de autorización, que proporciona privilegios específicos a ciertos usuarios, les permite otorgar dichos privilegios a otros usuarios de manera selectiva y dinámica, y revocarlos a voluntad.

Las órdenes GRANT (otorgar) y REVOKE (revocar) y la característica GRANT OPTION se analizarán en la sección **20.2.** Aquí sólo plantearemos algunas consideraciones específicas en torno a estas órdenes que son aplicables en **DB2.** El DBA o un administrador apropiado es el encargado de tomar las decisiones referentes al otorgamiento de privilegios específicos a los usuarios y a la revocación de dichos privilegios. Esta decisión de política puede comunicarse a **DB2** mediante instrucciones CREATE VIEW o GRANT y REVOKE. Esta información reside en el catálogo del sistema. Compete al sistema imponer estas decisiones en el momento de la ejecución cuando se intenten operaciones de obtención de datos o de actualización; esta función la realiza el componente enlazador (véase la Fig. 9**.2).**

Identificación del usuario. Para que **DB2** conozca a los usuarios legítimos interviene un identificador de autorización llamado AUTHID, asignado por los administradores del sistema. El usuario está obligado a usar dicho identificador al entrar al sistema. Los usuarios de **DB2** entran primero a CICS, a IMS o a TSO, y el subsistema en cuestión pasa el identificador a **DB2;** así pues, la obligación de verificar el identificador recae en uno de esos subsistemas.

La palabra reservada USER se refiere a una variable del sistema cuyo valor es un identificador de autorización. Si un usuario en particular está usando una vista (para obtener datos o para actualizarlos), la variable USER contiene el identificador del usuario que está *utilizando* la vista, *no* el del que la creó. Así,

```
CREATE   VIEW   TABLAS_PROPIAS
AS              SELECT   *
                FROM     SYSIBM.SYSTABLES
                WHERE    CREATOR=USER
```

es una definición de vista que selecciona las tablas creadas por el usuario que ingresó al sistema. SYSIBM.SYSTABLES y CREATOR son palabras reservadas en **DB2.** Si un usuario cuyo identificador es sbnl34 ingresó al sistema y ejecuta la consulta

```
SELECT   *
FROM     TABLAS_PROPIAS
```

la variable USER de la vista se enlaza a sbnl34, y el resultado de la consulta es la obtención de las entradas de SYSTABLES que fueron creadas por sbnl34.

Las vistas como mecanismo de seguridad. Es posible usar vistas para fines de seguridad si se oculta a los usuarios no autorizados los datos que no deben ver. Si escoge las condiciones apropiadas en la cláusula WHERE, e incluye en la cláusula SELECT sólo las columnas que el usuario tiene permiso de ver, el diseñador del sistema puede ocultar ciertos datos a ese usuario. Las vistas definidas sobre información del catálogo del sistema, como la que acabamos de ilustrar, permiten que un usuario sólo vea ciertas partes del catálogo. Si aplica funciones agregadas como SUM y AVG, el diseñador puede permitir que un usuario vea un resumen estadístico de la tabla base, pero no los valores individuales.

En DB**2,** cuando se inserta o actualiza un registro a través de una vista, no es obligatorio que la fila nueva o modificada deba obedecer las condiciones o predicados de definición de la vista. En ocasiones esto puede originar una situación en la que el registro nuevo o actualizado desaparezca de inmediato de la vista del usuario, aunque aparecerá en la tabla base subyacente. Para impedir tales inserciones o eliminaciones, debe usarse CHECK OPTION en la definición de la vista.

Mecanismos de concesión y revocación. Las instrucciones GRANT y REVOKE de SQL determinan las operaciones específicas que un usuario puede o no realizar. (Aquí es válida la explicación general de la sección **20.2.)** Los privilegios concedidos (por GRANT) a los usuarios se pueden clasificar en las siguientes categorías amplias:

- Privilegios de tablas y vistas:* Se aplican a las tablas base y a las vistas.
- Privilegios de base de datos: Se aplican a las operaciones con una base de datos (como la creación de una tabla).
- Privilegios de plan de aplicación: Se refieren a la ejecución de planes de aplicación.
- Privilegios de almacenamiento: Tienen que ver con el empleo de ciertos objetos de almacenamiento, como son espacios de tablas, grupos de almacenamiento y reservas de almacenamiento intermedio.
- Privilegios de sistemas: Se aplican a operaciones del sistema (como la creación de una nueva base de datos).

También existen ciertos privilegios "envueltos", término que se refiere a una combinación personalizada de privilegios:

- El privilegio SYSADM (administrador del sistema) es el de más alto orden e incluye todos los posibles privilegios del sistema.
- El privilegio DBADM (administrador de la base de datos) sobre una base de datos específica permite al poseedor ejecutar cualquier operación con esa base de datos.
- El privilegio DBACTRL (control de base de datos) sobre una base de datos específica es similar a DBADM, excepto que sólo se permiten operaciones de control, no de manipulación de datos (por ejemplo, en SQL).
- El privilegio DBMAINT (mantenimiento de base de datos) sobre una base de datos específica permite al poseedor ejecutar operaciones de mantenimiento sólo de lectura (como la preparación de copias de seguridad) con la base de datos. Es un subconjunto del privilegio DBACTRL.
- El privilegio SYSOPR (operador del sistema) permite al poseedor efectuar exclusivamente funciones de operador de consola, sin acceso a la base de datos.

Un identificador de autorización tiene el privilegio SYSADM, y representa la función del administrador del sistema. Otros identificadores pueden poseer el privilegio SYSADM, pero éste puede revocarse. PUBLIC es una palabra reservada del sistema e incluye todos los identificadores de autorización.

He aquí unas notas finales respecto a cómo se implementan estas características en **DB2:**

- Un beneficio importante en cuanto al rendimiento se debe al hecho de que es posible aplicar muchas comprobaciones de autorización en el momento del enlace (compilación), y no hay que esperar hasta el momento de la ejecución.
- **DB2** trabaja con diversos sistemas acompañantes; además de ellos, proporciona seguridad en el sistema. Los mecanismos de control individuales de MVS, VSAM, IMS y CICS ofrecen protección adicional.
- Toda la gama de mecanismos de autorización y seguridad es opcional; por tanto, es posible inhabilitarlos, permitiéndose así que cualquier usuario tenga privilegios de acceso totales.

9.6.2 *Procesamiento de transacciones*

Estudiaremos el concepto de transacción y los problemas de recuperación y control de concurrencia relacionados con el procesamiento de transacciones en los capítulos 17 a 19. Aquí sólo describiremos las características específicas de **DB2** y SQL. Tal vez los lectores interesados deseen leer los conceptos descritos en los capítulos mencionados antes de seguir con el resto de esta sección.

En primer lugar, modifiquemos el ejemplo E2 de SQL incorporado de la sección 7.7 para mostrar cómo se escribe una transacción real en **DB2.** Usaremos PL/1 aquí, pues **DB2** no

acepta PASCAL. La transacción consiste en otorgar un aumento A a un empleado cuyo número de seguro social es S:

```
TRANSI: PROC OPTIONS (MAIN);
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR GO TO PROC_ERROR;
DCL S FIXED DECIMAL (9.0);
DCLAFIXED DECIMAL (7.2);
GET LIST (S.A);
EXEC SQL UPDATE EMPLEADO
SET SALARIO = SALARIO + :A
WHERE NSS = :S;
EXEC SQL WHENEVER NOTFOUND GO TO IMPRJvIENSAJE;
COMMIT;
GO TO SALIR;
IMPR_MENSAJE: PUT LIST ('EL EMPLEADO', S, 'NO ESTÁ EN LA BASE DE DA-
TOS'); GOTO SALIR;
PROC_ERROR: ROLLBACK;
SALIR: RETURN;
END TRANSI;
```

En este ejemplo, la transacción puede fallar si ningún empleado tiene el número de seguro social S (NOTFOUND) **0** si SQLCODE devuelve un valor negativo (SQLERROR).

También podemos insertar verificaciones en el programa, como sería el caso para asegurarnos de que el salario no sea nulo, pues sin ello la transacción podría fracasar. La operación COMMIT (confirmación) señala que la transacción terminó con éxito; ordena al gestor de transacciones confirmar la modificación de la base de datos: esto es, hacer que sea permanente, dejando la base de datos en un estado consistente. La operación ROLLBACK (reversión), por su parte, señala que la transacción no se completó con éxito; le ordena al gestor de transacciones no hacer cambios permanentes en la base de datos, y dejarla en el estado en que se encontraba antes de iniciarse la ejecución de esta transacción.

Una transacción ordinaria puede implicar varias obtenciones de datos y actualizaciones; sin embargo, ***sólo hay una*** operación COMMIT en el programa, de modo que o se aplican ***todos*** los cambios, o no se aplica ***ninguno.*** La operación ROLLBACK utiliza las entradas de la bitácora y restaura, según sea apropiado, los elementos actualizados a sus valores previos.

Toda operación **DB2** se ejecuta en el contexto de alguna transacción. Esto ***incluye*** las que se introducen interactivamente a través de **DB2I.** Una aplicación consiste en una serie de transacciones. Las transacciones no ***pueden*** anidarse unas en otras.

Confirmación y reversión en DB2. El SGBD **DB2** está ***subordinado*** al gestor de transacciones (IMS, CICS o TSO) bajo el cual se ejecuta. Actúa como uno de los gestores de recursos al proveer un servicio al gestor de transacciones. Por tanto, debemos tener presentes los siguientes puntos:

- COMMIT y ROLLBACK no son operaciones de la base de datos; son instrucciones para el gestor de transacciones, que no forma parte del SGBD.
- Si una transacción actualiza una base de datos IMS y una base de datos **DB2,** todas las actualizaciones (tanto a IMS como a **DB2)** deben confirmarse o bien todas deben revertirse.

- Un "punto de sincronización" define un punto en el que la base de datos está en un estado consistente. El inicio de una transacción, COMMIT y ROLLBACK establecen un punto de sincronización; ninguna otra cosa lo hace.
- La operación COMMIT señala que la transacción concluyó con éxito, establece un punto de sincronización, confirma todas las actualizaciones de la base de datos realizadas desde el punto de sincronización previo, cierra todos los cursores abiertos y libera todos los bloqueos (con algunas excepciones).
- La operación ROLLBACK señala que la transacción no terminó con éxito, establece un punto de sincronización, cierra todos los cursores abiertos y libera todos los bloqueos (con algunas excepciones).

Recursos de bloqueo explícitos. **DB2** maneja varios tipos distintos de bloqueo. Los usuarios de **DB2** se ocupan principalmente de los bloqueos exclusivo (X) y compartido (S). Estudiaremos las diferentes clases de bloqueo y sus aplicaciones en el capítulo 18. Además del mecanismo de bloqueo interno, **DB2** cuenta con algunos recursos de bloqueo explícitos. Una transacción puede emitir el siguiente enunciado:

```
LOCK TABLE <nombre-de-tabla> IN <tipo-de-modo> MODE;
```

El tipo-de-modo puede ser EXCLUSIVE (exclusivo) o SHARE (compartido). El nombre-de-tabla debe ser una tabla base. Un bloqueo exclusivo permite que la transacción bloquee por completo la tabla; el bloqueo se liberará cuando el programa (y no la transacción) termine. En cambio, el bloqueo compartido permite a otras transacciones adquirir un bloqueo compartido de manera concurrente sobre la misma tabla o una parte de la tabla. Mientras no se liberen todos los bloqueos compartidos, no será posible adquirir un bloqueo exclusivo sobre la tabla o una parte de ella.

Se proporciona este recurso con el fin de aumentar la eficiencia de las transacciones que necesitan procesar una sola tabla grande (por ejemplo, producir una lista de 10 000 empleados a partir de la tabla de empleados), sin incurrir en el costo extra de emitir y liberar bloqueos individuales a nivel de registro.

Si SQLCODE devuelve un valor negativo después de una operación de SQL que solicita un bloqueo significa que hay un bloqueo mortal. Para romper el bloqueo mortal, el gestor de transacciones escoge una de las transacciones bloqueadas como ***víctima*** y la hace revertir automáticamente, o le pide que ella misma se revierta. Esta transacción libera todos los bloqueos y permite a otra transacción continuar.

9.6.3 *SQL dinámico*

El recurso de SQL dinámico está diseñado exclusivamente para el manejo de aplicaciones en línea. En algunas aplicaciones caracterizadas por un alto grado de variabilidad, en vez de escribir una consulta en SQL específica para todas las posibles condiciones, puede ser mucho más conveniente que el diseñador construya partes de la consulta SQL dinámicamente (en el momento de la ejecución) y luego las enlace y ejecute dinámicamente. Este proceso tiene lugar cuando se introducen interactivamente instrucciones de SQL a través de **DB2I** o QMF. Sin embargo, consideraremos la forma de construir dinámicamente instrucciones de SQL ***incorporado.*** Sin entrar en detalles de la sintaxis, esbozaremos la naturaleza de este recurso.

Se define una cadena de caracteres en el lenguaje anfitrión con un cierto contenido inicial:

```
DCL CADCONS CHAR (256) VARYING INITIAL
'DELETE FROM EMPLEADO WHERE CONDICIÓN'.
```

Se declara una variable de SQL (en este caso VARBLESQL) para contener la consulta SQL durante la ejecución:

```
EXEC SQL DECLARE VARBLESQL STATEMENT;
```

CADCONS se modifica según sea apropiado cambiando, digamos, la CONDICIÓN en la parte WHERE de la consulta desde la terminal. La siguiente orden PREPARE hará que se precompile CADCONS, se enlace, se convierta en código objeto y se almacene en VARBLESQL:

```
EXEC SQL PREPARE VARBLESQL FROM :CADCONS;
```

Por último, la orden EXECUTE ejecuta realmente este código compilado:

```
EXEC SQL EXECUTE VARBLESQL;
```

Cabe señalar que PREPARE acepta todas las diferentes instrucciones de SQL, excepto EXEC SQL. Las instrucciones por preparar no pueden contener referencias a variables anfitrión, pero sí pueden contener parámetros denotados por signos de interrogación. Los valores de los parámetros se proporcionan en el momento de la ejecución mediante variables del programa. Por ejemplo, supongamos que la condición WHERE de CADCONS en nuestro ejemplo se reemplazara por "SALARIO > ? AND SALARIO < ?"; entonces

```
EXEC SQL EXECUTE VARBLESQL USING :LÍM_INF, :LÍM_SUP
```

sustituirá los dos signos de interrogación por los valores de las *variables de programa* LÍMJNF y LÍM_SUP.

Este análisis atañe las instrucciones de SQL que no devuelven datos al programa. Cuando es preciso obtener valores de datos a través de una instrucción SELECT generada dinámicamente, el programa casi nunca conoce las variables por anticipado. Así pues, la información se proporciona dinámicamente con otra instrucción de SQL dinámico, DESCRIBE (describir). La descripción de los resultados esperados se devuelve en un área llamada SQL *Descriptor Area* (SQLDA). A tales variables se les asigna memoria empleando el lenguaje de programación anfitrión. Por último, el resultado se obtiene fila por fila con operaciones de cursores. También es posible actualizar los resultados con la opción CURRENT (actual).

9.6.4 *Características para mejorar el rendimiento*

En esta sección mencionaremos algunos de los recursos con que cuenta la versión **2**.3 de **DB2** para mejorar el rendimiento de las aplicaciones. La lista que sigue, claro está, no es exhaustiva:

- Paquetes: Un programa fuente P1, después de la precompilación, puede convertirse en el módulo de solicitud de base de datos correspondiente, digamos DBRM P1 (véase la Fig. 9**.2).** Dos planes de aplicación distintos pueden usar el mismo DBRM P1. En tal caso, es posible definir un paquete para Pl e incluirlo en ambos planes. Si cambian los caminos de acceso que se usarán para DBRM P1, el paquete puede someterse otra vez al proceso de enlace, que se ejecutará *sólo una vez* con P1. Al cabo, lo que se ejecuta es un plan de aplicación y no el paquete, pero la noción de paquete intermedio evita que se dupliquen las actividades de enlace en los DBRM que se usan en muchos planes de aplicación.

- La cláusula OPTIMIZE for n ROWS (optimizar para n filas): Esta puede añadirse a cualquier instrucción de SQL, Su propósito es suplantar la estimación calculada del número de filas que va a tener el resultado de una consulta. Al escoger un valor bajo de n, los usuarios pueden evitar el almacenamiento intermedio del resultado (llamado "preobtención de listas").

- La característica Index Lookaside (buscar al lado en el índice): Esta es útil cuando los datos afectados por una consulta —en particular una actualización o una reunión— implican claves muy próximas entre sí. En vez de causar un examen repetitivo del índice, esta característica obliga al sistema a examinar las páginas hoja adyacentes del índice o el intervalo de páginas descendientes de un nodo intermedio del índice, antes de volver a la raíz para un examen descendente.

- Característica "SLOW CLOSE" (cierre lento): Permite que todos los conjuntos de datos (entre ellos los de tabla o de índice) permanezcan abiertos incluso después de que el usuario haya emitido la orden VSAM CLOSE, hasta que el número de conjuntos de datos abiertos exceda un cierto parámetro.

- Una característica relacionada con CICS para los cursores: En el ejemplo E2 de la sección 7.7 mostramos cómo debe abrirse un cursor cuando sea necesario ejecutar una consulta correspondiente de SQL incorporado en un programa de aplicación. Si se utiliza repetidamente el mismo cursor, en vez de emitir múltiples órdenes OPEN podemos realizar múltiples operaciones FETCH.

- Reuniones híbridas: Se han implementado nuevos algoritmos de reunión que combinan las características de una reunión de ciclo anidado y de una reunión de ordenación y combinación (analizadas en la Sec. 16.3). También permiten reducir el número de tablas temporales gracias al empleo de una lista de valores de clave coincidentes, lo cual corresponde a una técnica de reunión llamada "semirreunión".

Entre las características introducidas en las versiones **2**.3 y 3 de **DB2** tenemos las siguientes:

- Reservas de almacenamiento intermedio: En **DB2** el usuario puede almacenar datos temporalmente en reservas de almacenamiento intermedio, con lo cual los datos están disponibles sin procesamiento de E/S. Sólo cuando se modifican estos datos se escriben en el disco físico. Podemos almacenar hasta 1.6 gigabytes de datos en estas reservas, denominadas **reservas de almacenamiento intermedio virtual.** La versión 3 de **DB2** permite respaldar estas reservas con 8 gigabytes adicionales de almacenamiento expandido de acceso rápido. El almacenamiento expandido viene en unidades conocidas como *hiperespacios* (por ser espacios de alto rendimiento: *Ugh-pnformance),* bloques de dos gigabytes que se construyen dinámicamente cuando se requieren para los datos almacenados en hiperreservas. Las *hiperreservas* (reservas de alto rendimiento) son extensiones de las reservas de almacenamiento intermedio virtual; los datos

de una reserva que no se utilizan con mucha frecuencia se pasan a su hiperreserva sin procesamiento de E/S.

- Independencia de particiones: En la versión 3 de **DB2** una aplicación puede trabajar con una partición de un espacio de tablas o de índices sin bloquear las demás particiones; así, las particiones son independientes entre sí. Es posible aumentar la disponibilidad de los datos aprovechando la independencia de las particiones de dos maneras:
  - Realizar el mantenimiento en las particiones, no en espacios de tablas y de índices completos. Por ejemplo, recuperar, reorganizar o cargar una partición, y dejar la otra disponible para procesarla con utilerías o SQL.
  - Usar las órdenes START DATABASE (iniciar base de datos) y STOP DATABASE (detener base de datos) con particiones, no con espacios de tablas completos. Esto deja libres las demás particiones para procesarlas con utilerías o SQL.

9.7 Resumen

En este capítulo nos ocupamos de los diversos productos comerciales denominados sistemas de gestión de bases de datos relaciónales (SGBDR), y examinamos a grandes rasgos las características de un producto muy importante: **DB2** de IBM. El sistema **DB2** debe su origen a un prototipo de investigación llamado System R de IBM. Existen otros SGBDR similares a él en la familia de **DB2.**

Presentamos la organización modular básica de **DB2.** Nuestro propósito no fue tanto ofrecer una descripción exhaustiva de estos módulos o de las características de **DB2,** como mostrar al lector un conjunto representativo de características internas y los detalles de organización de un SGBDR comercial. Señalamos que **DB2** maneja básicamente el lenguaje SQL descrito en el capítulo 7, con detalles adicionales sobre la especificación y la imposición de la integridad referencial. A fin de ofrecer una descripción completa, también comentamos las características del procesamiento de transacciones y de la seguridad de **DB2,** temas cuyos conceptos se detallarán en los capítulos 17 a **20.** Por último, señalamos algunas de las características introducidas en las versiones actuales de **DB2:** la **2**.3 y la 3.

Apéndice del capítulo 9

E. F. Codd, el creador del modelo de datos relacional, publicó un artículo en dos partes en *Computerworld* (Codd 1985) que lista 12 reglas[1] para determinar si un SGBD es relacional o no, y hasta qué grado lo es [véase también Codd (1986)]. Las presentamos aquí porque proveen un criterio de medición muy útil para evaluar los sistemas relaciónales. Codd también menciona que, según estas reglas, todavía no disponemos de un sistema completamente relacional. En particular, es difícil satisfacer las reglas 6, 9, 10, 11 y 12.

[1]Las reglas del apéndice se derivan de los dos artículos de Ted Codd que aparecieron en *Computerworld:* "Is your DBMS really relational?" (14 de octubre de 1985) y "Does your DBMS run by the rules?" (21 de octubre de 1985), derechos reservados © 1988 por CW Publishing, Inc.

Regla 1: Regla de información

Toda la información de una base de datos relacional se representa explícitamente en el nivel lógico de una y sólo una forma: mediante valores contenidos en tablas.

Regla 2: Regla de acceso garantizado

Se garantiza el acceso a todos y cada uno de los datos (valores atómicos) de una base de datos relacional a través de una combinación de nombre de tabla, valor de clave primaria y nombre de columna.

Regla 3: Tratamiento sistemático de valores nulos

El SGBD totalmente relacional maneja los valores nulos (distintos de la cadena de caracteres vacía o de una cadena de espacios en blanco, y distintos de cero y de cualquier otro número) para representar en forma sistemática cualquier información faltante, independiente del tipo de los datos.

Regla 4: Catálogo dinámico en línea basado en el modelo relacional

La descripción de la base de datos se representa en el nivel lógico de la misma manera que los datos ordinarios, de modo que los usuarios autorizados puedan aplicar el mismo lenguaje relacional para consultarla que el que aplican a los datos normales.

Regla 5: Regla de sublenguaje de datos completo

Un sistema relacional puede manejar varios lenguajes y diversos modos de uso terminal (por ejemplo, el modo de llenar los espacios en blanco). No obstante, debe haber por lo menos un lenguaje cuyos enunciados sean expresables, en alguna sintaxis bien definida, como cadenas de caracteres, y que pueda manejar todos los elementos siguientes: definición de datos, definición de vistas, manipulación de datos (interactiva y por programa), restricciones de integridad y cotas de transacciones (inicio, confirmación y reversión).

Regla 6: Regla de actualización de vistas

Todas las vistas que en teoría sean actualizables las podrá actualizar el sistema.

Regla 7: Inserción, modificación y eliminación de alto nivel

La capacidad de manejar una relación base o una relación derivada como un solo operando no sólo se aplica a la obtención de datos, sino también a su inserción, modificación y eliminación.

Regla 8: Independencia física de los datos

Los programas de aplicación y las actividades de terminal no serán afectados en su lógica cuando se haga cualquier cambio en la representación en almacenamiento o en los métodos de acceso.

Regla 9: Independencia lógica de los datos

Los programas de aplicación y las actividades de terminal no serán afectados en su lógica cuando se haga cualquier cambio en las tablas base que conservan la información, cuando teóricamente sea posible no afectar dichos programas y actividades.

Regla 10: Independencia de integridad

Las restricciones de integridad específicas para una base de datos relacional dada deben poderse definir en el sublenguaje de datos relacional y almacenarse en el catálogo, no en los programas de aplicación.

Se debe apoyar como mínimo estas dos restricciones de integridad:

1. Integridad de entidades: Ningún componente de una clave primaria puede tener un valor nulo.
2. Integridad referencial: Para cada valor distinto, no nulo, de clave externa en una base de datos relacional, debe existir un valor de clave primaria coincidente que pertenezca al mismo dominio.

Regla 11: Independencia de distribución

Un **SGBD** relacional tiene independencia de distribución; esto es, los usuarios no necesitan saber si una base de datos está distribuida o no.

Regla 12: Regla de no subversión

Si un sistema relacional tiene un lenguaje de bajo nivel (de un registro a la vez), ese lenguaje no puede usarse para subvertir o pasar por alto las reglas o restricciones de integridad expresadas en el lenguaje relacional de alto nivel (de varios registros a la vez).

Existe una cláusula adicional a estas 12 reglas, conocida como **regla cero:** "Cualquier sistema que califique como sistema de gestión de bases de datos relaciónales debe ser capaz de manejar los datos enteramente a través de sus capacidades relaciónales."

Según las reglas anteriores, todavía no contamos con ningún **SGBD** que sea totalmente relacional.

Bibliografía selecta

Hay varios libros dedicados a la descripción del sistema **DB2,** entre ellos: Date & White (1988), Martin, Chapman & Leben (1989), y Wiorkowski & Kull (1992). Chamberlin et *al* (1981) ofrece una historia de System R, el precursor del sistema **DB2,** y del **SQL**/Data System. Blasgen *et al* (1981) presenta un panorama de la arquitectura de System R. Codd (1990) describe el modelo relacional, versión **2,** donde señala 18 categorías de características del modelo relacional y de su implementación en los **SGBDR.** El sistema **DB2** se describe en varios manuales, incluidos los siguientes:

GC26-4886	Información general
SC26-4888	Guía de administración
SC26-4889	Guía de programación de aplicaciones y **SQL**
SC26-4891	Referencia de órdenes y utilerías
LY27-9603	Guía y referencia de diagnósticos
GC26-4887	Especificaciones de programas con licencia
GC26-4894	índice maestro
SC26-4892	Mensajes y códigos
SX26-3801	Resumen de referencia
SC26-4890	Referencia de **SQL**
SC26-3077	Uso de órdenes de gestión de datos distribuidos

Entre otros interesantes manuales para la biblioteca sobre **DBL** están los siguientes:

GC26-4341	**SAA:** Generalidades
SC26-4650	Planificación para bases de datos relaciónales distribuidas
GH24-5065	Conceptos y recursos de **SQL/DS**
SO4G-1022	Guía de programación y referencia de **ES OS**/2 Datábase Manager

Los recursos avanzados de **DB**2 se analizan en Lucyk (1993). Chang *et al* (1988) ofrece un panorama del **OS**/2 Datábase Manager. La arquitectura de **SAA** se describe en **IBM** (1992). Mohán (1993) presenta un panorama sobre los productos de **SGBDR** de **IBM.** Hay varias publicaciones periódicas dedicadas al sistema **DB2.** Una de las más técnicas es la revista mensual **DB2** *Journal*

CAPÍTULO 10

El modelo de datos de red y el sistema IDMS

En los capítulos 6 a 9 estudiamos el modelo relacional de los datos, sus lenguajes y un SGBD relacional. Ahora veremos el modelo de red, que, junto con el modelo jerárquico, fue un modelo de datos importante para implementar un gran número de SGBD comerciales. Trataremos el modelo jerárquico en el siguiente capítulo. Desde el punto de vista histórico, las estructuras y construcciones del lenguaje para el modelo de red fueron definidas por el comité CODASYL (Conference on Data Systems Languages: Conferencia sobre lenguajes para sistemas de datos), por lo que suele denominársele modelo de red CODASYL. En fecha más reciente, el ANSI (American National Standards Institute: Instituto nacional estadounidense de estándares) publicó una recomendación para el establecimiento de una norma para el lenguaje de definición de red (NDL: *network definition languaje)* [ANSI 1984].

El modelo y el lenguaje de red originales se dieron a conocer en el informe de 1971 del Data Base Task Group (Grupo de trabajo sobre bases de datos) de CODASYL [DBTG1971]; esto es lo que se conoce como modelo DBTG. En 1978 y 1981 se incorporaron conceptos más recientes en informes enmendados. En este capítulo, más que concentrarnos en los detalles de un informe CODASYL en particular, explicaremos los conceptos generales en que se sustentan las bases de datos tipo red y emplearemos el término modelo de red en vez de modelo CODASYL o modelo DBTG. Estudiaremos los conceptos del modelo de red independientemente de los modelos de datos de entidad-vínculo, relacional o jerárquico. En la sección 10.4 mostraremos cómo se diseña un esquema del modelo de red, a partir del modelo ER.

Cuando presentemos las órdenes para un lenguaje de base de datos de red nuestro lenguaje anfitrión será PASCAL, a fin de mantener la congruencia con el resto del libro. El informe CODASYL/DBTG original usó COBOL como lenguaje anfitrión. Sea cual fuere el lenguaje de programación anfitrión, las órdenes básicas para la manipulación de bases de datos del modelo de red siguen siendo las mismas.

En la sección 10.1 veremos los tipos de registros y los tipos de conjuntos, que son las dos construcciones de estructuración de datos más importantes para el modelo de red. En la sección 10.2 estudiaremos las restricciones del modelo de red, y en la sección 10.3 presentaremos un lenguaje de definición de datos (DDL) para dicho modelo. En la sección 10.4 mostraremos cómo se diseña un esquema de red estableciendo una transformación de un esquema ER conceptual al modelo de red. En la sección 10.5 presentaremos un lenguaje de manipulación de datos para las bases de datos de red, que es un lenguaje de registro por registro. Estos lenguajes contrastan con los lenguajes relacionales de alto nivel que vimos en los capítulos 6 a 9, que especifican la obtención de un conjunto de registros en una sola orden. Tradicionalmente, los modelos de red y jerárquico se asocian a lenguajes de bajo nivel, de registro por registro. La sección 10.6 ofrece un panorama del SGBD comercial de red IDMS.

Podrían omitirse algunas de las secciones 10.4 a 10.6, o todas, si no se requiere una exposición detallada del modelo de red.

10.1 Estructuras de una base de datos de red

Hay dos estructuras de datos básicas en el modelo de red: registros y conjuntos. Hablaremos de los registros y los tipos de registros en la sección 10.1.1. En la sección 10.1.2 presentaremos los conjuntos y sus propiedades básicas. En la sección 10.1.3 veremos algunos tipos especiales de conjuntos. En la sección 10.1.4 mostraremos cómo se representan e implementan los conjuntos. Por último, en la sección 10.1.5 mostraremos cómo se representan los vínculos 1:1 y M : N en el modelo de red.

10.1.1 *Registros, tipos de registros y elementos de información*

Los datos se almacenan en registros; cada registro consiste en un grupo de valores de datos relacionados entre sí. Los registros se clasifican en tipos de registros, cada uno de los cuales describe la estructura de un grupo de registros que almacenan el mismo tipo de información. Damos un nombre a cada tipo de registros, y también damos un nombre y un formato (tipo de datos) a cada elemento de información (o atributo) del tipo de registros. La figura 10.1 muestra un tipo de registros ESTUDIANTE con los elementos de información NOMBRE, NSS, DIRECCIÓN, DEPTOCARRERA y FECHANACIM. En la figura también se muestra el formato (o tipo de datos) de cada elemento de información.

Con el modelo de red es posible definir elementos de información complejos. Un vector es un elemento de información que puede tener múltiples valores en un solo registro.[i] Un grupo repetitivo permite incluir un conjunto de valores compuestos para un elemento de información en un solo registro.[ii] Por ejemplo, si queremos incluir la boleta de notas de cada estudiante dentro de cada registro de estudiante, podemos definir un grupo repetitivo BOLETA para dicho registro; BOLETA consta de los cuatro elementos de información AÑO, CURSO, SEMESTRE y NOTAS, como se muestra en la figura 10.2. El grupo repetitivo no es esencial para la capacidad de modelado del modelo de red, ya que podemos representar la misma situación con dos tipos de registros y un tipo de conjuntos (véase la Sec. 10.1.2). La anidación de los grupos repetitivos puede llegar a varios niveles de profundidad.

[i] Esto corresponde a un atributo multivaluado simple en la terminología del capítulo 3.
[ii] Esto corresponde a un atributo multivaluado *compuesto* en la terminología del capítulo 3.

ESTUDIANTE				
NOMBRE	NSS	DIRECCIÓN	DEPTOCARRERA	FECHAN ACIM

nombre de elemento de información	formato
NOMBRE	CHARACTER 30
NSS	CHARACTER 9
DIRECCIÓN	CHARACTER 40
DEPTOCARRERA	CHARACTER10
FECHANACIM	CHARACTER 9

Figura 10.1 Tipo de registros ESTUDIANTE.

Todos los tipos de elementos de información que acabamos de mencionar se denominan elementos de información reales, porque sus valores se almacenan realmente en los registros. También es posible definir elementos de información virtuales (o derivados), cuyos valores no se almacenan realmente en los registros; en vez de ello, se derivan de los elementos de información reales mediante algún procedimiento definido específicamente para tal fin. Por ejemplo, podemos declarar un elemento de información virtual EDAD para el tipo de registros de la figura 10.1 y escribir un procedimiento que calcule el valor de EDAD a partir del valor del elemento de información real FECHANACIM de cada registro.

Una aplicación de base de datos común tiene muchos tipos de registros: de unos cuantos a varios centenares. Para representar los vínculos entre los registros, el modelo de red proporciona la construcción de modelado llamada *tipo de conjuntos*, que veremos a continuación.

10.1.2 Tipos *de conjuntos y sus propiedades básicas*

Un tipo **de** conjuntos es una descripción de un vínculo 1:N entre dos tipos de registros. La figura 10.3 muestra cómo se representa un tipo de conjuntos en un diagrama mediante una flecha. Este tipo de representación diagramática se llama **diagrama de Bachman.** Cada definición de tipo de conjuntos consta de tres elementos básicos:

- Un nombre para el tipo de conjuntos.
- Un tipo de registros propietario.
- Un tipo de registros miembro.

ESTUDIANTE					
NOMBRE		BOLETA			
		AÑO	CURSO	SEMESTRE	NOTAS
		1984	CICO3320	Otoño	A
		1984	CICO3340	Otoño	A
		1984	MATE312	Otoño	B
		1985	CICO4310	Primavera	C
		1985	CICO4330	Primavera	B

Figura 10.2 Grupo repetitivo BOLETA.

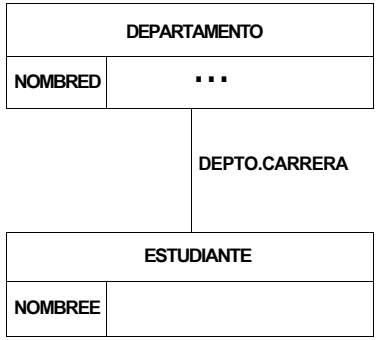


Figura 10.3 El tipo de conjuntos DEPTO_CARRERA (que es MANUAL OPTIONAL).

El tipo de conjuntos de la figura 10.3 se llama DEPTO_CARRERA, DEPARTAMENTO es el tipo de registros propietario y ESTUDIANTE es el tipo de registros miembro. Esto representa el vínculo 1:N entre los departamentos académicos y los estudiantes que cursan una carrera en esos departamentos. En la base de datos habrá muchas ocurrencias de conjunto (o ejemplares de conjunto) que corresponderán a un tipo de conjuntos. Cada ejemplar relaciona un registro del tipo de registros propietario — un registro DEPARTAMENTO en nuestro ejemplo — con el conjunto de registros del tipo de registros miembro relacionado con él: el conjunto de registros ESTUDIANTE de los estudiantes que cursan una carrera en ese departamento. Así, cada ocurrencia de conjunto se compone de:

- un registro propietario del tipo de registros propietario, y
- varios registros miembro relacionados (cero o más) del tipo de registros miembro.

Un registro del tipo de registros miembro *no puede existir en más de una ocurrencia de conjunto* de un tipo de conjuntos particular. Esto mantiene la restricción de que un tipo de conjuntos representa un vínculo 1 : N . En nuestro ejemplo, un registro ESTUDIANTE puede estar relacionado cuando más con un DEPARTAMENTO de carrera y, por tanto, es miembro de cuando más una ocurrencia de conjunto del tipo de conjuntos DEPTO_CARRERA.

Una ocurrencia de conjuntos puede identificarse por el *registro propietario* o bien por *cualquiera de los registros miembro.* La figura 10.4 muestra cuatro ocurrencias (ejemplares) de conjunto del tipo de conjuntos DEPTO_CARRERA. Observe que cada ejemplar de conjunto *debe* tener un registro propietario pero puede tener cualquier número de registros miembro (cero o más). Por esto, casi siempre hacemos referencia a un ejemplar de conjunto por su registro propietario. Podríamos referirnos a los cuatro ejemplares de la figura 10.4 como los conjuntos 'Ciencias de la computación', 'Matemáticas', Tísica' y 'Geología'. Se acostumbra usar una representación distinta de los ejemplares de conjunto (Fig. 10.5), en la que los registros del ejemplar se muestran enlazados con apuntadores, pues esto corresponde a una técnica muy común para implementar conjuntos.

En el modelo de red, un ejemplar de conjunto no *es idéntico* al concepto matemático de conjunto. Sus principales diferencias son dos:

- El ejemplar de conjunto tiene un *elemento distinguido* — el registro propietario — pero en un conjunto matemático no hay distinción alguna entre los elementos.

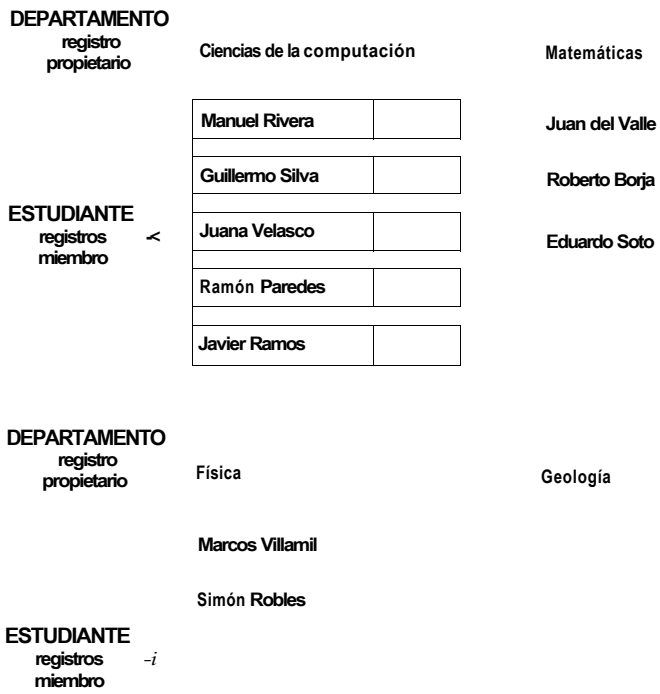


Figura 10.4 Cuatro ejemplares de conjunto del tipo de conjuntos DEPTO_CARRERA.

- En el modelo de red los registros miembro de un ejemplar de conjunto están *ordenados,* mientras que en un conjunto matemático el orden de los elementos carece de importancia. Así, podemos hablar del primero, segundo, i'-ésimo y último registros miembro de un ejemplar de conjunto. La figura 10.5 muestra otra representación "enlazada" de un ejemplar del conjunto DEPTO_CARRERA. En ella, el registro de 'Manuel Rivera es el primer registro (miembro) ESTUDIANTE del conjunto 'Ciencias de la computación', y el de 'Javier Ramos' es el último. A los conjuntos del modelo de red también se les llama conjuntos acoplados al propietario o co-conjuntos, a fin de distinguirlos de los conjuntos matemáticos.

10.1.3 *Tipos especiales de conjuntos*

En el modelo de red CODASYL hay dos tipos especiales de conjuntos: los conjuntos propiedad del sistema y los conjuntos multimiembro. Un tercer tipo, el llamado conjunto recursivo, no estaba permitido en el informe CODASYL original. A continuación analizaremos estos tres tipos de conjuntos especiales.

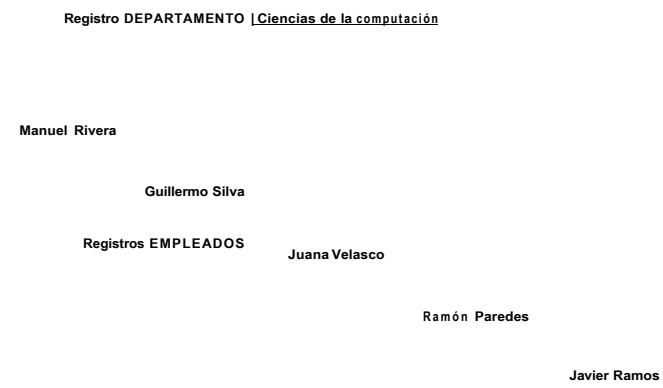


Figura 10.5 Representación alternativa de un ejemplar de conjunto.

Conjuntos propiedad del sistema (singulares). Un conjunto propiedad del sistema es un conjunto sin tipo de registros propietario; en este caso, el sistema[1] es el propietario. Podemos considerar al sistema como un tipo de registro propietario "virtuales" especial en el que sólo hay una ocurrencia de registro. Los conjuntos propiedad del sistema tienen dos funciones principales en el modelo de red:

- Proveen *puntos de entrada* a la base de datos a través de los registros del tipo de registros miembro especificado. El procesamiento puede comenzar con la obtención de acceso a los miembros de ese tipo de registros, llegando después a los registros relacionados a través de otros conjuntos.
- Pueden servir para *ordenar* los registros de un tipo de registros dado mediante las especificaciones de ordenamiento del conjunto. Si un usuario especifica varios conjuntos propiedad del sistema para el mismo tipo de registros, puede tener acceso a sus registros en diferentes órdenes.

Un conjunto propiedad del sistema permite procesar los registros de un tipo de registros con las operaciones normales de conjuntos que veremos en la sección 10.5.3. Este tipo de conjuntos se denomina conjunto singular porque sólo hay una ocurrencia de ese conjunto. En la figura 10.6(a) se muestra la representación diagramática del conjunto propiedad del sistema TODOS_DEPTOS, que permite tener acceso a los registros DEPARTAMENTO en orden según cierto campo —digamos, NOMBRE– con una especificación apropiada de ordenamiento de conjunto.

Conjuntos multimiembro. Los conjuntos multimiembro se utilizan en casos en los que los registros miembro de un conjunto pueden pertenecer a *más de un* tipo de registros. Casi ningún SGBD de red comercial los maneja. Los registros miembro en una ocurrencia de conjunto de un tipo de conjuntos multimiembro pueden contener registros de cualquier combinación de tipos de registros miembro. En la figura 10.6(b) se muestra un conjunto

[1] Con *sistema* nos referimos al software del SGBD.

multimiembro con tres tipos de registros miembro. La restricción de que cada registro miembro pueda aparecer en una ocurrencia de conjunto, como máximo, sigue siendo válida, a fin de imponer la naturaleza 1:N del vínculo.

Conjuntos recursivos. Un conjunto recursivo es un tipo de conjuntos en el que el mismo tipo de registros desempeña el papel tanto de propietario como de miembro. Un ejemplo de vínculo recursivo 1:N que se puede representar con un conjunto recursivo es el vínculo SUPERVISIÓN, que relaciona un empleado supervisor con la lista de empleados a los que supervisa directamente. En este vínculo, el tipo de registros EMPLEADO desempeña ambos papeles: el de tipo de registros propietario (el empleado supervisor) y el de tipo de registros miembro (los empleados supervisados).

En el modelo CODASYL original estaban prohibidos los conjuntos recursivos debido a la dificultad de procesarlos con el lenguaje de manipulación de datos (DML) de CODASYL. En el D M L (véase la Sec. 10.5.2) se supone que un registro pertenece a una sola ocurrencia de conjunto de cada tipo de conjuntos. En el caso de los conjuntos recursivos, el mismo registro puede ser propietario de una ocurrencia de conjunto y miembro de otra, si ambas ocurrencias de conjunto son del mismo tipo de conjuntos. Por este problema, se acostumbra representar los conjuntos recursivos en el modelo de red con un tipo de registros de enlace (o ficticio) adicional. La misma técnica se usa para representar vínculos M : N , como veremos en la sección 10.1.5. La figura 10.6(c) muestra la representación del vínculo SUPERVISIÓN, empleando dos tipos de conjuntos y un tipo de registros de enlace. En la figura 10.6(c) el tipo de conjuntos SUPERVISOR en realidad es un vínculo 1:1; es decir, hay cuando más un tipo de registros SUPERVISIÓN miembro en cada ocurrencia del conjunto SUPERVISOR. Podemos considerar cada registro de enlace SUPERVISIÓN como la representación de un empleado en *el papel*

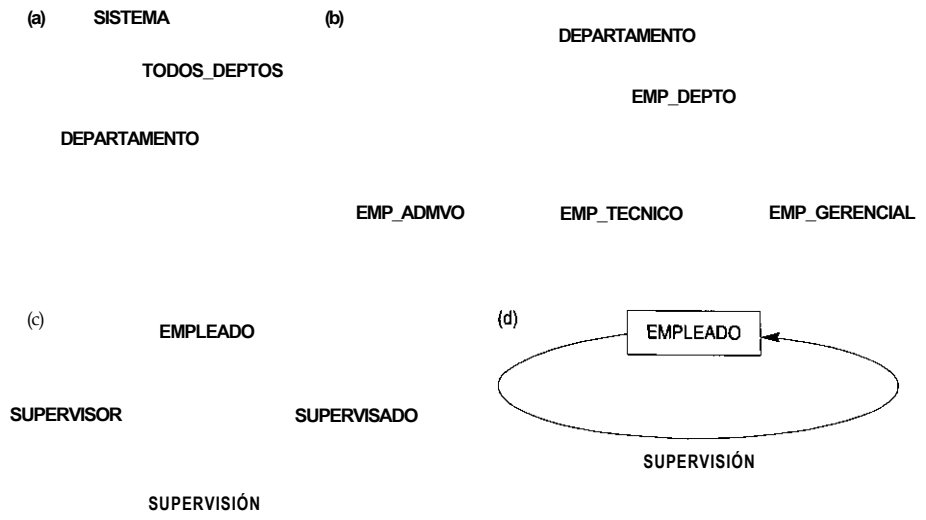


Figura 10.6 Tipos especiales de conjuntos, (a) Un conjunto singular (propiedad del sistema), (b) Un conjunto multimiembro. (c) El conjunto recursivo SUPERVISIÓN representado mediante un tipo de registros de enlace, (d) Representación prohibida de un conjunto recursivo.

***de** supervisor.* La representación directa de un conjunto recursivo —por lo regular prohibida en el modelo de red— se muestra en la figura 10.6(d). Casi ninguna implementación de SGBD de red permite al mismo tipo de registros participar como propietario y como miembro en el mismo tipo de conjuntos.

10.1.4 *Representaciones almacenadas de ejemplares de conjuntos*

Los ejemplares de conjuntos suelen representarse como anillos (listas enlazadas circulares) que enlazan el registro propietario con todos los registros miembro del conjunto, como se muestra en la figura 10.5. Esto se conoce también como cadena circular. Esta representación anular es simétrica con respecto a todos los registros; por ello, para distinguir el registro propietario de los registros miembro, el SGBD cuenta con un campo especial, el llamado campo de tipo, que tiene un valor distinto (asignado por el SGBD) para cada tipo de registros. Al examinar el campo de tipo, el sistema puede saber si el registro es el propietario del ejemplar de conjunto o es uno de los registros miembro. El usuario no puede ver este campo de tipo; sólo el SGBD lo utiliza.

Además del campo de tipo, el SGBD asigna automáticamente a cada tipo de registros un campo apuntador por *cada tipo de conjuntos en el que participa como propietario o como miembro.* Podemos considerar que este apuntador está *rotulado* con el nombre del tipo de conjuntos correspondiente; así, el sistema mantiene internamente la correspondencia entre estos campos apuntadores y sus tipos de conjuntos. Es común llamar SIGUIENTE al apuntador de un registro miembro y PRIMERO al apuntador de un registro propietario, porque apuntan al siguiente y al primer registros miembro, respectivamente. En nuestro ejemplo de la figura 10.5, cada registro ESTUDIANTE tiene un apuntador SIGUIENTE al siguiente registro ESTUDIANTE dentro de la ocurrencia de conjunto. El apuntador SIGUIENTE del *último registro miembro* de una ocurrencia de conjunto apunta al registro propietario. Si un registro del tipo de registros miembro no participa en ningún ejemplar de conjunto, su apuntador SIGUIENTE tendrá un apuntador nil especial. Si una ocurrencia de conjunto tiene propietario pero no tiene registros miembro, el apuntador PRIMERO apuntará a ese registro propietario, aunque también puede ser nil.

La representación de conjuntos que hemos visto es un método para implementar los ejemplares de conjuntos. En general, un SGBD puede implementar los conjuntos de diversas maneras, pero la representación elegida deberá permitir al sistema realizar todas estas operaciones:

- Dado un registro propietario, encontrar todos los registros miembro de la ocurrencia de conjunto.
- Dado un registro propietario, encontrar el primero, i'-ésimo o último registro miembro de la ocurrencia de conjunto. Si no existe ningún registro así, indicar ese hecho.
- Dado un registro miembro, encontrar el siguiente registro miembro (o el anterior) de la ocurrencia de conjunto. Si no existe ningún registro así, indicar ese hecho.
- Dado un registro miembro, encontrar el registro propietario de la ocurrencia de conjunto.

La representación de lista enlazada circular permite al sistema realizar todas estas operaciones con diversos grados de eficiencia. En general, un esquema de base de datos de red tiene muchos tipos de registros y de conjuntos, así que un tipo de registros puede participar como

propietario y miembro en un gran número de tipos de conjuntos. Por ejemplo, en el esquema de red que aparece más adelante en la figura 10.9, el tipo de registros EMPLEADO participa como propietario en cuatro tipos de conjuntos —DIRIGE, ES_SUPERVISOR, E_TRABAJAEN y DEPENDIENTES_DE— y participa como miembro en dos tipos de conjuntos: PERTENECE_A y SUPERVISADOS. En la representación de lista enlazada circular, se añaden seis campos apuntadores adicionales al tipo de registros EMPLEADO. Sin embargo, no hay confusión, porque el sistema rotula cada uno de los apuntadores, los cuales desempeñan el papel de apuntador PRIMERO o SIGUIENTE para un tipo de conjuntos específico.

Con otras representaciones de conjuntos es posible implementar con mayor eficiencia algunas de las operaciones de conjuntos que acabamos de ver. Aquí haremos una breve mención de cinco de ellas:

- Representación de lista circular con doble enlace: Además del apuntador SIGUIENTE de un tipo de registros miembro, un apuntador PREVIO apunta al registro miembro anterior de la ocurrencia de conjunto. El apuntador PREVIO del primer registro miembro puede apuntar al registro propietario.
- Representación de apuntador al propietario: Puede utilizarse en combinación ya sea con la representación de lista enlazada o con la de lista doblemente enlazada. Para cada tipo de conjuntos, se incluye un apuntador PROPIETARIO adicional en el tipo de registros miembro que apunta directamente al registro propietario del conjunto.
- Registros miembro contiguos: En vez de estar enlazados por apuntadores, los registros miembro se colocan en posiciones físicamente contiguas, casi siempre en seguida del registro propietario.
- Arreglos de apuntadores: Un arreglo de apuntadores se almacena junto con el registro propietario. El i-ésimo elemento del arreglo apunta al i-ésimo registro miembro de la ocurrencia de conjunto. Esto suele implementarse junto con el apuntador al propietario.
- Representación indizada: Se guarda un índice pequeño con el registro propietario *por cada ocurrencia de conjunto*. Cada entrada del índice contiene un valor de un campo clave de indización y un apuntador al registro miembro que tiene ese valor en dicho campo. El índice puede implementarse como lista enlazada encadenada mediante apuntadores SIGUIENTE y PREVIO (el sistema IDMS cuenta con esta opción; véase la Sec. 10.6).

Estas representaciones apoyan las operaciones del DML de red con diferentes grados de eficiencia. Idealmente, el programador no deberá ocuparse de cómo han de implementarse los conjuntos; sólo deberá confirmar que el SGBD los haya implementado correctamente. No obstante, en la práctica, el programador puede aprovechar la implementación específica de los conjuntos para escribir programas más eficientes. Con casi todos los sistemas el diseñador de la base de datos puede elegir entre varias opciones para implementar cada tipo de conjuntos con una instrucción MODE (modo) para especificar la representación elegida.

10.1.5 *Empleo de conjuntos para representar vínculos 1:1 y* M : N

Un tipo de conjuntos representa un vínculo 1 :N entre dos tipos de registros. Esto significa que *un registro del tipo de registros miembro sólo puede aparecer en una ocurrencia del conjunto.* El SGBD impone automáticamente esta restricción en el modelo de red.

Si queremos representar un vínculo 1:1 entre dos tipos de registros con un tipo de conjuntos, debemos hacer que cada ocurrencia de conjunto sólo pueda tener un *registro miembro*. El modelo de red no cuenta con mecanismos para imponer automáticamente esta restricción, por lo que *el programador* debe comprobar que no se viole esta restricción cada vez que se inserta un registro miembro en una ocurrencia de conjunto.

Un vínculo M : N entre dos tipos de registros no puede representarse con un solo tipo de conjuntos. Por ejemplo, consideremos el vínculo TRABAJA_EN entre EMPLEADOS y PROYECTOS. Supongamos que un empleado puede trabajar en varios proyectos al mismo tiempo y que un proyecto casi siempre tiene varios empleados que trabajan en él. Si tratamos de representar esto con un tipo de conjuntos, ni el tipo de conjuntos de la figura 10.7 (a) ni el de la figura 10.7(b) representarán correctamente el vínculo. La figura 10.7(a) impone la restricción incorrecta de que un registro PROYECTO esté relacionado con un solo registro EMPLEADO, mientras que la figura 10.7 (b) impone la restricción incorrecta de que un registro EMPLEADO esté relacionado con un solo registro PROYECTO. Si usamos ambos tipos de conjuntos, E_P y P_E, simultáneamente, como en la figura 10.7 (c), surge el problema de imponer la restricción de que E_P y P_E sean inversos mutuamente consistentes, además del problema de manejar atributos del vínculo.

El método correcto para representar un vínculo M : N en el modelo de red es utilizar dos tipos de conjuntos y un tipo de registros adicionales, como se aprecia en la figura 10.7 (d). Este tipo de registros adicional —TRABAJA_EN, en nuestro ejemplo— se llama tipo de registros de enlace (o ficticio). Cada registro del tipo de registros TRABAJA_EN debe ser propiedad de un registro EMPLEADO a través del conjunto E_T y de un registro PROYECTO a través del conjunto P_T, y sirve para relacionar estos dos registros propietario. Esto se ilustra conceptualmente en la figura 10.7 (e).

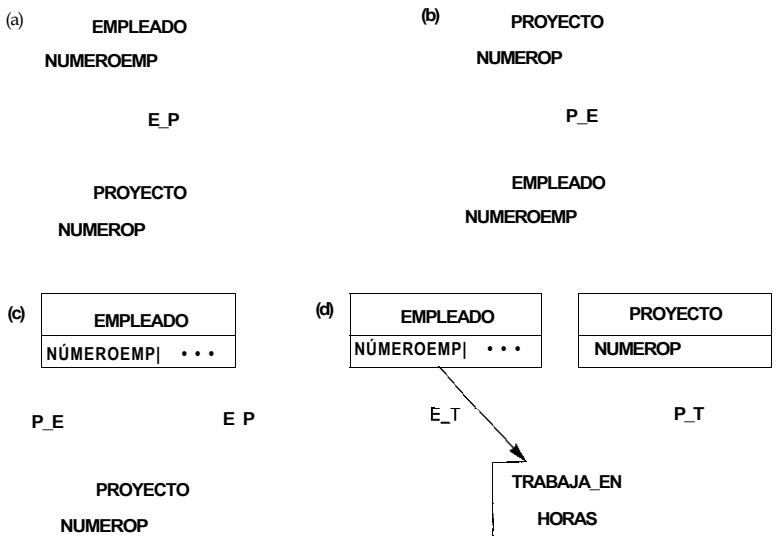


Figura 10.7 Representación de vínculos M : N mediante conjuntos, (a)-(c) Representaciones incorrectas de un vínculo M : N . (d) Representación correcta de un vínculo M : N empleando un tipo de registros de enlace (ficticio), ***(continúa en la página siguiente)***

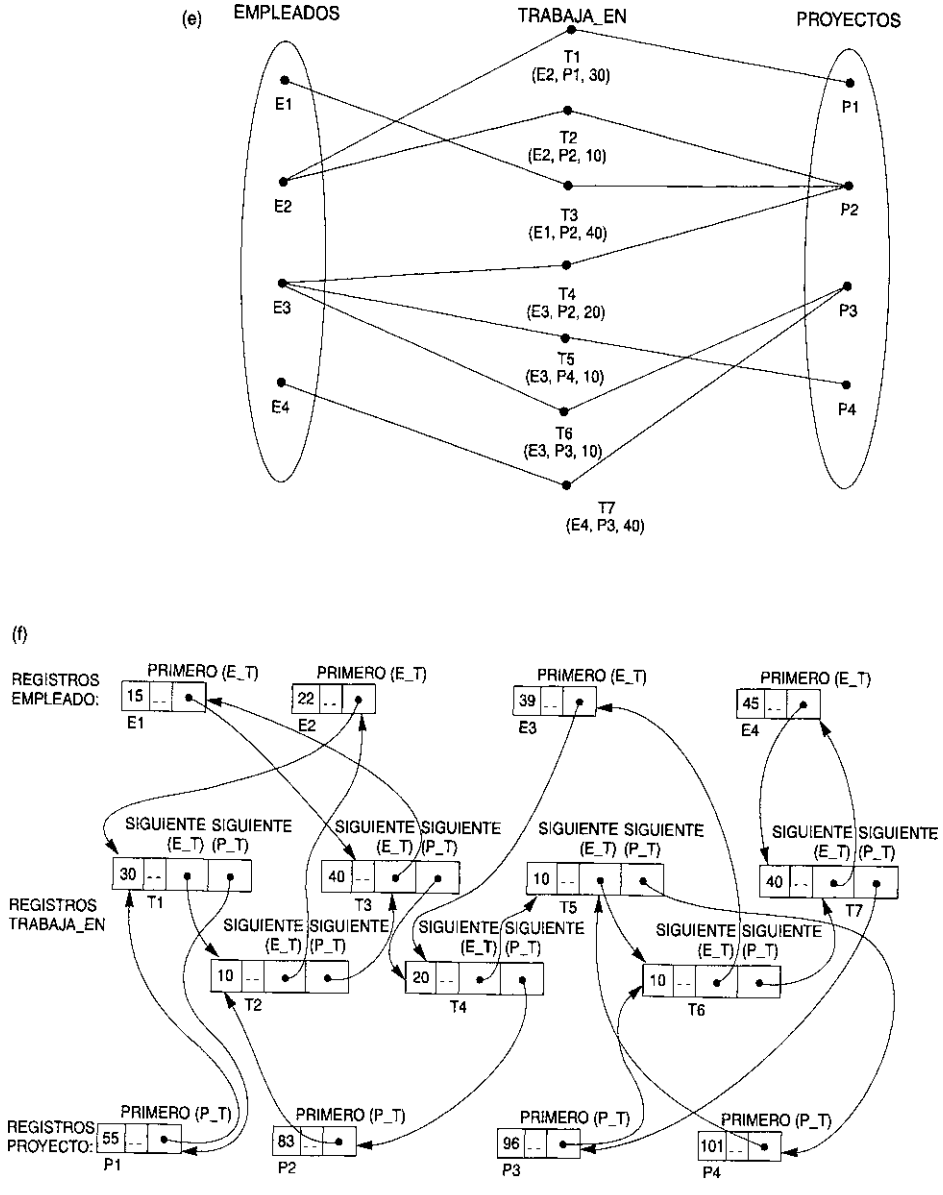


Figura 10.7 *(continuación)* (e) Representación de algunas ocurrencias de un vínculo M : N con "ocurrencias enlazadas", (f) Algunas ocurrencias de los tipos de conjuntos E_T y P_T y del tipo de registros de enlace TRABAJA_EN correspondientes a los ejemplares del vínculo M : N que se muestran en la figura 10.7(e).

La figura 10.7 (f) muestra un ejemplo de ocunencias individuales de registro y de conjunto en la representación de lista enlazada que corresponde al esquema de la figura 10.7 (d). Cada registro del tipo de registros **TRABAJA_EN** tiene dos apuntadores **SIGUIENTE:** el rotulado **SIGUIENTE**(E_T) apunta al siguiente registro en un ejemplar del conjunto **E**_T, y el rotulado **SIGUIENTE(P_T)** apunta al siguiente registro en un ejemplar del conjunto **P**_T. Cada registro **TRABAJA_EN** relaciona sus dos registros propietario, y además contiene el número de horas que un empleado trabaja por semana en un proyecto. En la figura 10.7 (e), que ilustra las mismas ocurrencias que la figura 10.7 (f), se muestran los registros T individualmente, sin los apuntadores.

Si queremos encontrar todos los proyectos en los que trabaja un cierto empleado, comenzamos en el registro **EMPLEADO** y recorremos todos los registros **TRABAJA_EN** propiedad de ese empleado, empleando los apuntadores **PRIMERO(Ejr)** y **SIGUIENTE**(E_T). En cada registro **TRABAJA_EN** de la ocurrencia de conjunto encontramos su registro **PROYECTO** propietario siguiendo los apuntadores **SIGUIENTE**(P_T) hasta hallar un registro de tipo **PROYECTO.** Por ejemplo, en el caso del registro **EMPLEADO** E2, seguimos el apuntador **PRIMERO**(E_T) de E2 que conduce a T1, el apuntador **SIGUIENTE**(E_T) de TI que conduce a T2 y el apuntador **SIGUIENTE**(E_T) de T2 que conduce de vuelta a E2. Así, establecemos que TI y T2 son los registros miembro de la ocurrencia de conjunto **E**_T propiedad de E2. Si seguimos el apuntador **SIGUIENTE**(P_T) de TI llegamos a su propietario, P1, y si seguimos el apuntador **SIGUIENTE**(P_T) de T2 (a través de T3 y T4) llegamos a su propietario, P2. Adviértase que la existencia de apuntadores **PROPIETARIO** directos para el conjunto P _ T en los registros TRABAJAREN habría simplificado el proceso de identificar el registro **PROYECTO** propietario de cada registro **TRABAJA**_EN.

En forma similar, podemos encontrar todos los registros **EMPLEADO** relacionados con un **PROYECTO** en particular. En este caso la existencia de apuntadores **PROPIETARIO** para el conjunto **E_T** simplificaría el procesamiento. El **SGBD** *realiza automáticamente* todo este rastreo de apuntadores; el programador dispone de órdenes en **DML** para buscar directamente el propietario o el siguiente miembro, como veremos en la sección 10.5.3.

Cabe señalar que podríamos representar el vínculo M : N como en la figura 10.7 (a) (o como en la 10.7(b)) si se nos permitiera duplicar registros **PROYECTO** (o **EMPLEADO).** En la figura 10.7 (a) se repetiría un registro **PROYECTO** tantas veces como empleados trabajaran en el proyecto. Sin embargo, siempre que se actualiza la base de datos la duplicación de registros es problemática para mantener la consistencia entre los duplicados, y en general no es recomendable.

10.2 Restricciones en el modelo de red

En nuestra explicación del modelo de red, ya hemos hablado de restricciones "estructurales" que gobiernan la forma como están estructurados los tipos de registros y de conjuntos. En esta sección estudiaremos las restricciones "de comportamiento" que se aplican a los miembros de los conjuntos (o bien al comportamiento de dichos miembros) cuando se realizan operaciones de inserción, eliminación y actualización con esos conjuntos. Podemos especificar varias restricciones sobre la pertenencia a un conjunto, y éstas suelen dividirse en dos categorías principales, llamadas opciones de inserción y opciones de retención en la terminología **CODASYL.** Para determinar estas restricciones durante el diseño de la base de

datos hay que conocer cómo deberá *comportarse* un conjunto cuando se inserten registros miembro o cuando se eliminen registros miembro o propietario. Las restricciones se especifican al SGBD cuando se declara la estructura de la base de datos empleando el lenguaje de definición de datos (véase la Sec. 10.3). No todas las combinaciones de las restricciones son posibles. Primero examinaremos cada tipo de restricción y luego presentaremos las combinaciones permitidas.

10.2.1 *Opciones (restricciones) de inserción en conjuntos*

Las restricciones — u opciones, en la terminología CODASYL— de inserción sobre la pertenencia a conjuntos especifican lo que sucede cuando se inserta en la base de datos un registro nuevo que es de un tipo de registros miembro. Los registros se insertan con la orden STORE (almacenar, véase la Sec. 10.5.4). Hay dos opciones de inserción:

- AUTOMATIC: El nuevo registro miembro *se conecta automáticamente* a una ocurrencia de conjunto apropiada[1] cuando se inserta el registro.
- MANUAL: El nuevo registro no se conecta a ninguna ocurrencia de conjunto. Si el programador lo desea, puede conectar después explícitamente *(manualmente)* el registro a una ocurrencia de conjunto, mediante la orden CONNECT.

Por ejemplo, consideremos el tipo de conjuntos DEPTO_CARRERA de la figura 10.3. En esta situación podemos tener un registro ESTUDIANTE que no esté relacionado con ningún departamento a través del conjunto DEPTO_CARRERA (si el estudiante en cuestión no se ha decidido por una carrera). Por tanto, deberemos declarar la opción de inserción MANUAL, para que cada vez que se inserte un registro miembro ESTUDIANTE en la base de datos no se relacione automáticamente con un registro DEPARTAMENTO a través del conjunto DEPTO CARRERA. Más adelante, el usuario de la base de datos puede insertar el registro "manualmente" en un ejemplar de conjunto cuando el estudiante se decida por una carrera. Esta inserción manual se logra con una operación de actualización llamada CONNECT, presentada al sistema de base de datos, como veremos en la sección 10.5.4.

La opción AUTOMATIC para la inserción en conjuntos se usa en situaciones en las que deseamos insertar un registro miembro en un ejemplar de conjunto automáticamente cuando almacenamos el registro en la base de datos. Debemos especificar un criterio para designar *el ejemplar de conjunto* al cual pertenecerá cada registro nuevo. A guisa de ejemplo, consideremos el tipo de conjuntos de la figura 10.8(a), que relaciona cada empleado con el conjunto de sus dependientes. Podemos declarar que sea AUTOMATIC el tipo de conjuntos DEPENDIENTES_EMP, con la condición de que un registro DEPENDIENTE nuevo con un valor de NSSEMP dado se inserte en el ejemplar de conjunto propiedad del registro EMPLEADO que tiene ese mismo valor de NSS. El SGBD localizará el registro EMPLEADO tal que EMPLEADO.NSS = DEPENDIENTE.NSSEMP y conectará automáticamente el nuevo registro DEPENDIENTE a ese ejemplar de conjunto. Observe que el campo NSS debe declararse de modo que no haya dos registros EMPLEADO con el mismo NSS; de lo contrario, la condición anterior identificará más de un ejemplar de conjunto. En la sección 10.3.2 veremos otros criterios para identificar y seleccionar automáticamente una ocurrencia de conjunto.

[1] La ocurrencia de conjunto apropiada se determina con una especificación que forma parte de la definición del tipo de conjuntos, la SET OCURRENCE SELECTION, que estudiaremos en la sección 10.3.2 como parte del DDL de red.

10.2.2 *Opciones (restricciones) de retención en conjuntos*

Las restricciones — u opciones, en la terminología CODASYL – de retención especifican si un registro de un tipo de registros miembro puede existir en la base de datos por sí solo o si siempre debe estar relacionado con un propietario como miembro de algún ejemplar de conjunto. Hay tres opciones de retención:

- OPTIONAL (opcional): Un registro miembro puede existir por sí solo *sin ser* miembro de ninguna ocurrencia del conjunto. Se le puede conectar y desconectar de las ocurrencias de conjunto a voluntad con las órdenes CONNECT y DISCONNECT del DML de red (véase la Sec. 10.5.4).
- MANDATORY (obligatoria): *Ningún* registro miembro puede existir por sí solo; *siempre* debe ser miembro de una ocurrencia de conjunto del tipo de conjuntos. Se le puede reconectar en una sola operación de una ocurrencia de conjunto a otra mediante la orden RECONNECT del DML de red (véase la Sec. 10.5.4).
- FIXED (fija): A l igual que en MANDATORY, *ningún* registro miembro puede existir por sí solo. Por añadidura, una vez insertado en una ocurrencia de conjunto, queda *fijo; no se le puede* reconectar a otra ocurrencia de conjunto.

Ahora ilustraremos las diferencias entre estas opciones con ejemplos de las situaciones en las que debe usarse cada opción. Primero, consideremos el tipo de conjuntos DEPTO_ CARRERA de la figura 10.3. Previendo la situación en la que un registro ESTUDIANTE no esté relacionado con ningún departamento a través del conjunto DEPTO_CARRERA, declaramos

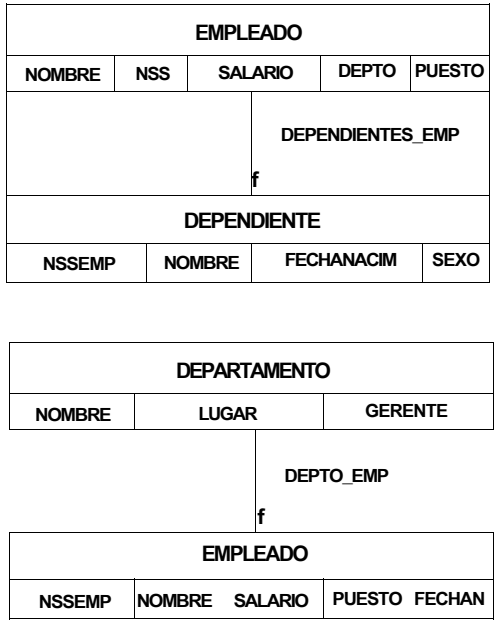


Figura 10.8 Diferentes opciones de conjuntos, (a) Tipo de conjuntos DEPENDIENTES_EMP AUTOMATIC FIXED. (b) Tipo de conjuntos DEPTO_EMP AUTOMATIC MANDATORY.

Tabla 10.1 Opciones de inserción y retención en conjuntos

Opción de inserción \ *Opción de retención*	OPTIONAL	MANDATORY	FIXED
MANUAL	El programa de aplicación se encarga de insertar el registro miembro en la ocurrencia de conjunto. Se puede CONECTAR, DESCONECTAR Y RECONECTAR.	No es muy útil.	No es muy útil.
AUTOMATIC	El SGBD inserta automáticamente el nuevo registro miembro en una ocurrencia de conjunto. Se puede CONECTAR, DESCONECTAR Y RECONECTAR.	El SGBD inserta automáticamente el nuevo registro miembro en una ocurrencia de conjunto. Se puede RECONECTAR un miembro a un propietario distinto.	El SGBD inserta automáticamente el nuevo registro miembro en una ocurrencia de conjunto. No *se puede* RECONECTAR un miembro a un propietario distinto.

que el conjunto es OPTIONAL. En la figura 10.8(a), DEPENDIENTES_EMP es un ejemplo de tipo de conjuntos FIXED, porque no es de esperarse que pasemos un dependiente de algún emplea* do a otro. Además, todo registro DEPENDIENTE debe estar relacionado con algún registro EMPLEADO en todo momento. En la figura 10.8 (b) un conjunto MANDATORY DEPTO_EMP relaciona un empleado con el departamento al que pertenece. Aquí, cada empleado debe estar asignado a uno y sólo un departamento en todo momento; sin embargo, es posible reasignar un empleado de un departamento a otro.

En general, las opciones MANDATORY y FIXED se usan en situaciones en las que un registro miembro no debe existir en la base de datos sin estar relacionado con un propietario a través de alguna ocurrencia de conjunto. En el caso de FIXED, se impone el requerimiento adicional de nunca pasar un registro miembro de un ejemplar de conjunto a otro. Si utiliza la opción de inserción/retención apropiada, el DBA será capaz de especificar el comportamiento de un tipo de conjuntos en forma de restricción, y el sistema *automáticamente* hará que se cumpla.

10.23 *Combinaciones de opciones de inserción y retención*

No todas las combinaciones de opciones de inserción y retención son útiles. Por ejemplo, las opciones FIXED y MANDATORY implican que un registro miembro siempre debe estar relacionado con un propietario, así que deben usarse con la opción de inserción AUTOMATIC. Si bien cualquier combinación de estas opciones es técnicamente válida, por lo regular sólo tres combinaciones tienen sentido, y la mayor parte de las implementaciones del modelo de red sólo permiten estas tres combinaciones "razonables": AUTOMATIC-FIXED, AUTOMATIC-MANDATORY y MANUAL-OPTIONAL[1] También podemos imaginar aplicaciones en las que un

[1] El informe CODASYL DBTG original no aplicaba estas restricciones a las posibles combinaciones de opciones.

conjunto AUTOMATIC-OPTIONAL podría ser útil; a saber, cuando el nuevo registro miembro se conecta automáticamente a un propietario si se especifica un propietario en particular, pero no se conecta a ningún ejemplar de conjunto en caso contrario. Estas combinaciones se resumen en la tabla 10.1.

10.2.4 *Opciones de ordenamiento de conjuntos*

Los registros miembro de un ejemplar de conjunto pueden estar ordenados de diversas maneras. El orden puede basarse en un campo de ordenamiento o provenir de la secuencia temporal de inserción de los registros miembro nuevos. Las opciones de ordenamiento disponibles se pueden resumir como sigue:

- Ordenadas según un campo de ordenamiento: Los valores de uno o más campos del registro miembro sirven para ordenar dichos registros dentro de *cada ocurrencia de conjunto* en orden ascendente o descendente. El sistema mantiene el orden cuando se conecta un nuevo registro miembro al ejemplar de conjunto insertando automáticamente el registro en su posición correcta.
- Orden por omisión del sistema: Un nuevo registro miembro se inserta en una posición arbitraria determinada por el sistema.
- Primero o último: Un nuevo registro miembro se convierte en el primero o en el último miembro de la ocurrencia de conjunto *en el momento en que se inserta.* Por tanto, esto equivale a tener los registros miembro de un ejemplar de conjunto almacenados en orden cronológico (o cronológico invertido).
- Siguiente o previo: El nuevo registro miembro se inserta después o antes del registro actual de la ocurrencia de conjunto. Esto se aclarará cuando analicemos los indicadores de actualidad *(currency indicators)* en la sección 10.5.1.

Las opciones deseadas en cuanto a inserción, retención u ordenamiento se especifican cuando se declara el tipo de conjuntos en el lenguaje de definición de datos. Los detalles de la declaración de tipos de registros y de conjuntos se analizarán en la sección 10.3 en relación con el lenguaje de definición de datos (DDL) del modelo de red.

10.3 Definición de datos en el modelo de red

Después de diseñar un esquema de base de datos de red, debemos declararal SGBD todos los tipos de registros, tipos de conjuntos, definiciones de elementos de información y restricciones del esquema. Para ello, usamos el DDL de red. Cada SGBD de red tiene una sintaxis un tanto distinta y opciones con pequeñas diferencias en su DDL, de modo que en vez de presentar la sintaxis exacta del DDL del SGBD CODASYL nos concentraremos en entender los diferentes conceptos y opciones disponibles en casi todos los SGBD de red.

10.3.1 *Declaraciones de tipos de registros y de elementos de información*

Las declaraciones de DDL de red para los tipos de registros del esquema COMPAÑÍA que se muestra en la figura 10.9 aparecen en la figura 10.10(a). Cada tipo de registros recibe un nombre a través de la cláusula RECORD NAME IS (nombre de registro es). Se especifica un formato

(tipo de datos) pata cada uno de sus elementos de información (campos), junto con cualesquier restricciones que se apliquen a los elementos. (Las marcas cl.e. y * en la figura 10.9 se explicarán en la sección 10.4, cuando hablemos de la transformación ER-red.) Los tipos de datos que normalmente están disponibles dependen de los tipos que se pueden definir en el lenguaje de programación anfitrión. Supondremos que se pueden manejar cadenas de caracteres, números enteros y números con formato.[1]

Para especificar restricciones de clave sobre campos (o combinaciones de campos) que no pueden tener el mismo valor en más de un registro de un cierto tipo de registros, usamos la cláusula DUPLICATES ARE NOT ALLOWED (no se permiten duplicados). Por ejemplo, en la figura 10.10 (a) NSS es una clave del tipo de registros EMPLEADO, y la combinación (NSSE, NÚMEROP) es una clave del tipo de registros TRABAJA_EN. Otras restricciones que podemos especificar para los campos se refieren a los valores que puede adoptar un campo numérico, mediante la cláusula CHECK (comprobar). Por ejemplo, podemos especificar que un campo numérico no puede tener un valor mayor que un cierto número.

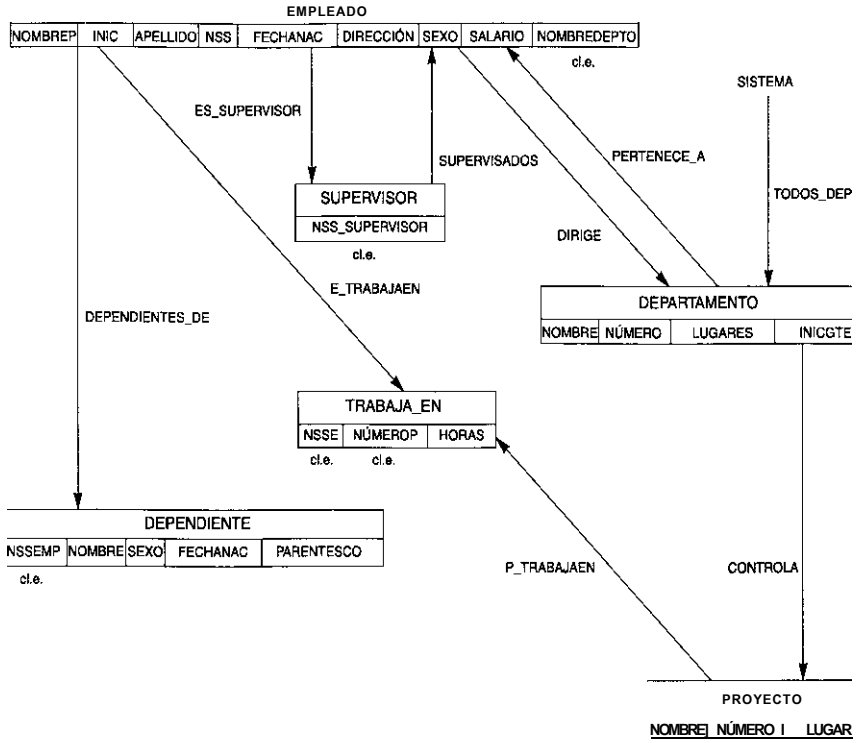


Figura 10.9 Esquema de red para la base de datos COMPAÑÍA.

*Los números con formato suelen especificarse con dos números (i,j), donde *i* es el número total de dígitos que tiene el número y *j* es el número de dígitos que siguen al punto decimal; tienen el mismo tamaño que una cadena de caracteres de tamaño *i* +1 (se requiere un carácter para el punto decimal). Un formato (7,2) corresponde a números de la forma *ddddd.dd,* donde cada *d* representa un dígito decimal.


```
SCHEMA NAME IS COMPAÑÍA

RECORD NAME IS EMPLEADO
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NSS
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NOMBREP, INIC, APELLIDO
        NOMBREP          TYPE IS    CHARACTER 15
        INIC             TYPE IS    CHARACTER 1
        APELLIDO         TYPE IS    CHARACTER 15
        NSS              TYPE IS    CHARACTER 9
        FECHANAC         TYPE IS    CHARACTER 9
        DIRECCIÓN        TYPE IS    CHARACTER 30
        SEXO             TYPE IS    CHARACTER 1
        SALARIO          TYPE IS    CHARACTER 10
        NOMBREDEPTO      TYPE IS    CHARACTER 15

RECORD NAME IS DEPARTAMENTO
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NOMBRE
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NÚMERO
        NOMBRE           TYPE IS    CHARACTER 15
        NÚMERO           TYPE IS    NUMERIC INTEGER
          LUGARES        TYPE IS    CHARACTER 15   VECTOR
        INICGTE          TYPE IS    CHARACTER 9

RECORD NAME IS PROYECTO
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NOMBRE
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NUMERO
        NOMBRE           TYPE IS    CHARACTER 15
        NUMERO           TYPE IS    NUMERIC INTEGER
        LUGAR            TYPE IS    CHARACTER 15

RECORD NAME IS TRABAJA_EN
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NSSE, NUMEROP
        NSSE             TYPE IS    CHARACTER 9
        NUMEROP          TYPE IS    NUMERIC INTEGER
        HORAS            TYPE IS    NUMERIC (4,1)

RECORD NAME IS SUPERVISOR
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NSS_SUPERVISOR
        NSS.SUPERVISOR   TYPE IS    CHARACTER 9

RECORD NAME IS DEPENDIENTE
    DUPLICATES ARE NOT ALLOWED FOR NSSEMP, NOMBRE
        NSSEMP           TYPE IS    CHARACTER 9
        NOMBRE           TYPE IS    CHARACTER 15
        SEXO             TYPE IS    CHARACTER 1
        FECHANAC         TYPE IS    CHARACTER 9
        PARENTESCO       TYPE IS    CHARACTER 10
```

Figura 10.10 (a) Declaraciones de tipos de registros para el esquema de la figura 10.9.

(continúa en la página siguiente)

```
SET NAME IS TODOS_DEPTOS
    OWNER IS SYSTEM
        ORDER IS SORTED BY DEFINED KEYS
    MEMBER IS DEPARTAMENTO
        KEY IS ASCENDING NOMBRE

SET NAME IS PERTENECE_A
    OWNER IS DEPARTAMENTO
        ORDER IS SORTED BY DEFINED KEYS
    MEMBER IS EMPLEADO
        INSERTION IS MANUAL
        RETENTION IS OPTIONAL
        KEY IS ASCENDING APELLIDO, NOMBREP, INIC
        CHECK IS NOMBREDEPTO IN EMPLEADO = NOMBRE IN DEPARTAMENTO

SET NAME IS CONTROLA
    OWNER IS DEPARTAMENTO
        ORDER IS SORTED BY DEFINED KEYS
    MEMBER IS PROYECTO
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS MANDATORY
        KEY IS ASCENDING NOMBRE
        SET SELECTION IS BY APPLICATION

SET NAME IS DIRIGE
    OWNER IS EMPLEADO
        ORDER IS SYSTEM DEFAULT
    MEMBER IS DEPARTAMENTO
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS MANDATORY
        SET SELECTION IS BY APPLICATION

SET NAME IS P_TRABAJAEN
    OWNER IS PROYECTO
        ORDER IS SYSTEM DEFAULT
        DUPLICATES ARE NOT ALLOWED
    MEMBER IS TRABAJA_EN
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS FIXED
        KEY IS NSSE
        SET SELECTION IS STRUCTURAL NÚMERO IN PROYECTO = NUMEROP IN
        TRABAJA_EN

SET NAME IS E_TRABAJAEN
    OWNER IS EMPLEADO
        ORDER IS SYSTEM DEFAULT
        DUPLICATES ARE NOT ALLOWED
    MEMBER IS TRABAJA_EN
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS FIXED
        KEY IS NUMEROP
        SET SELECTION IS STRUCTURAL NSS IN EMPLEADO = NSSE IN
        TRABAJA.EN
```

Figura 10.10 (b) Declaraciones de tipos de conjuntos para el esquema de la figura 10.9. ***(continúa en la página siguiente)***


```
SET NAME IS SUPERVISADOS
    OWNER IS SUPERVISOR
        ORDER IS BY DEFINED KEY
        DUPLICATES ARE NOT ALLOWED
    MEMBER IS EMPLEADO
        INSERTION IS MANUAL
        RETENTION IS OPTIONAL
        KEY IS APELLIDO, INIC, NOMBREP

SET NAME IS ES_SUPERVISOR
    OWNER IS EMPLEADO
        ORDER IS SYSTEM DEFAULT
        DUPLICATES ARE NOT ALLOWED
    MEMBER IS SUPERVISOR
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS MANDATORY
        KEY IS NSS_SUPERVISOR
        SET SELECTION IS BY VALUE OF NSS IN EMPLEADO
        CHECK IS NSS_SUPERVISOR IN SUPERVISOR = NSS IN EMPLEADO

SET NAME IS DEPENDIENTESJDE
    OWNER IS EMPLEADO
        ORDER IS BY DEFINED KEY
        DUPLICATES ARE NOT ALLOWED
    MEMBER IS DEPENDIENTE
        INSERTION IS AUTOMATIC
        RETENTION IS FIXED
        KEY IS ASCENDING NOMBRE
        SET SELECTION IS STRUCTURAL NSS IN EMPLEADO = NSSEMP
        IN DEPENDIENTE
```

Figura **10.10** ***(continuación)*** (b) Declaraciones de tipos de conjuntos para el esquema de la figura 10.9.

10.3.2 *Declaraciones de tipos de conjuntos y opciones de selección de conjuntos*

La figura 10.10(b) muestra declaraciones en DDL de red para los tipos de conjuntos del esquema COMPAÑÍA de la figura 10.9. Estas son más complejas que las declaraciones de tipos de registros, porque hay más opciones disponibles. Cada tipo de conjuntos se nombra con la cláusula SET ÑAME IS (el nombre del conjunto es). Las opciones (restricciones) de inserción y retención que analizamos en la sección 10.2 se especifican para cada tipo de conjuntos mediante las cláusulas INSERTION IS (la inserción es) y RETENTION IS (la retención es). Si la opción de inserción es AUTOMATIC, también deberemos especificar la forma en que el sistema *seleccionará automáticamente una ocurrencia de conjunto* a la cual conectará un nuevo registro miembro cuando éste se inserte en la base de datos. La cláusula SET SELECTION (selección de conjunto) sirve para este fin. Tres métodos comunes de especificar la selección de conjunto son:

- SET SELECTION IS STRUCTURAL: Podemos especificar la selección de conjunto con los valores de dos campos que deben coincidir: un campo del tipo de registros propietario y uno del tipo de registros miembro. Esto se denomina restricción estructural en la terminología del modelo de red. Ejemplos son las declaraciones de los tipos de conjuntos P_TRABAJAEN y E_TRABAJAEN de la figura 10.10(b). El campo especificado del

tipo de registros propietario debe tener la restricción DUPLICATES ARE NOT ALLOWED (no se permiten duplicados) para que especifique un solo registro propietario y por tanto una sola ocurrencia de conjunto.

- SET SELECTIONIS BY APPLICATION: La ocurrencia de conjunto la determina el programa de aplicación, que deberá hacer que la ocurrencia deseada sea el actual de conjunto (véase la Sec. 10.5.1) antes de almacenarse el nuevo registro miembro. Así, éste se conectará automáticamente a la ocurrencia de conjunto actual. Un ejemplo es el conjunto DIRIGE de la figura 10.10(b); para conectar un registro EMPLEADO a un DEPARTAMENTO como gerente de ese departamento, primero debemos hacer que ese registro EMPLEADO sea el actual de conjunto para el tipo de conjuntos DIRIGE. Si entonces almacenamos un nuevo registro DEPARTAMENTO, éste se conectará *automáticamente* a su registro EMPLEADO gerente como propietario.

- SET SELECTION IS BY VALUE OF <nombre de campo> IN <nombre de tipo de registróse Una tercera opción es especificar un campo del tipo de registros propietario cuyo valor servirá para especificar una ocurrencia de conjunto al identificar el registro propietario del conjunto. Un ejemplo es el tipo de conjuntos ES_SUPERVIS0R declarado en la figura 10.10(b), donde debemos asignar al campo NSS de la variable de programa UWA (véase la Sec. 10.5.1) correspondiente a EMPLEADO el valor del registro propietario deseado antes de almacenar un nuevo registro SUPERVISOR. El campo especificado en el tipo de registro propietario deberá tener la restricción DUPLICATES ARE NOT ALLOWED para que identifique un registro propietario único y por tanto una ocurrencia de conjunto única.

Otra opción para los conjuntos es especificar cómo se van a ordenar los registros miembro individuales en un ejemplar del conjunto, como vimos en la sección 10.2.4. Esto es importante dada la naturaleza de registro por registro del DML de red. La cláusula **ORDER IS** (el orden es) sirve para este fin, a veces aunada a la cláusula **KEY IS** (la clave es). Entre las opciones de la cláusula ORDER IS están las siguientes:

- ORDER IS SORTED BY DEFINED KEYS (el orden es según las claves definidas): Usamos la cláusula KEY IS para especificar uno o más campos del tipo de registros miembro; el sistema usa los valores de estos campos para ordenar los registros miembro dentro de cada ejemplar de conjunto. La cláusula KEY IS también especifica si los registros se deben ordenar de manera ascendente o descendente (ASCENDING **O** DESCENDING). Un ejemplo es el tipo de conjuntos PERTENECE_A, donde los registros EMPLEADO propiedad de un DEPARTAMENTO se ordenan según los valores ascendentes de APELLIDO, NOMBREP e INIC.

- ORDER IS FIRST (o LAST): Un nuevo registro miembro se inserta como el primer registro (o el último) de la ocurrencia de conjunto.

- ORDER IS BY SYSTEM DEFAULT (el orden se deja al sistema): No se especifica ningún orden en particular para los registros miembros de un ejemplar de conjunto.

- ORDER IS NEXT (o PRIOR): Un registro miembro nuevo se inserta inmediatamente después (o antes) del registro actual del conjunto. El programa debe hacer que el actual de conjunto (véase la Sec. 10.5.1) apunte al registro específico después (o antes) del cual se desea insertar el registro nuevo en el conjunto.

Otra cláusula que funciona en conjunción con la cláusula KEY IS es **DUPLICATES ARE NOT ALLOWED.** Ambas cláusulas se aplican a tipos de registros miembro dentro de los conjuntos. Esta combinación especifica que dos registros miembro *dentro de una ocurrencia de conjunto* no pueden tener los mismos valores en aquellos de sus campos que se declararon como claves. Un ejemplo es el campo NSSE que se declara como clave del tipo de conjuntos P_TRABAJAEN, lo que significa que dos registros TRABAJA_EN *dentro de la misma ocurrencia de conjunto* de P_TRABAJAEN no pueden tener el mismo valor de NSSE. Esto ha de especificarse porque no queremos conectar dos veces al mismo empleado como trabajador en el mismo proyecto.

Por último, consideremos la cláusula **CHECK,** que sirve para especificar una restricción estructural entre los registros propietario y miembro dentro de una ocurrencia de conjunto. Esto se usa con los conjuntos declarados MANUAL para especificar la condición de que ciertos campos de un registro miembro deben tener los mismos valores que ciertos campos del registro propietario. Si se intenta conectar un registro miembro que no satisfaga la condición de la cláusula CHECK, el sistema generará una condición de excepción y no conectará el registro miembro. Un ejemplo es la declaración del tipo de conjuntos PERTENECE_A en la figura 10.10(b). Esta restricción es similar a SET SELECTION IS STRUCTURAL, que se utiliza con conjuntos AUTOMATIC.

10*4 Uso de la transformación ER*red para el diseño de bases de datos de red*

Ahora veremos cómo un diseño conceptual de base de datos especificado como esquema ER (véase el Cap. 3) puede transformarse a un esquema de red. Usaremos el esquema ER COMPAÑÍA de la figura 3.2 para ilustrar nuestro análisis. En un esquema de red podemos representar explícitamente un tipo de vínculos como un tipo de conjuntos si es 1:N; sin embargo, no existe representación explícita si es 1:1 o M : N . Un método sencillo para representar un tipo de vínculos 1:1 consiste en usar un tipo de conjuntos pero hacer que cada ejemplar de conjunto tenga como máximo un registro miembro. Esta restricción la deben imponer los programas que actualizan la base de datos, ya que el SGBD no lo hace. En el caso de los tipos de vínculos M : N , la representación estándar es usar dos tipos de conjuntos y un tipo de registros de enlace. El modelo de red permite campos vectoriales y grupos repetitivos, con los que es posible representar directamente atributos compuestos y multivaluados, o incluso tipos de entidades débiles, como habremos de ver.

El esquema de red COMPAÑÍA de la figura 10.9 se puede derivar del esquema ER de la figura 3.2 mediante el siguiente procedimiento general de transformación. Ilustraremos cada paso con ejemplos del esquema COMPAÑÍA.

PASO 1: Entidades normales: Por cada tipo de entidades normal E del esquema ER, crear un tipo de registros R en el esquema de red. Todos los atributos simples (o compuestos) de E se incluyen como campos simples (o compuestos) de R. Todos los atributos multivaluados de E se incluyen como campos vectoriales o grupos repetitivos de R.

En nuestro ejemplo creamos los tipos de registros EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO e incluimos todos sus campos, como se muestra en la figura 10.9, con excepción de los que se marcan con ele. (clave externa) o con* (atributo de vínculo). Observe que el campo

LUGARES del tipo de registros DEPARTAMENTO es un campo vectorial porque representa un atributo multivaluado.

PASO 2: **Entidades débiles:** Para cada tipo de entidades débiles ED con el tipo de entidades identificador El, o bien (a) creamos un tipo de registros D que represente a ED, haciendo a D el tipo de registros miembro de un tipo de conjuntos que relaciona D con el tipo de registros que representa a El como propietario, o bien (b) creamos un grupo repetitivo en el tipo de registros que representa a El para que represente los atributos de ED. Si escogemos la primera alternativa, el campo clave del tipo de registros que representa a El se puede repetir en D.

En la figura 10.9 elegimos la primera alternativa; creamos un tipo de registros DEPENDIENTE y lo hacemos el tipo de registros miembro del tipo de conjuntos DEPENDIENTES_DE, propiedad de EMPLEADO. Duplicamos la clave NSS de EMPLEADO en DEPENDIENTE y la llamamos NSSEMP.

PASO 3: **Vínculos uno-a-uno** y **uno-a-muchos:** Para cada tipo de vínculos 1:1 o 1:N binario, no recursivo, í entre los tipos de entidades El y E2, creamos un tipo de conjuntos que relaciona los tipos de registros Rl y R2 que representan a El y E2, respectivamente. En el caso de un tipo de vínculos 1:1, elegimos arbitrariamente a Rl o a R2 como propietario y al otro como miembro; sin embargo, es preferible escoger como miembro un tipo de registros que represente una participación total en el tipo de vínculos. Otra opción para transformar un tipo de vínculos binario 1:11 entre El y E2 consiste en crear un solo tipo de registros R que combine a E l , E2 e í, e incluya todos sus atributos; esto resulta útil si ambas participaciones, de El y E2, en í son totales y ni El ni E2 participan en muchos otros tipos de vínculos.

En el caso de un tipo de vínculos 1:N, se escoge como propietario el tipo de registros Rl que representa al tipo de entidades El en el lado 1 del tipo de vínculos, y como miembro se elige el tipo de registros R2 que representa al tipo de entidades E2 en el lado N del tipo de vínculos. Cualesquier atributos del tipo de vínculos í se incluyen como campos en el tipo de registros *miembro* R2.

En general, podemos duplicar arbitrariamente uno o más atributos de un tipo de registros propietario de un tipo de conjuntos —sea que represente un vínculo 1:1o uno 1 : N — en el tipo de registros miembro. Si el atributo duplicado es un atributo clave único del propietario, puede servir para declarar una restricción estructural sobre el tipo de conjuntos o para especificar la selección automática de propietario sobre la pertenencia al conjunto, como se explicó en la sección 10.2.1.

En nuestro ejemplo representamos el tipo de vínculos 1:1 DIRIGE de la figura 3.2 con el tipo de conjuntos DIRIGE, y escogemos DEPARTAMENTO como tipo de registros miembro debido a su participación total. El atributo Fechalnic de DIRIGE se convierte en el campo INICGTE del tipo de registros miembro DEPARTAMENTO. Los dos tipos de vínculos 1:N no recursivos de la figura 3.2, PERTENECE_A y CONTROLA, se representan con los dos tipos de conjuntos PERTENECE_A y CONTROLA de la figura 10.9. En el caso del tipo de conjuntos PERTENECE_A, optamos por repetir un campo clave único, NOMBRE, del tipo de registros propietario DEPARTAMENTO en el tipo de registros miembro EMPLEADO, y lo llamamos NOMBRE-DEPTO. Decidimos no repetir ningún campo clave para el tipo de conjuntos CONTROLA. En general, un campo único de un tipo de registros propietario podría repetirse en el tipo de registros miembro.

PASO 4: Vínculos binarios de muchos-a-muchos: Por cada tipo de vínculos M : N binario I entre los tipos de entidades El y E2, creamos un tipo de registros de enlace X y hacemos que sea el tipo de registros miembro de dos tipos de conjuntos, cuyos propietarios son los tipos de registros Rl y R2 que representan a El y E2. Cualesquier atributos de í se convierten en campos de X. Si lo desea, el diseñador puede duplicar los campos únicos (clave) de los tipos de registros propietario como campos de X.

En la figura 10.9 creamos el tipo de registros de enlace TRABAJA_EN para representar el tipo de vínculos M : N TRABAJA_EN, e incluimos HORAS en él como campo. También creamos dos tipos de conjuntos E_TRABAJAEN y P_TRABAJAEN con TRABAJA_EN como tipo de registros miembro. Optamos por duplicar los campos clave únicos NSS y NÚMERO de los tipos de registros propietario EMPLEADO y PROYECTO en TRABAJA_EN, y los llamamos NSSE y NÚMEROP, respectivamente.

PASO 5: Vínculos recursivos: Por cada tipo de vínculos 1:1 o 1:N binario recursivo en el que el tipo de entidades E participe en ambos papeles, creamos un tipo de registros de enlace "ficticio" V y dos tipos de conjuntos que relacionen V con el tipo de registros X que representa a E. Se hará obligatorio que uno de los tipos de conjuntos, o ambos, tengan ejemplares de conjuntos con un solo registro miembro: uno en el caso de un tipo de vínculos 1:N, y los dos si se trata de un tipo de vínculos 1:1.

En la figura 3.2 tenemos un tipo 1:N recursivo, SUPERVISIÓN. Creamos el tipo de registros de enlace ficticio SUPERVISOR y los dos tipos de conjuntos ES_SUPERVISOR y SUPERVISADOS. Los programas de actualización de la base de datos obligan al tipo de conjuntos ES_SUPERVISOR a tener sólo un tipo de registros miembro en sus ejemplares de conjunto. Podemos considerar que cada registro miembro ficticio SUPERVISOR del tipo de conjuntos ES_SUPERVISOR representa a su registro EMPLEADO propietario en *el papel de supervisor*. El tipo de conjuntos SUPERVISADOS sirve para relacionar el registro SUPERVISOR "ficticio" con todos los registros EMPLEADO que representen a los empleados a los que supervisa directamente.

Los pasos anteriores consideran sólo tipos de vínculos binarios. El paso 6 muestra cómo se pueden transformar tipos de vínculos n-arios, con n > 2, mediante la creación de un tipo de registros de enlace, similar al caso del tipo de vínculos M : N .

PASO 6: Vínculos n-arios: Por cada tipo de vínculos n-ario I, con n > 2, creamos un tipo de registros de enlace X y hacemos que sea el tipo de registros miembro de n tipos de conjuntos. El propietario de cada tipo de conjuntos es el tipo de registros que representa a uno de los tipos de entidades que participan en el tipo de vínculos í. Cualesquier atributos de I se convertirán en campos de X. El diseñador puede, si lo desea, duplicar los campos únicos (clave) de los tipos de registros propietarios como campos de X.

Por ejemplo, consideremos el tipo de vínculos SUMINISTRA en el modelo ER que se muestra en la figura 10.11 (a). Este puede transformarse al tipo de registros SUMINISTRA y a los tres tipos de conjuntos que se muestran en la figura 10.11(b), donde decidimos no duplicar ningún campo de los propietarios.

Recuerde que es posible representar directamente los atributos compuestos y multivaluados en el modelo de red. Por añadidura, podemos representar los tipos de entidades débiles como tipos de registros individuales o bien como grupos repetitivos dentro del propietario; esto último resulta útil si el tipo de entidades débil no participa en otros tipos de vínculos. Si duplicamos un campo único (clave) del tipo de registros propietario en el tipo de registros miembro, podremos especificar una restricción estructural sobre la pertenencia a conjuntos

o la selección automática de conjunto; elSGBD conectará un registro miembro a un ejemplar de conjunto sólo si el mismo valor de campo clave está almacenado en los registros propietario y **miembro.** Esto **equivale a hacer que el SGBD imponga la restricción automáticamente.** Aunque **no es obligatorio duplicar un campo clave coincidente del tipo de registros propietario en el tipo de registros miembro, es una práctica recomendable.** El **costo es el espacio de almacenamiento adicional que ocupa el campo repetido en cada registro miembro.** Los **beneficios son la imposición automática de la restricción** y **la disponibilidad del campo repetido en el registro miembro sin tener que obtener primero su propietario.**

Al **duplicar los campos clave de los registros propietarios en los registros miembros para todos los tipos de conjuntos de un esquema de red, ¡creamos tipos de registros que son prácticamente idénticos a las relaciones de un esquema de base de datos relacional!** Las **únicas diferencias se dan en el caso de los tipos de vínculos recursivos, los atributos multivaluados** y **los tipos de entidades débiles.** En **el caso de los tipos de vínculos** 1:1 **o** 1:N **recursivos, no hace falta crear una relación ficticia en el esquema relacional, como sucede en el modelo de red.** En **el caso de los tipos de entidades débiles** y **los atributos multivaluados, no necesitamos crear tipos de registros adicionales en el esquema de red, como sucede en el modelo relacional.** •

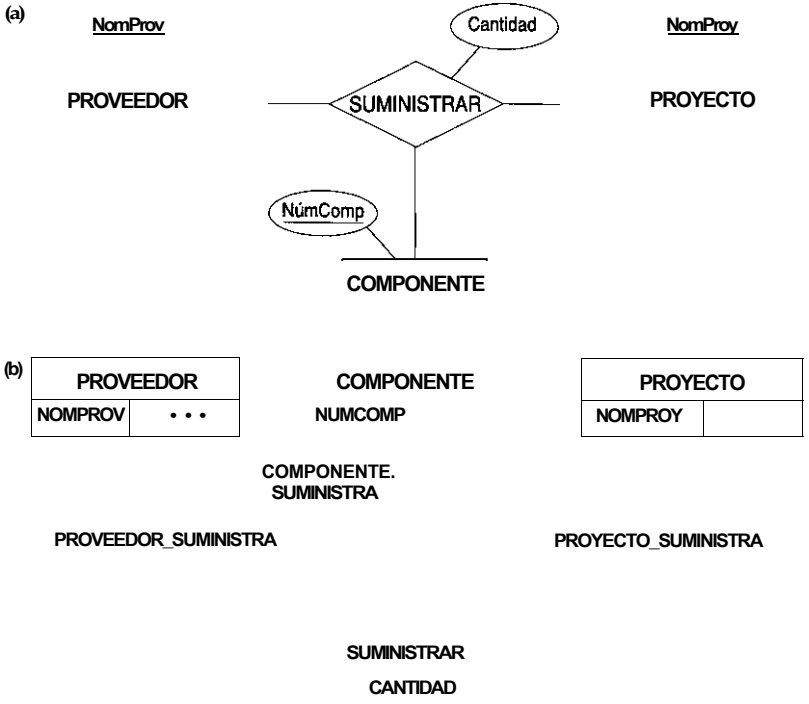


Figura 10.11 Transformación del tipo de vínculos n-ario (n = 3) SUMINISTRAR del modelo ER al modelo de red. (a) El modelo ER. (b) El modelo de red.

10.5 Programación de una base de datos de red*

En esta sección veremos cómo escribir programas que manipulen una base de datos de red, para realizar tareas como buscar y leer registros de la base de datos; insertar, eliminar y modificar registros, y conectar y desconectar registros de ocurrencias de conjuntos. Para ello, nos valdremos de un **lenguaje de manipulación de datos** (DML: *data manipulation language).* El DML asociado al modelo de red consiste en órdenes de registro por registro incorporadas en un lenguaje de programación de aplicación general denominado **lenguaje anfitrión.**[1] En la práctica, los lenguajes anfitrión de más amplia difusión son COBOL[2] y PL/1, pero en nuestros ejemplos escribiremos segmentos de programas en la notación de PASCAL aumentada con las órdenes del DML de red.

10.5.1 *Conceptos básicos para la manipulación de bases de datos de red*

Antes de escribir programas para manipular una base de datos de red, necesitamos estudiar algunos conceptos básicos relacionados con la forma de escribir programas de manipulación de datos. El sistema de base de datos y el lenguaje de programación anfitrión son dos sistemas de software distintos que se enlazan mediante una interfaz común y se comunican exclusivamente a través de dicha interfaz. Como las órdenes del DML son de registro por registro, es necesario identificar registros específicos de la base de datos como **registros actuales.** El propio SGBD lleva el control de varios registros y ocurrencias de conjunto actuales por medio de un mecanismo denominado **indicadores de actualidad** *(currency indicators).* Además, el lenguaje de programación anfitrión requiere variables de programa locales para contener los registros de diferentes tipos de registros de modo que el programa anfitrión pueda manipularlos. El conjunto de estas variables locales en el programa suele denominarse **área de trabajo del usuario** (UWA: *user work área).* La comunicación entre el SGBD y el lenguaje de programación anfitrión se realiza principalmente a través de los indicadores de actualidad y del área de trabajo del usuario.

En esta sección estudiaremos estos dos conceptos. Nuestros ejemplos se referirán al esquema de base de datos de red que se muestra en la figura 10.9, que es la versión de red del esquema COMPAÑÍA utilizado en capítulos anteriores.

El área de trabajo del usuario (UWA). El UWA es un conjunto de variables de programa, declaradas en el programa anfitrión, que sirven para comunicar el contenido de registros individuales entre el SGBD y el programa anfitrión. Por cada tipo de registros del esquema en la base de datos, se debe declarar en el programa una variable correspondiente con el mismo formato. Se acostumbra usar los mismos nombres de tipos de registros y los mismos nombres de campos en las variables UWA y en el esquema de base de datos. De hecho, es posible declarar automáticamente las variables UWA en el programa empleando un paquete de software que crea variables de programa equivalentes a los tipos de registros declarados en el DDL de un esquema de base de datos.

En el caso del esquema COMPAÑÍA de la figura 10.9, si contáramos con una interfaz entre PASCAL y el SGBD de red, ésta podría crear las variables de programa PASCAL que aparecen en la figura 10.12. Es posible copiar de la base de datos o escribir en ella un registro

[1] Las órdenes de DML incorporadas también se denominan sublenguaje de datos.
[2] El DML CODASYL del informe DBTG fue propuesto originalmente como un sublenguaje de datos para COBOL.

individual de cada tipo de registros haciendo uso de la variable de programa correspondiente del UWA. La orden GET (obtener; véase la Sec. 10.5.3) lee físicamente un registro y lo copia en la variable de programa correspondiente; así, podemos hacer referencia a los valores de los campos para imprimirlos o usarlos en cálculos. Si queremos escribir un registro en la base de datos, primero asignamos los valores de sus campos a los campos de la variable de programa y luego, con la orden STORE (almacenar; véase la Sec. 10.5.3), guardamos físicamente ese registro en la base de datos.

Indicadores de actualidad. En el DML de red, para las obtenciones y actualizaciones se realizan desplazándose por los registros de la base de datos, acción a la que se llama **navegación** (o **recorrido)** por los registros; por ello, resulta crucial seguir la pista de las búsquedas. Los indicadores de actualidad son un medio con el cual el SGBD puede mantenerse al tanto de los registros y ocurrencias de conjunto a los que se tuvo acceso más recientemente. Desempeñan el papel de marcadores de posición para poder procesar registros nuevos a partir de los últimos que se usaron, hasta obtener todos los registros que contienen la información buscada. Podemos concebir a cada indicador de actualidad como un apuntador a registro (o una dirección de registro) que apunta a un solo registro de la base de datos. En un SGBD de red se utilizan varios indicadores de actualidad:

- **Actual de tipo de registros:** Por cada tipo de registros, el SGBD sigue la pista al último registro de ese tipo al que se tuvo acceso. Si todavía no se ha leído ningún registro de ese tipo, el registro actual no está definido.
- **Actual de tipo de conjuntos:** Por cada tipo de conjuntos en el esquema, el SGBD sigue la pista a la última ocurrencia de conjunto de ese tipo de conjuntos a la que se tuvo acceso. La ocurrencia se especifica con un solo registro de ese conjunto, que es *el propietario o uno de los registros miembro.* Por tanto, el actual de conjunto (o conjunto actual) apunta a un registro, aunque se use para seguir la pista de una ocurrencia de conjunto. Si el programa no ha tenido acceso a ningún registro de ese tipo de conjuntos, el actual de conjunto no está definido.
- **Actual de unidad de ejecución** (CRU: *current ofrun unit):* Una unidad de ejecución es un programa de acceso a la base de datos que el computador está ejecutando. Por cada unidad de ejecución, el CRU sigue la pista al último registro al que tuvo acceso el programa; este registro puede ser de *cualquier* tipo de registros en la base de datos.

Cada vez que un programa ejecuta una orden de DML, el SGBD actualiza los indicadores de actualidad para los tipos de registros y tipos de conjuntos afectados por esa orden. Es preciso entender perfectamente la forma en que cada orden de DML afecta los indicadores de actualidad. Muchas órdenes de DML afectan dichos indicadores y también dependen de ellos. En la sección 10.5.3 ilustraremos la forma en que las diferentes órdenes de DML afectan los indicadores de actualidad.

Indicadores de estado. Hay varios **indicadores de estado** que devuelven una indicación de éxito o fracaso después de ejecutarse cada orden de DML. El programa puede revisar los valores de estos indicadores de estado y emprender las acciones apropiadas: ya sea continuar la ejecución o transferir el control a una rutina de manejo de errores.

Llamaremos DB_STATUS a la principal variable de estado y supondremos que se declara implícitamente en el programa anfitrión. Después de cada orden de DML, el valor de DB_STATUS indicará si la orden tuvo éxito o si hubo un error o una excepción. La excepción


```
type REGISTROLUGAR  = (* esto es para el campo vector LUGARES de DEPARTAMENTO *
                      record
                      LUGAR : packed array [1 ..15] of char;
                      NEXT :^REGISTROLUGAR
                      end;
var EMPLEADO          record
                      NOMBREP : packed array [1 ..15] of char;
                      INIC: char;
                      APELLIDO : packed array [1..15] of char;
                      NSS : packed array [1..9] of char;
                      FECHANAC : packed array [1..9] of char;
                      DIRECCION : packed array [1..30] of char;
                      SEXO : char;
                      SALARIO : packed array [1 ..10] of char;
                      NOMBREDEPTO : packed array [1 ..15] of char;
                      end;
DEPARTAMENTO          record
                      NOMBRE : packed array [1 ..15] of char;
                      NUMERO: integer;
                      LUGARES : AREGISTROLUGAR;
                      INICGTE : packed array [1..9] of char;
                      end;
PROYECTO              record
                      NOMBRE : packed array [1 ..15] of char;
                      NUMERO : integer;
                      LUGAR : packed array [1 ..15] of char;
                      end;
TRABAJA.EN            record
                      NSSE : packed array [1..9] of char;
                      NUMEROP: integer;
                      HORAS : packed array [1..4] of char;
                      end;
SUPERVISOR            record
                      NSS_SUPERVISOR : packed array [1..9] of char;
                      end;
DEPENDIENTE           record
                      NSSEMP : packed array [1 ..9] of char;
                      NOMBRE : packed array [1 ..15] of char;
                      SEXO : char;
                      FECHANAC : packed array [1..9] of char;
                      PARENTESCO: packed array [1.. 10] of char
                      end;
```

Figura 10.12 Variables de programa en PASCAL para la UWA correspondiente al esquema de red de la figura 10.9.

más común es la de FIN_DE_CONJUNTO (EOS: *end ofset).* Esto no es un error; sólo indica que no hay más registros miembro en una ocurrencia de conjunto. Por ello, a menudo se le utiliza para terminar un ciclo de programa que procesa todos los elementos miembro de un ejemplar de conjunto. Una orden de DML para buscar el siguiente miembro de un conjunto (o el anterior) devuelve una excepción EOS cuando no existe dicho miembro. El programa

verifica que DBJTATUS = EOS para terminar el ciclo. Supondremos que un valor de cero en DB_STATUS indica que la orden se ejecutó con éxito sin que hubiera excepciones.

Ilustración de los indicadores de actualidad y de la UWA. Supongamos que un programa ejecuta órdenes de base de datos que originan los siguientes sucesos en los ejemplares de base de datos que se muestran en la figura 10.7(í):

- Se tiene acceso al registro EMPLEADO E3.
- Siguiendo el apuntador PRIMERO (E_T) de E3, se tiene acceso al registro TRABAJA_EN T4; continuando con los apuntadores SIGUIENTE(E_T) de los registros TRABAJA_EN, se tiene acceso a T5 y T6.
- Se obtiene el registro T6 colocándolo en la variable U W A correspondiente.

La figura 10.13 ilustra los efectos de estos acontecimientos sobre las variables U W A y los indicadores de actualidad del SGBD cuando se aplican a los ejemplares de la figura 10.7 (f).

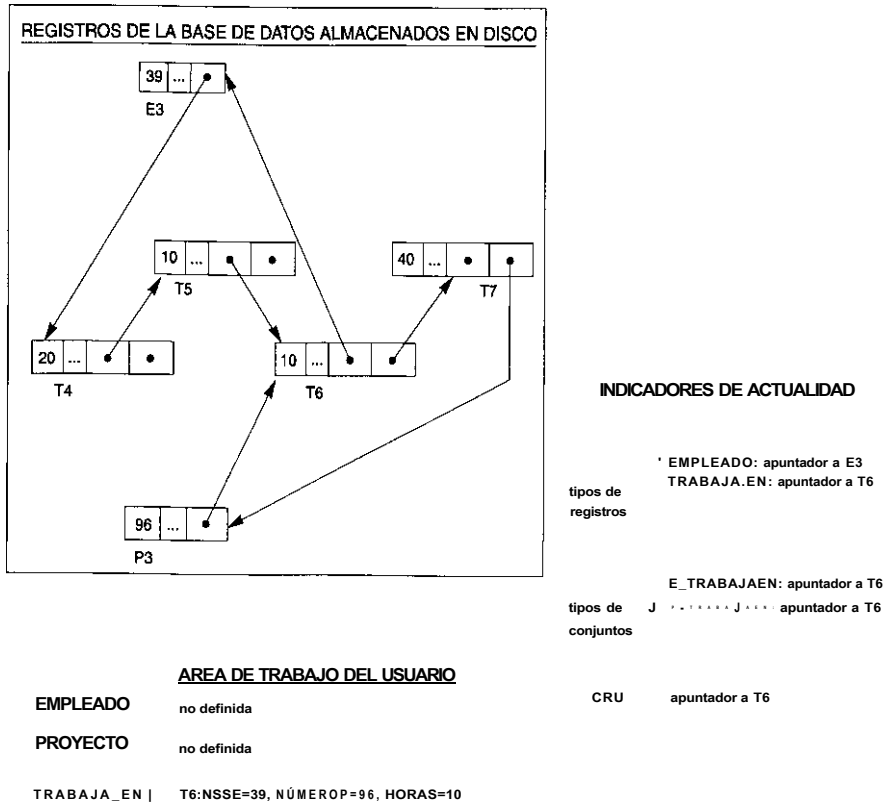


Figura 10.13 Variables UWA e indicadores de actualidad.

Paso	Actuales de registros					Actuales de conjuntos					CRU
	EMPLEADO	TRABAJA_EN	PROYECTO	DEPENDIENTE	...	E TRABAJAEN (E_T)	P TRABAJAEN (PJ)	DEPENDIENTES_DE	CONTROLA		
BUSCAR E3	^E3					^E3		^E3			^E3
BUSCAR T6 (miembro deE_T)	^E3	^T6				^T6	^T6	^E3			^T6
BUSCAR P3 (propietario de P_T)	^E3	^T6	^P3			^T6	^P3	^E3	^P3		^P3

Figura 10.14 Ejemplo de cómo cambian los indicadores de actualidad.

La figura 10.14 muestra cómo cambian los indicadores de actualidad conforme tienen lugar los acontecimientos, con un suceso adicional que localiza el registro propietario P3 de T6 en el conjunto P_T. En la figura 10.14 un apuntador a un registro x se denota con ^x. Observe que, después de la primera orden, el actual de conjunto de *todos* los tipos de conjuntos en los que EMPLEADO participa en la figura 10.9 apunta a E3; éstos son E_TRABAJAEN y DEPENDIENTES_DE, que aparecen en la figura 10.14, así como SUPERVISADOS, ES_SUPERVISOR, DIRIGE y PERTENECE_A, que no se muestran. El actual del tipo de registros EMPLEADO se mantiene durante las siguientes órdenes, pero el de DEPENDIENTE nunca se establece (sigue indefinido). Observe cómo cambia el actual para el tipo de conjuntos E_T conforme pasamos del propietario al miembro y para P_T conforme pasamos del miembro al propietario.

10.5.2 *Lenguaje de manipulación de datos (DML) de red*

Las órdenes para manipular una base de datos de red constituyen el D M L de red. Estas órdenes suelen estar incorporadas en un lenguaje de programación de propósito general, al que llamamos anfitrión. Las órdenes de D M L se pueden agrupar en órdenes de navegación, de obtención y de actualización. Las órdenes de navegación sirven para establecer los indicadores de actualidad a registros y ocurrencias de conjunto específicos de la base de datos. Las órdenes de obtención leen el registro actual de la unidad de ejecución (CRU). Las órdenes de actualización se pueden dividir en dos subgrupos: uno para actualizar registros y el otro para actualizar ocurrencias de conjuntos. Con las órdenes de actualización de registros se almacenan registros nuevos, se eliminan registros obsoletos y se modifican los valores de los campos, en tanto que con las órdenes de actualización de conjuntos se conecta o desconecta un registro miembro en una ocurrencia de conjunto o se pasa un registro miembro de una ocurrencia a otra. El conjunto completo de órdenes se resume en la tabla 10.2.

A continuación analizaremos todas estas órdenes de D M L e ilustraremos nuestro análisis con ejemplos que aplican el esquema de red mostrado en la figura 10.9 y que se define con las declaraciones D D L de las figuras 10.10(a) y (b). Por lo general, las órdenes de D M L que presentamos se basan en la propuesta CODASYL DBTG. PASCAL será el lenguaje anfitrión en nuestros ejemplos, pero los estudiantes pueden practicar escribiendo estos programas con otros lenguajes anfitrión. Los ejemplos consisten en segmentos de programas cortos sin declaraciones de variables. Supondremos que en otro lugar del programa en PASCAL ya se han definido las variables de U W A (área de trabajo del usuario) que se muestran en la figura 10.12. En nuestros programas, antepondremos a las órdenes de D M L un signo $ para distinguirlas de las instrucciones de PASCAL. Escribiremos las palabras reservadas de PASCAL—como //, then, *whileyfor*— en minúsculas.

En nuestros ejemplos muchas veces tendremos que asignar valores a los campos de las variables UWA de PASCAL; emplearemos la notación de PASCAL para asignarlos. Por ejemplo, para asignar 'José' y 'Silva' a los campos NOMBREP y APELLIDO de la variable UWA EMPLEADO, escribiremos:

```
EMPLEADO.NOMBREP := 'José'; EMPLEADO.APELLIDO := 'Silva';
```

Adviértase que en el lenguaje de programación COBOL (para el cual se diseñó originalmente el DML CODASYL) las mismas asignaciones se escriben así:

```
MOVE 'José' TO NOMBREP IN EMPLEADO
MOVE 'Silva' TO APELLIDO IN EMPLEADO
```

10.5.3 *Ordenes de DML para obtención y navegación*

La orden de DML para obtener un registro es GET. Antes de emitir esta orden, el programa debe especificar como CRU el registro que desea leer, empleando para ello las órdenes de navegación FIND (buscar) apropiadas. Hay muchas variaciones de FIND; primero veremos cómo se usa esta orden para localizar ejemplares de registros de un tipo de registros y después veremos las variaciones para procesar ocurrencias de conjuntos.

Ordenes de DML para localizar registros de un tipo de registros. Hay dos variantes principales de la orden FIND para localizar un registro de un cierto tipo y hacerlo el CRU y el actual del tipo de registros. Otros indicadores de actualidad pueden resultar afectados, como veremos en breve. El formato de estas dos órdenes es como sigue, donde las partes opcionales de la orden aparecen entre corchetes, [...]:

- **FIND ANY <nombre de tipo de registros> [USING <lista de campos>]**
- **FIND DUPLICATE <nombre de tipo de registros> [USING <lista de campos>]**

Ahora ilustraremos con ejemplos el empleo de estas órdenes. Si deseamos leer el registro EMPLEADO correspondiente al empleado llamado José Silva e imprimir su salario, podemos escribir EJ1:

```
EJ1:   1   EMPLEADO.NOMBREP := 'José'; EMPLEADO.APELLIDO := 'Silva';
       2   $FIND ANY EMPLEADO USING NOMBREP, APELLIDO;
       3   if DB_STATUS = 0
       4         then begin
       5              $GET EMPLEADO;
       6              writeln (EMPLEADO.SALARIO)
       7              end
       8         else writeln ('no se halló el registro');
```

La orden FIND ANY (buscar cualquiera) busca en la base de datos el *primer* registro del <nombre de tipo de registros> especificado, tal que los valores de campos del registro coincidan con los valores antes asignados a los campos UWA correspondientes especificados en la cláusula USING de la orden.

En Ej1, las líneas 1 y 2 equivalen a decir: "buscar el primer registro EMPLEADO que satisfaga la condición NOMBREP = 'José' y APELLIDO = 'Silva' y convertirlo en el registro actual de la unidad de ejecución (CRU)". La orden GET equivale a decir: "obtener el registro CRU y colocarlo en la variable de programa UWA correspondiente". En general, siempre que se usa una orden FIND, el programa deberá comprobar si logró encontrar un registro evaluando DB_STATUS. Un valor de cero significa que se logró encontrar un registro, así que escribimos la instrucción if...then a partir de la línea **3** antes de emitir la orden GET en la línea **5** de Ej1.

Tabla 10.2 Resumen de las órdenes DML de red

(OBTENCION)	
GET	OBTENER EL ACTUAL DE UNIDAD DE EJECUCION (CRU) Y COLOCARLO EN LA VARIABLE CORRESPONDIENTE DEL ÁREA DE TRABAJO DEL USUARIO
(NAVEGACIÓN)	
FIND	BUSCAR. RESTABLECE LOS INDICADORES DE ACTUALIDAD; SIEMPRE ESTABLECE EL CRU; TAMBIÉN ESTABLECE LOS INDICADORES DE ACTUALIDAD DE LOS TIPOS DE REGISTROS Y TIPOS DE CONJUNTOS QUE INTERVIENEN. HAY MUCHAS VARIACIONES DE FIND.
(ACTUALIZACION DE REGISTROS)	
STORE	ALMACENAR EL REGISTRO NUEVO EN LA BASE DE DATOS Y CONVERTIRLO EN EL CRU.
ERASE	ELIMINAR DE LA BASE DE DATOS EL REGISTRO QUE ES EL CRU.
MODIFY	MODIFICAR ALGUNOS CAMPOS DEL REGISTRO QUE ES EL CRU.
(ACTUALIZACIÓN DE CONJUNTOS)	
CONNECT	CONECTAR UN REGISTRO MIEMBRO (EL CRU) A UN EJEMPLAR DE CONJUNTO.
DISCONNECT	ELIMINAR UN REGISTRO MIEMBRO (EL CRU) DE UN EJEMPLAR DE CONJUNTO.
RECONNECT	PASAR UN REGISTRO MIEMBRO (EL CRU) DE UN EJEMPLAR DE CONJUNTO A OTRO.

La orden FIND no sólo establece el CRU, sino también otros indicadores de actualidad, a saber, los del tipo de registros cuyo nombre se especifica en la orden y los de cualesquier tipos de conjuntos en los que ese tipo de registros participe como propietario o miembro. Por ello, la orden FIND anterior también establece los indicadores de actualidad del tipo de registros EMPLEADO y de todos los tipos de conjuntos en los que el registro localizado interviene como propietario o miembro de una ocurrencia de conjunto. No obstante, la orden GET siempre obtiene el CRU, *el cual puede no ser igual al actual del tipo de registróse* El sistema IDMS combina las instrucciones FIND y GET en una sola, llamada OBTAIN.

Merece la pena considerar dos variaciones de Ej1. Primera, si sustituimos la línea **5** por sólo $GET, obtendremos exactamente el mismo resultado que antes. La diferencia es que al incluir el nombre del tipo de registros en la orden GET — como en Ej1 — el sistema comprobará que el CRU sea del tipo de registros especificado; si no es así, se generará un error y no

[1] Se ha sugerido una variación del DML de red que usa la orden GET para obtener *el registro actual del tipo de registros especificado*. Esto facilita la escritura de algunos programas, pero la mayoría de los SGBD de red emplean la orden GET para obtener el CRU, como se explica aquí.

se colocará el CRU en la variable UWA. Como segunda variación, si sustituimos la línea 5 por, digamos, $GET DEPARTAMENTO, se generará un error porque el tipo de registros especificado en la orden GET, DEPARTAMENTO, no coincidirá con el tipo de registros del CRU, EMPLEADO.

Si dos o más registros satisfacen nuestra búsqueda y queremos obtenerlos todos, deberemos escribir una construcción cíclica en el lenguaje de programación anfitrión. Por ejemplo, para obtener todos los registros EMPLEADO de los empleados que trabajan en el departamento de investigación e imprimir todos sus nombres, podemos escribir **Ej2.**

```
EJ2:   EMPLEADO.NOMBREDEPTO := 'Investigación';
       $FIND ANY EMPLEADO USING NOMBREDEPTO;
       while DB.STATUS = 0 do
           begin
           $GET EMPLEADO;
           writeln (EMPLEADO.NOMBREP,", EMPLEADO.APELLIDO);
           $FIND DUPLICATE EMPLEADO USING NOMBREDEPTO
           end;
```

La orden **FIND DUPLICATE** (buscar duplicado) busca el *siguiente* registro, a partir del registro actual, que satisface la búsqueda. No podemos usar FIND ANY, porque éste siempre busca el primer registro que satisface la búsqueda. Cabe señalar que los registros "primero" y "siguiente" no tienen un significado especial aquí, ya que no especificamos nigún orden para los registros EMPLEADO en el DDL de la figura 10.10(b). El sistema busca los registros EMPLEADO físicamente en el orden en que están almacenados; sin embargo, una vez que se han revisado todos los registros en el ciclo *while*, el sistema asignará a DB_STATUS el valor correspondiente a la condición de excepción "no se encuentran más registros" y el ciclo concluirá.

Ordenes de DML para procesar conjuntos. Tenemos las siguientes variantes de FIND para procesar conjuntos:

- **FIND (FIRST | NEXT | PRIOR | LAST | ...) <nombre de tipo de registros> WITHIN <nombre de tipo de conjuntos> [USING <nombres de campos>]**
- **FIND OWNER WITHIN <nombre de tipo de conjuntos>**

Una vez que hayamos establecido una ocurrencia de conjunto actual de un tipo de conjuntos, podremos usar la orden FIND para localizar diversos registros que participen en la ocurrencia de conjunto. Es posible localizar el registro propietario o bien uno de los registros miembro y hacer que ese registro sea el CRU. Con **FIND OWNER** podemos localizar el registro propietario, y con **FIND FIRST, FIND NEXT, FIND LAST** o **FIND PRIOR** podemos localizar el primer registro miembro, el siguiente, el último o el anterior, respectivamente, del ejemplar de conjunto.

Recordemos que el indicador actual de conjunto puede estar apuntando al registro propietario o bien a cualquier miembro de una ocurrencia de conjunto. Las órdenes FIND OWNER, FIND FIRST y FIND LAST tienen el mismo efecto, independientemente del registro determinado en la ocurrencia de conjunto al que apunte el actual de conjunto. Sin embargo, FIND NEXT y FIND PRIOR *sí dependen* del actual de conjunto. En el caso de FIND NEXT, si el actual de conjunto es el propietario, se busca el primer miembro; si el actual de conjunto es cualquier registro miembro, excepto el último, se busca el siguiente registro miembro; por último, si el actual de conjunto es el último registro miembro del conjunto, se asigna a DB_STATUS el valor correspondiente a la excepción EOS (fin de conjunto). En el caso de FIND PRIOR (buscar anterior), se realizan acciones similares.

El siguiente ejemplo ilustra el empleo de FIND FIRST y FIND NEXT. La consulta consiste en imprimir, en orden alfabético por apellido, los nombres de los empleados que trabajan en el departamento de investigación; esto lo hace Ej3, que es similar a **Ej2,** excepto por el requisito de ordenamiento. Ej3 obtiene primero el registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' y luego los registros EMPLEADO propiedad de ese registro a través del conjunto PERTENECE_A. Recuerde que, en la declaración del tipo de conjuntos PERTENECE_A de la figura 10.10(b), especificamos que los registros miembro de cada ejemplar de conjunto PERTENECE_A se almacenan en orden ascendente según los valores de APELLIDO, NOMBREP e INIC. Al obtener los registros miembro EMPLEADO en orden, podremos imprimir en orden alfabético los nombres de los empleados enEj3. Observe cómo terminamos el ciclo verificando DB_STATUS. Una vez localizado el último registro miembro de la ocurrencia de conjunto, la siguiente orden FIND NEXT asigna a DB_STATUS el valor correspondiente a la excepción EOS (fin de conjunto).

```
EJ3:   DEPARTAMENTO.NOMBRE := 'Investigación';
       $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE;
       if DB_STATUS = 0 then
           begin
           $FIND FIRST EMPLEADO WITHIN PERTENECE_A;
           while DB_STATUS = 0 do
               begin
               $GET EMPLEADO;
               writeln (EMPLEADO.APELLIDO,", EMPLEADO.NOMBREP);
               $FIND NEXT EMPLEADO WITHIN PERTENECE_A
               end
           end;
```

El siguiente ejemplo ilustra el uso de FIND OWNER. La consulta consiste en imprimir el nombre y el número del proyecto y las horas por semana de todos los proyectos en los que trabaja el empleado]osé Silva (suponiendo que sólo hay un empleado que se llama así). Esto se muestra en Ej4. La orden FIND ANY establece el CRU así como el registro actual del tipo de registros EMPLEADO y el actual de conjunto del tipo de conjuntos E_TRABAJAEN. Después recorremos cíclicamente todos los registros miembro TRABAJA_EN del conjunto E_TRABAJEN actual, y dentro de cada ciclo buscamos el registro PROYECTO propietario del registro TRABAJA_EN a través del tipo de conjuntos P_TRABAJAEN, mediante la orden FIND OWNER (buscar propietario). Adviértase que no es preciso verificar DB_STATUS después de la orden FIND OWNER, porque la opción de retención para el conjunto P_TRABAJAEN es FIXED, lo que significa que todos los registros TRABAJA_EN deben pertenecer a un ejemplar de conjunto P_TRABAJAEN:

```
EJ4:   EMPLEADO.NOMBREP := 'José'; EMPLEADO.APELLIDO := 'Silva';
       $FIND ANY EMPLEADO USING NOMBREP, APELLIDO;
       if DB_STATUS = 0 then
           begin
           $FIND FIRST TRABAJA_EN WITHIN E.TRABAJAEN;
           while DB_STATUS = 0 do
               begin
               $GET TRABAJA_EN;
               $FIND OWNER WITHIN P_TRABAJAEN;
               $GET PROYECTO;
               writeln (PROYECTO.NOMBRE, PROYECTO NÚMERO,
                        TRABAJA_EN.HORAS);
```

```
        $FIND NEXT TRABAJA_EN WITHIN E_TRABAJAEN
        end
    end;
```

En EJ3 y Ej4, procesamos todos los registros miembro de un ejemplar de conjunto. Como alternativa, podemos procesar selectivamente sólo los registros miembro que satisfagan alguna condición. Si la condición es una comparación de igualdad de uno o más campos, podemos anexar una cláusula USING (empleando) a la orden FIND. Como ilustración, consideremos la solicitud de imprimir los nombres de todos los empleados que trabajan horario completo —40 horas a la semana— en el proyecto TroductoX'; este ejemplo se ilustra como Ej5:

```
EJ5:  PROYECTO.NOMBRE := 'ProductoX;
      $FIND ANY PROYECTO USING NOMBRE;
      ¡f DB.STATUS = 0 then
          begin
          TRABAJA_EN.HORAS := '40.0';
          $FIND FIRST TRABAJA_EN WITHIN P_TRABAJAEN USING HORAS;
          while DB_STATUS = 0 do
              begin
              $GET TRABAJA_EN;
              $FIND OWNER WITHIN E_TRABAJAEN; $GET EMPLEADO;
              writeln (EMPLEADO.NOMBREP, EMPLEADO.APELLIDO);
              $FIND NEXT TRABAJA_EN WITHIN P_TRABAJAEN USING HORAS
              end
          end;
```

En Ej5, la estipulación USING HORAS en FIND FIRST y FIND NEXT especifica que sólo se buscarán los registros TRABAJA_EN en el ejemplar de conjunto actual de P_TRABAJAEN cuyo valor de campo HORAS coincida con el valor en TRABAJA_EN.HORAS del UWA, al que se asignó el valor '40.0' en el programa. Observe que la cláusula USING con FIND NEXT sirve para buscar el *siguiente registro miembro dentro de la misma ocurrencia de conjunto;* cuando procesamos registros de un tipo de registros *independientemente de los conjuntos a los que pertenezcan,* empleamos FIND DUPLICATE en vez de FIND NEXT.

Si la condición que selecciona registros miembro específicos de un ejemplar de conjunto implica operadores de comparación *distintos de la igualdad,* como menor que o mayor que, tendremos que obtener cada registro miembro y verificar si satisface la condición en el programa anfitrión mismo. Recomendamos al lector modificar Ej4 de modo que sólo se obtengan los proyectos para los cuales el valor de TRABAJA_EN.HORAS sea mayor que 5. Esta condición deberá colocarse inmediatamente después de la obtención física del registro TRABAJA_EN.

Para procesar muchos conjuntos empleamos varios ciclos incorporados en el mismo segmento de programa. Por ejemplo, consideremos la siguiente consulta: Para cada departamento, imprimir el nombre del departamento y el de su gerente; y para cada empleado que pertenece a ese departamento, imprimir el nombre del empleado y la lista de nombres de los proyectos en los que trabaja.

Esta consulta nos obliga a procesar el conjunto TODOS_DEPTOS, propiedad del sistema, a fin de obtener los registros DEPARTAMENTO. Mediante el conjunto PERTENECE_A, el programa obtiene los registros EMPLEADO de cada DEPARTAMENTO. Luego, por cada empleado que se encuentre, se tendrá acceso al conjunto E_TRABAJAEN para localizar los registros TRABAJA_EN.

Para cada uno de estos registros encontrado, con una orden "FIND OWNER WITHIN P_TRABAJAEN" se localizará el PROYECTO apropiado.

Cómo emplear los recursos del lenguaje de programación anfitrión. Dado que el DML de red es un lenguaje de registro por registro, necesitaremos usar los recursos del lenguaje de programación anfitrión cada vez que una consulta requiera un conjunto de registros. También tendremos que usar el lenguaje anfitrión para calcular funciones sobre conjuntos de registros, como cuentas o promedios, mismas que el programador deberá implementar explícitamente. Esto contrasta con la facilidad para especificar tales funciones en lenguajes de alto nivel como SQL (Cap. 7) y QUEL (Cap. 8).

Un ejemplo final ilustra la forma de calcular funciones como CUENTA y PROMEDIO. Suponga que nos interesa calcular el número de empleados que son supervisores en cada departamento y su salario medio; esto se muestra en Ej6. Suponemos que en otro lugar del programa se declaró una función de PASCAL llamada convertir_en_real, que convierte el valor de cadena del campo SALARIO en un número real. También necesitamos declarar en otro lugar las variables de programa sal_total:real y núm_de_supervisores:integer para hacer la suma acumulada del salario total y del número de supervisores en cada departamento, respectivamente. En Ej6, observe cómo determinamos si un empleado es supervisor verificando si un registro EMPLEADO participa como propietario en algún ejemplar del conjunto ES_SUPERVISOR:

```
EJ6:  $FIND FIRST DEPARTAMENTO WITHIN TODOS_DEPTOS;
      while DB.STATUS = 0 do
          begin
          $GET DEPARTAMENTO;
          write (DEPARTAMENTO.NOMBRE); (* nombre del departamento *)
          saljotal := 0; núm_de_supervisores <= 0;
          $FIND FIRST EMPLEADO WITHIN PERTENECE_A;
          while DB_STATUS = 0 do
              begin
              $GET EMPLEADO;
              $FIND FIRST SUPERVISOR WITHIN ES_SUPERVISOR;
              (* el empleado es supervisor si posee un registro SUPERVISOR
              a través de ES_SUPERVISOR *)
              if DB_STATUS = 0 then (* probar si es supervisor *)
                  begin
                  saljotal := saljotal + convertír_enjeal
                  (EMPLEADO.SALARIO);
                  núm_de_supervisores := núm_de_supervisores + 1
                    end;
              $FIND NEXT EMPLEADO WITHIN PERTENECE.A;
              end;
          wr¡teln('número de supervisores =', núm_de_supervisores);
          writeln('salario medio de los supervisores =', saljotal/ núm_de
          .supervisores);
          writeln();
          $FIND NEXT DEPARTAMENTO WITHIN TODOS_DEPTOS
          end;
```

10,5,4 *Órdenes de* DML *para actualizar la base de datos*

Las órdenes de DML para actualizar una base de datos de red se resumen en la tabla 10.2. Aquí estudiaremos primero las órdenes con que se actualizan los registros, a saber, las órdenes STORE, ERASE y MODIFY, que sirven para insertar un registro nuevo, eliminar un registro y modificar algunos campos de un registro, respectivamente. A continuación, ilustraremos las órdenes con que podemos modificar ejemplares de conjuntos: CONNECT, DISCONNECT y RECONNECT.

La orden STORE. La orden STORE (almacenar) sirve para insertar un registro nuevo. Antes de emitir esta orden debemos preparar la variable UWA del tipo de registros correspondiente para que sus campos contengan los valores del registro nuevo. Por ejemplo, si deseamos insertar un nuevo registro EMPLEADO para Juan F. Silva, podemos usar Ej7:

```
EJ7:  EMPLEADO.NOMBREP := 'Juan';
      EMPLEADO.APELLIDO := 'Silva';
      EMPLEADO.INIC :='P;
      EMPLEADO.NSS := '567342739';
      EMPLEADO.DIRECCIÓN := 'Ave. Nogal 40, Yautepec, Morelos 55433';
      EMPLEADO.FECHANAC := '10-ENE-55';
      EMPLEADO.SEXO := M;
      EMPLEADO.SALARIO := '25000.00';
      EMPLEADO.NOMBREDEPTO :=';
      SSTORE EMPLEADO;
```

El resultado de la orden STORE es que el contenido actual del registro UWA del tipo de registros especificado se inserta en la base de datos. Además, si el tipo de registros es miembro AUTOMATIC de un tipo de conjuntos, el registro se insertará automáticamente en un ejemplar de conjunto determinado por la declaración SET SELECTION. El registro recién insertado también se convertirá en el CRU y en el registro actual de su tipo de registros, así como en el actual de conjunto para cualquier tipo de conjuntos que tenga ese tipo de registros como propietario o como miembro.

Efectos de las opciones SET SELECTION **sobre la orden** STORE. Las opciones SET SELECTION AUTOMATIC tienen diferentes efectos sobre la ejecución de la orden STORE. Recuérdese que, en un tipo de conjuntos con opción de inserción AUTOMATIC, un registro nuevo del tipo de registros miembro se debe conectar a un ejemplar de conjunto en el momento en que se inserta en la base de datos mediante una orden STORE. Ahora haremos un breve examen de tres de las opciones SET SELECTION: STRUCTURAL, BY APPLICATION y BY VALUE.

En primer lugar, ilustraremos la opción STRUCTURAL. Recordemos, de la sección 10.3 (Fig. 10.10), que en el DDL de red esta opción tiene el siguiente formato:

SET SELECTION IS STRUCTURAL <elemento de información> IN <tipo de registros miembro = <elemento de información> IN <tipo de registros propietario>

Esto permite al SGBD determinar *por sí mismo* la ocurrencia de conjunto en la que se debe conectar un registro miembro recién insertado; se ilustra con las declaraciones de los tipos de conjuntos P_TRABAJAEN y E_TRABAJAEN de la figura 10.10(b). Por ejemplo, si queremos relacionar el registro EMPLEADO cuyo NSS es '567342739', recién insertado en Ej7, como trabajador de 40 horas por semana en el proyecto cuyo número es 55, tendremos que crear y almacenar un nuevo registro de enlace TRABAJA_EN con los valores apropiados de NSSE y NÚMEROP, como se aprecia en Ej8. La orden STORE TRABAJA_EN de Ej8 conecta automáticamente el registro TRABAJA_EN recién insertado en el ejemplar de conjunto E_TRABAJAEN propiedad del registro EMPLEADO cuyo NSS es '567342739' y en el ejemplar de conjunto P_TRABAJAEN propiedad del registro PROYECTO cuyo NÚMERO es 55, mediante la localización automática de estos registros propietarios y sus ejemplares de conjunto. Además, el registro recién insertado se convierte en el actual de conjunto de estos dos tipos de conjuntos. Si no existiera alguno de los registros propietarios en la base de datos, la orden STORE generaría un error y el nuevo registro TRABAJA_EN no se insertaría en la base de datos.

```
EJ8:  TRABAJA.EN.NSSE := '567342739';
      TRABAJA_EN.NÚMEROP := 55;
      TRABAJA_EN.HORAS := '40.0';
      $STORE TRABAJA_EN;
```

En el DDL de red, la opción BY APPLICATION (por aplicación) tiene el siguiente formato:

SET SELECTION IS BY APPLICATION

El programa de aplicación se encarga de seleccionar la ocurrencia de conjunto apropiada *antes* de almacenar el nuevo registro miembro. Por ejemplo, si queremos insertar un nuevo registro PROYECTO para un proyecto controlado por el departamento de investigación, deberemos establecer explícitamente el registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' como actual de conjunto para CONTROLA *antes* de emitir la orden STORE PROYECTO.

En el DDL de red, la opción BY VALUE (por valor) tiene el siguiente formato:

SET SELECTION IS BY VALUE OF <elemento de informac¡ón> IN <tipo de registros propietario>

Esta se ilustra con la declaración del tipo de conjuntos ES_SUPERVISOR en la figura 10.10(b). En este caso simplemente estableceremos el valor del campo especificado en la declaración SET SELECTION IS BY VALUE – NSS de EMPLEADO en el ejemplar del conjunto ES_SUPERVISOR– antes de emitir la orden STORE. El campo en cuestión debe ser un campo clave del tipo de registros propietario, y el SGBD usará ese valor para buscar el propietario (único) del registro nuevo. Por ejemplo, si queremos insertar un nuevo registro SUPERVISOR que corresponda al empleado cuyo NSS es '567342739', usaremos Ej9, donde el valor de EMPLEADO.NSS se provee en el programa para que el SGBD lo use en la selección del registro propietario EMPLEADO apropiado y conecte el nuevo registro SUPERVISOR a su ejemplar de conjunto.

Adviértase que podríamos haber declarado SET SELECTION IS STRUCTURAL para el tipo de conjuntos ES_SUPERVISOR; de hecho, esto habría sido más apropiado en la figura 10.10(b). No obstante, si el campo NSS_SUPERVISOR no estuviera incluido en el tipo de registros SUPERVISOR, no podríamos usar la opción STRUCTURAL y la opción más apropiada habría sido BY VALUE. En general, cuando un valor de campo único del tipo de registros propietario se duplica en el tipo de registros miembro, lo más apropiado es especificar SET SELECTION IS STRUCTURAL para los conjuntos automáticos; en los demás casos SET SELECTION debe ser BY VALUE o bien BY APPLICATION.

```
EJ9:  SUPERVISOR.NSS_SUPERVISOR := '567342739';
      (* crear nuevo registro SUPERVISOR en el UWA *)
      EMPLEADO.NSS := '567342739';
      (* fijar VALUE de NSS para selección automática de conjunto *)
      $STORE SUPERVISOR;
```

Las órdenes **ERASE** y **ERASE ALL.** A continuación analizaremos la eliminación de registros. Si queremos eliminar un registro de la base de datos, primero lo convertimos en el **CRU** y luego emitimos la orden **ERASE** (borrar). Por ejemplo, si queremos eliminar el registro **EMPLEADO** que insertamos en Ej7, podemos usar **Ej1O:**

```
EJ10:  EMPLEADO.NSS := '567342739';
       $FIND ANY EMPLEADO USING NSS;
       if DB_STATUS = 0 then $ERASE EMPLEADO;
```

El efecto de una orden **ERASE** sobre cualesquier registros miembro que sean *propiedad del registro que se elimina* lo determina la opción de retención en conjuntos. Por ejemplo, el efecto de la orden **ERASE** en **Ej1O** depende de la retención de todos los tipos de conjuntos que tengan a **EMPLEADO** como propietario. Si la retención es **OPTIONAL** (opcional), los registros miembro se conservan en la base de datos pero se desconectan del registro propietario antes de que éste sea eliminado. Si la retención es **FIXED** (fija), todos los registros miembro se eliminan junto con su propietario. Por último, si la retención es **MANDATORY** (obligatoria) y el registro por eliminar es propietario de algún registro miembro, se rechaza la orden **ERASE** y se genera un mensaje de error. No es posible eliminar el propietario, porque si lo hiciéramos los registros miembro no tendrían propietario, lo cual está prohibido en los conjuntos **MANDATORY,** Estas reglas se aplican de manera recursiva a cualesquier registros adicionales que sean propiedad de otros registros cuya eliminación se efectúe automáticamente debido a una orden **ERASE.** Así, la eliminación puede propagarse en toda la base de datos y ser muy dañina si no se maneja con cuidado.

En **Ej1O,** cuando borramos el registro **EMPLEADO,** se eliminan automáticamente todos los registros **TRABAJA_EN** y **DEPENDIENTE** de su propiedad, porque los conjuntos **E_TRABAJAEN** y **DEPENDIENTES_DE** tienen retención **FIXED.** Sin embargo, si ese registro **EMPLEADO** posee un registro **SUPERVISOR** a través del conjunto **ES_SUPERVISOR** o un registro **DEPARTAMENTO** a través del conjunto **DIRIGE,** el sistema rechaza la eliminación porque los conjuntos **ES_SUPERVISOR** y **DIRIGE** poseen retención obligatoria. Primero debemos eliminar explícitamente esos registros miembro de tales conjuntos **MANDATORY** antes de emitir la orden **ERASE** sobre su registro propietario. Si el registro **EMPLEADO** no posee registros **SUPERVISOR** ni **DEPARTAMENTO** a través de **ES_SUPERVISOR** o **DIRIGE,** el registro **EMPLEADO** se elimina.

Una variante de la orden **ERASE, ERASE ALL** (borrar todo), permite al programador eliminar un registro y todos los registros de los cuales es propietario directa o indirectamente. Esto significa que se borrarán todos los registros miembro propiedad de ese registro y también los registros miembro propiedad de cualquiera de los registros eliminados, y así sucesivamente. Por ejemplo, **Ej1** 1 elimina el registro **DEPARTAMENTO** de 'Investigación', así como todos los registros **EMPLEADO** propiedad de ese departamento a través de **PERTENECE_A** y todos los registros **PROYECTO** propiedad de ese **DEPARTAMENTO** a través de **CONTROLA.** Además, se eliminarán *automáticamente* cualesquier registros **DEPENDIENTE, SUPERVISOR, DEPARTAMENTO** o **TRABAJA_EN** que sean propiedad de los registros **EMPLEADO** o **PROYECTO** eliminados:

```
EJ11:  DEPARTAMENTO.NOMBRE := 'Investigación';
       $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE;
       if DB_STATUS = 0 then $ERASE ALL DEPARTAMENTO;
```

También podemos eliminar varios registros con un programa cíclico. Por ejemplo, suponga que deseamos eliminar todos los empleados que pertenecen al departamento de investigación, pero no el registro **DEPARTAMENTO** mismo; para ello usamos E]12. Adviértase que

el **CRU** y el actual del tipo de registros del registro recién eliminado apuntan a una *posición "vacía"* donde estaba el registro que se eliminó. Gracias a esto, la orden **FIND NEXT de EJ**12 funciona correctamente:

```
EJ12:  DEPARTAMENTO.NOMBRE := 'Investigación';
       $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE;
       if DB_STATUS = 0 then
          begin
          $FIND FIRST EMPLEADO WITHIN PERTENECE.A;
          while DB_STATUS = 0 do
              begin
              $ERASE EMPLEADO;
              $FIND NEXT EMPLEADO WITHIN PERTENECERA
              end
          end;
```

La orden **MODIFY.** La última orden para actualizar registros es **MODIFY,** que cambia los valores de algunos campos de un registro. Para modificar los valores de campos de un registro debemos seguir estos pasos:

- Hacer que el registro por modificar sea el **CRU.**
- Obtener el registro y colocarlo en la variable **UWA** correspondiente.
- Modificar los campos apropiados de la variable **UWA.**
- Emitir la orden **MODIFY.**

Por ejemplo, si queremos conceder a todos los empleados del departamento de investigación un aumento de sueldo del 10%, podemos usar **EJ** 13. Suponemos la existencia de dos funciones en **PASCAL** —convertir_en_real y convertir_en_cadena— que se declararon en otra parte del programa; la primera convierte un valor de cadena del campo **SALARIO** en un número real, y la segunda da el formato de cadena del campo **SALARIO** a un valor real.

```
EJ13:  DEPARTAMENTO.NOMBRE := 'Investigación';
       $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE;
       if DB_STATUS = 0 then
          begin
          $FIND FIRST EMPLEADO WITHIN PERTENECE_A;
          while DB_STATUS = 0 do
              begin
              $GET EMPLEADO;
              EMPLEADO.SALARIO := convertir_en_cadena (convertir_en_real
                                  (EMPLEADO.SALARIO)*1.1);
              $MODIFY EMPLEADO;
              $F1ND NEXT EMPLEADO WITHIN PERTENECE_A
              end
          end;
```

Ordenes para actualizar ejemplares de conjuntos. Ahora consideraremos las tres operaciones de actualización de conjuntos —**CONNECT, DISCONNECT** y **RECONNECT**— que sirven para insertar y eliminar registros miembro en ejemplares de conjuntos. La orden **CONNECT**

(conectar) inserta un registro miembro en un ejemplar de conjunto. El registro miembro debe ser el actual de unidad de ejecución y se conectará al ejemplar de conjunto que sea el actual de conjunto del tipo en cuestión. Por ejemplo, si queremos conectar el registro EMPLEADO cuyo NSS es '567342739' al conjunto PERTENECE_A propiedad del registro DEPARTAMENTO de 'Investigación', podemos usar Ej14:

```
EJ14:   DEPARTAMENTO.NOMBRE := 'Investigación';
        $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE;
        if DB_STATUS = 0 then
            begin
            EMPLEADO.NSS := '567342739';
            $FIND ANY EMPLEADO USING NSS;
            if DB_STATUS = 0 then
                $CONNECT EMPLEADO TO PERTENECE_A;
            end;
```

En Ej14, primero localizamos el registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' para que el actual de conjunto del tipo PERTENECE_A se convierta en el ejemplar de conjunto propiedad de ese registro. Después localizamos el registro EMPLEADO requerido para que se convierta en el CRU. Por último, emitimos una orden CONNECT. Observe que el registro EMPLEADO que ha de conectarse *no debe ser miembro* de ningún ejemplar de conjunto de PERTENECE_A antes de que se emita la orden CONNECT. Si es esta la situación, deberemos usar la orden RECONNECT. La orden CONNECT sólo puede usarse con conjuntos MANUAL o AUTOMATIC OPTIONAL. En el caso de otros conjuntos AUTOMATIC, el sistema conecta automáticamente un registro miembro a un ejemplar de conjunto, gobernado por la opción SET SELECTION especificada, tan pronto como se haya almacenado el registro.

La orden DISCONNECT (desconectar) sirve para eliminar un registro miembro de un ejemplar de conjunto sin conectarlo a otro ejemplar. Por ello, sólo puede usarse con conjuntos OPTIONAL. Antes de emitir la orden DISCONNECT, hacemos que el registro por desconectar sea el CRU. Por ejemplo, si queremos eliminar el registro EMPLEADO con NSS = '836483873' del ejemplar de conjunto SUPERVISADOS del cual es miembro, empleamos Ej15:

```
EJ15:   EMPLEADO.NSS := '836483873';
        $FIND ANY EMPLEADO USING NSS;
        if DB_STATUS = 0
            then $DISCONNECT EMPLEADO FROM SUPERVISADOS;
```

Para concluir, la orden RECONNECT (reconectar) se puede usar con los conjuntos OPTIONAL y MANDATORY, pero no con los FIXED. Esta orden pasa un registro miembro de un ejemplar de conjunto a otro del *mismo* tipo de conjuntos. No se puede usar con conjuntos FIXED porque esta restricción prohibe pasar un registro miembro de un ejemplar de conjunto a otro. Antes de emitir la orden RECONNECT el ejemplar de conjunto al cual se conectará el registro miembro deberá ser el actual de ese tipo de conjuntos, y el registro miembro que se ha de conectar deberá ser el CRU. Para lograr esto, necesitamos usar una frase adicional con la orden FIND — la frase RETAINING CURRENCY – que explicaremos en seguida.

La frase RETAINING CURRENCY. La orden RECONNECT y la frase RETAINING CURRENCY (reteniendo actualidad) se ilustran en el contexto de Ej16, que quita al gerente actual del departamento de investigación y asigna al empleado con NSS = '836483873' como nuevo gerente. Observe que el conjunto DIRIGE se declaró como AUTOMATIC MANDATORY, así que

otro registro EMPLEADO es actualmente propietario del registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' en el tipo de conjuntos DIRIGE. Antes de emitir la orden RECONNECT, debemos hacer que el registro EMPLEADO con NSS = '836483873' sea el actual de conjunto del tipo de conjuntos DIRIGE. También debemos hacer que el registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' sea el CRU, pues éste es el registro que ha de reconectarse a su nuevo gerente dentro del conjunto DIRIGE. Sin embargo, el registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' ya es miembro de un ejemplar de conjunto DIRIGE distinto, de modo que cuando se le convierta en el CRU también se convertirá en el actual de conjunto del tipo de conjuntos DIRIGE:

```
EJ16:   EMPLEADO.NSS := '836483873';
        $FIND ANY EMPLEADO USING NSS; (* establecer actual de conjunto
        para DIRIGE *)
        if DB.STATUS = 0 then
            begin
            DEPARTAMENTO.NOMBRE = 'Investigación';
            $FIND ANY DEPARTAMENTO USING NOMBRE RETAINING DIRIGE
            CURRENCY;
            (* establecer el CRU sin cambiar el actual de conjunto de DIRIGE *)
            if DB_STATUS = 0 then $RECONNECT DEPARTAMENTO WITHIN
            DIRIGE
            end;
```

Para que el registro se convierta en el CRU sin *alterar el actual de conjunto,* agregamos la frase RETAINING CURRENCY al final de la orden FIND. En Ej16 anexamos a la orden FIND la frase RETAINING DIRIGE CURRENCY. Esto cambia el CRU al registro DEPARTAMENTO de 'Investigación' pero no modifica el actual de conjunto de DIRIGE; sigue siendo el ejemplar de conjunto propiedad del registro EMPLEADO cuyo NSS es '836483873'.

Cabe señalar que el registro por reconectar debe ser miembro de un ejemplar de conjunto del mismo tipo de conjuntos; de lo contrario tendríamos que usar la orden CONNECT. En el caso de conjuntos OPTIONAL se puede reemplazar un RECONNECT por un DISCONNECT seguido de un CONNECT. No obstante, en el caso de los conjuntos MANDATORY es necesario usar la orden RECONNECT si queremos pasar un registro miembro de un ejemplar de conjunto a otro, porque el registro debe permanecer conectado todo el tiempo a un propietario.

10*6 Un sistema de bases de datos de red: IDMS*

10.6.1 *Introducción*

En esta sección estudiaremos un SGBD muy popular que se basa en el modelo de red: el Integrated Database Management System (IDMS: sistema de gestión de bases de datos integrado) . En la actualidad es comercializado por Computer Associates con el nombre CA-IDMS. El modelo de red ha tenido varias implementaciones importantes lanzadas al mercado: IDS II de Honeywell, DMSII de Burroughs (ahora UNISYS), DMS 1100 de UNIVAC (ahora UNISYS), VAX-DBMS de Digital Equipment, IMAGE de Hewlett-Packard e IDMS. Casi todos estos sistemas (con la excepción del IDS original), fueron creados después de publicarse el informe CODASYL DBTG de 1971 (DBTG 1971) y pusieron en práctica los conceptos especificados en

ese informe. El informe DBTG fue enmendado en 1978 y en 1981, con la adición de algunos conceptos y la eliminación de otros. Por ejemplo, en el informe de 1978 se agregaron las descripciones de estructuras de datos o vistas en términos de múltiples tipos de registros (de lo cual no hemos hablado). Se desecharon el modo de localización (LOCARON MODE) para definir tipos de registros y el concepto AREA (que tampoco analizamos) del informe original. Cuando se estudie cualquier sistema CODASYL en particular (a veces denominado sistema DBTG), en general tendríamos que explorar la mayoría de las características del modelo de red; en caso contrario, la clasificación CODASYL DBTG del sistema se tornará dudosa. Existen variaciones secundarias, algunas de las cuales pueden atribuirse a las actualizaciones del informe DBTG de 1978 y 1981.

DMSII de UNISYS no es una implementación CODASYL DBTG verdadera, pues no se ajusta estrictamente al modelo de red. Maneja los tipos de registros incorporados y, por tanto, puede considerarse que es tanto jerárquico como de red. El sistema TOTAL de CINCOM *tampoco* se ajusta a los conceptos DBTG. Representa los datos en términos de dos tipos de registros, llamados *maestro* y *variable*. Se pueden definir vínculos entre cualquier tipo de registros maestro y cualquier tipo de registros variable, pero no entre tipos de registros variables. A partir de entonces TOTAL se ha mejorado para convertirlo en SUPRA.

El DBTG propuso tres lenguajes:

- DDL de esquema — para describir una base de datos estructurada de red. Esto equivale al esquema conceptual ANSI/SPARC (Sec. 2.2).
- DDL de subesquema — para describir la parte de la base de datos pertinente para una aplicación. Esto corresponde al esquema externo ANSI/SPARC.
- DML — lenguaje de manipulación de datos para procesar los datos definidos por los dos lenguajes anteriores. El DML de DBTG (1971) se propuso para emplearse en conjunción con COBOL y, por tanto, se le llamó COBOL DML.

Todas las implementaciones del modelo de red tienen su propia sintaxis para estos tres lenguajes. La sintaxis de DML que hemos adoptado en este capítulo es muy parecida a la de IDMS. Todos los sistemas emplean el concepto de áreas de trabajo del usuario (UWA) y el de indicadores de actualidad, como se aprecia en la figura 10.13. Algunos SGBD (incluido IDMS) también se valen de un lenguaje de control de medios de dispositivos (DMCL: *device media control language)* para definir las características físicas de los medios de almacenamiento, como por ejemplo los tamaños de almacenamiento intermedio *(buffers)* y de páginas en los cuales se transforma la definición del esquema.

IDMS es la implementación original de los conceptos del CODASYL DBTG que realizó Cullinet Software. Está diseñado para ejecutarse en computadores centrales IBM con todos los sistemas operativos estándar. El nombre del producto se cambió oficialmente a IDMS/R (IDMS/Relacional) en 1983, cuando se añadieron recursos relaciónales al producto base. Actualmente se le conoce como CA-IDMS y tiene dos versiones: DB y DC. En esta sección nos concentraremos en los recursos básicos orientados a red que corresponden al IDMS original. IDMS está íntimamente integrado a un producto de diccionario denominado **Integrated Data Dictionary** (IDD).

10.6.2 *Arquitectura básica de IDUS*

La familia de productos IDMS provee diversos recursos basados en el SGBD central y en el IDD. Este último almacena diversas entidades (término de IDD). Entre las entidades básicas se

cuentan: usuarios, sistemas, archivos, elementos de información, informes, transacciones, programas y puntos de entrada de los programas. Las entidades de teleproceso abarcan mensajes, pantallas, formatos de presentación, colas, destinos, líneas, terminales y tablas de codificación. También se almacenan varios vínculos y referencias cruzadas entre dichas entidades.

Los recursos de definición de datos incluyen tres compiladores que compilan el DDL de esquema, el DDL de subesquema y el DMCL. IDMS se invoca mediante una interfaz CALL para manipulación de datos. Los usuarios no codifican las llamadas en sus programas (a diferencia de IMS); en vez de ello, usan un conjunto de órdenes de DML similares a los de la tabla 10.2. Un **preprocesador de DML** traduce las órdenes de DML a secuencias de llamada apropiadas para el lenguaje anfitrión. IDMS provee recursos de DML dentro de los siguientes lenguajes anfitriones: COBOL, PL/1 y lenguaje ensamblador de IBM. Las extensiones relaciónales de IDMS/R incluyen el Automatic System Facility (ASF: recurso automático del sistema), un sistema de máquina frontal controlado por menús con el que es posible, mediante un conjunto de funciones basadas en formas, definir y manipular vistas relaciónales como si fueran registros lógicos. El Logical Record Facility (LRF: recurso de registros lógicos) crea una vista de la base de datos subyacente en forma de tablas virtuales para su procesamiento relacional.

Computer Associates suministra un conjunto de productos de servicio para usarse con IDMS. Además de IDD, incluyen los siguientes:

- *Generador de aplicaciones* (Application Development System/On-line Application Generator—ADS): Con esta herramienta, un creador de aplicaciones define las funciones de la aplicación y las respuestas al diccionario. Actúa como herramienta de prototipos y permite al usuario visualizar en línea la aplicación que está creando.
- *Consulta en línea* (OLQ: *On4ine query)*: Esta interfaz permite a los usuarios hacer consultas *ad hoc* a la base de datos u obtener informes con formato mediante consultas predefinidas.
- *Elaborador de informes* (CULPRIT): Este es un elaborador de informes controlado por parámetros. Utiliza activamente la definición almacenada en el diccionario para generar informes. Es posible almacenar definiciones de informes en el diccionario e invocarlas suministrando el nombre del informe y sus parámetros.

Otros productos se mencionan en diversos cuadros del entorno CA-IDMS (Fig. 10.15).

A partir del repertorio de recursos antes mencionado, la creación de una aplicación IDMS se efectúa como sigue:

1. Se definen el esquema de la base de datos, el subesquema, etc.* mediante herramientas interactivas llamadas utilerías de IDD.
2. Se compilan los esquemas con el compilador de esquemas.
3. El compilador de DMCL compila una descripción DMCL que define las características físicas de la base de datos.
4. El compilador de subesquemas compila subesquemas para diversas aplicaciones. Los registros lógicos o vistas son parte del subesquema en IDMS/R.
5. Los programas de aplicación fuente se escriben en un lenguaje anfitrión con órdenes DML incorporadas y se precompilan. Los precompiladores registran en el diccionario las operaciones que cada programa efectúa sobre datos específicos. El IDD vigila automáticamente esta información, y por ello se le denomina *diccionario activo.*

10.6.3 *Definición de datos en IDMS*

El esquema se define mediante el DDL de esquema. El compilador de esquemas en línea permite usar una sintaxis sin formato, modificar los esquemas por incrementos y validar los esquemas. Todo esquema tiene cinco clases de descripción distintas: de esquema, de archivos, de áreas, de registros y de conjuntos. Nos concentraremos en las últimas dos. Las definiciones de tipos de registros y de conjuntos para definir el esquema de la figura 10.9, que se muestran en la figura 10.10, pueden utilizarse en IDMS con pequeñas variaciones de la sintaxis. No analizaremos la sintaxis completa; sólo destacaremos las diferencias entre el DDL de IDMS y el DDL de la sección 10.3. Sus diferencias principales son:

- Cuando se define un tipo de registros se le debe asignar a un área, con la frase "WITHIN AREA".
- Todo tipo de registros debe tener una especificación LOCATION MODE (modo de localización).

Un área es un concepto de DBTG que se refiere a un grupo de tipo de registros. Por lo regular, las áreas corresponden a un espacio de almacenamiento físicamente contiguo. Este concepto tiene implicaciones físicas y pone en entredicho la independencia con respecto a los datos, por lo que fue excluido del informe DBTG aparecido en 1981. El modo de locali* zación para un tipo de registros es una especificación de cómo debe almacenarse una ocurrencia nueva de ese registro y cómo deben leerse las ocurrencias existentes. IDMS permite los siguientes modos de localización:

- CALC — El registro se almacena mediante una clave CALC que forma parte del registro; con esta clave se calcula una dirección de página por dispersión y el registro se almacena en esa página o cerca de ella. La clave CALC puede declararse como única (DUPLICATES NOT ALLOWED).
- VIA — El VIA seguido de un nombre de tipo de conjuntos significa que los registros miembro se almacenarán físicamente lo más cerca posible al registro propietario (si pertenecen a la misma área). Si se asignan a áreas distintas, el registro miembro se almacenará en la *misma posición relativa* en su área que el propietario en la suya. Esta característica fue válida hasta la versión 10.0 de IDMS.
- VIA INDEX — En esta opción, disponible después de la versión 10.0, los registros se almacenan a través de un "índice propiedad del sistema" que incluye un registro propietario del sistema y un índice de árbol B⁺. El registro propietario del sistema contiene el nombre del índice y apunta al árbol B⁺ que, a su vez, apunta a los registros miembro.
- DIRECT — Los registros se colocan en una página especificada por el usuario, o cerca de ella.

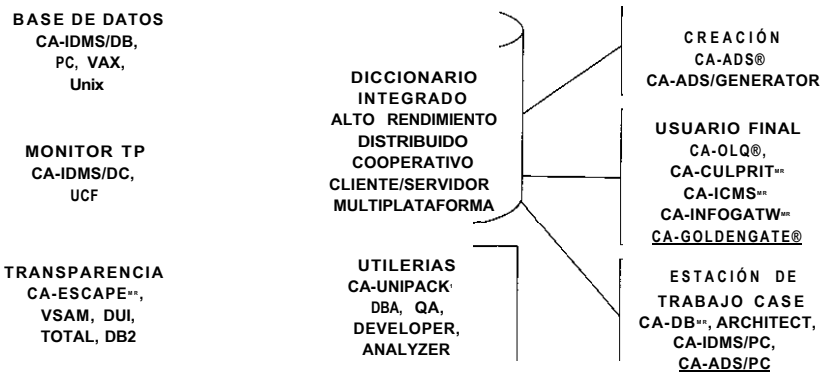


Figura 10.15 La familia de productos IDMS. (Cortesia de Computer Associates, CAJDMS/DB: *Product Concepts and Facilities Manual).*

Existe también otra opción, llamada secuencial física. En la figura 10.16 presentamos muestras de definiciones para los tipos de registros EMPLEADO y TRABAJA_EN de la base de datos que vimos en la figura 10.9. Los elementos de información se definen según el estilo de COBOL. Observe la similitud entre esta definición y la de la figura 10.10. El acceso a EMPLEADO es a través de la clave CALC única NSS, y el de TRABAJA_EN es a través del tipo de conjuntos E_TRABAJAEN. Para que un usuario pueda comenzar una búsqueda en la base de datos directamente en un tipo de registros, éste debe haberse declarado con modo de localización

```
SCHEMA NAME IS COMPAÑÍA

RECORD NAME IS EMPLEADO
LOCATION MODE IS CALC USING NSS
DUPLICATES NOT ALLOWED
WITHIN ÁREA_EMP
02 NOMBREP PICX(15)
02INIC PICX
02 APELLIDO PIC X(15)
02 NSS PIC 9(9)
02 FECHANAC PIC X(9)
02 DIRECCIÓN PIC X(30)
02 SEXO PIC X
02 SALARIO PIC 9(10)
02 NOMBREDEPTO PICX(15)

RECORD NAME IS TRABAJA_EN
LOCATION MODE IS VIA E_TRABAJAEN SET
WITHIN ÁREA_EMP
02NSSE PIC 9(9)
02 NÚMEROP PIC 999 USAGE COMP-3
02 HORAS PIC 99 USAGE COMP-3

SET NAME IS PERTENECE_A
OWNER IS DEPARTAMENTO
MEMBER IS EMPLEADO MANUAL OPTIONAL
ORDER IS SORTED
MODE IS CHAINED
ASCENDING KEY IS APELLIDO, NOMBREP
DUPLICATES ALLOWED
```

Figura 10.16 Muestras de definiciones de tipos de registros y de conjuntos en el DDL de esquema IDMS.

CALC o DIRECT. Otra opción consiste en utilizar un conjunto propiedad del sistema (Sec. 10.1.3) con ese tipo de registros como miembro.

IDMS también utiliza el concepto de claves de base de datos, que omitimos en nuestro análisis anterior. IDMS asigna un identificador único llamado clave de base de datos a cada ocurrencia de registro cuando se introduce en la base de datos. Su valor es un identificador de 4 bytes que contiene un número de página y un número de línea.

Definiciones de conjuntos. Las definiciones de conjuntos de IDMS difieren en sus características de las antes descritas en las siguientes formas:

1. Falta la cláusula SET SELECTOR Así, para insertar un registro automáticamente en el conjunto, el programa debe seleccionar una ocurrencia de conjunto apropiada, convirtiéndola en la actual.
2. No existe la retención en conjunto FIXED; sólo se permiten MANDATORY y OPTIONAL.
3. No hay recurso CHECK para verificar que un miembro de un conjunto satisfaga una cierta restricción antes de añadirse al conjunto (véase el ejemplo de CHECK con el conjunto PERTENECE_A en la figura 10.10(b)).
4. La definición de conjuntos incluye dos opciones de implementación: MODE is CHAINED (el modo es encadenado) y MODE is INDEXED (el modo es indizado). La primera vincula los miembros de toda ocurrencia de conjunto mediante una lista enlazada circular; la segunda establece un índice para cada ocurrencia de conjunto (véase la Sec. 10.1.4).
5. Es posible designar el orden en que se asignarán los apuntadores (al siguiente, al anterior, al propietario, etc.; véase la sección 10.1.4) dentro del registro. Éste es otro ejemplo de cómo se efectúa una especificación física de bajo nivel como parte del DDL en IDMS.

En la figura 10.16 mostramos cómo se definiría el tipo de conjuntos PERTENECE_A en el DDL.

Definición de subesquemas. Un subesquema en IDMS es un subconjunto del esquema original que se obtiene ai omitir elementos de información, tipos de registros y tipos de conjuntos. Siempre que se omite un tipo de registros, deben eliminarse todos los tipos de conjuntos en los que participa como propietario o como miembro. La definición de subesquemas tiene dos divisiones de datos: división de identificación y división de datos de subesquema. La segunda especifica las áreas, los tipos de registros o partes de ellos y los conjuntos que se van a incluir. Se cuenta con un compilador de subesquemas en línea. La figura 10.17 muestra una definición de subesquema hipotética que contiene un subconjunto del esquema de la figura 10.9 relacionado con los empleados, los departamentos y los supervisores. La definición de subesquemas también puede incluir enunciados de registro lógico y grupo de trayectoria.

Cuando se aplica la orden ERASE a un registro del subesquema pueden surgir problemas. La eliminación puede propagarse a través de la pertenencia a conjuntos hasta varios otros registros que podrían no ser parte del subesquema. Al definir el subesquema, el diseñador debe incluir todos los tipos de registros a los que podrá propagarse la eliminación.

Descripción en el lenguaje de control de medios de dispositivos (DMCL). El DMCL permite especificar los parámetros de almacenamiento físico que gobiernan la correspondencia entre los datos y el almacenamiento para una descripción de esquema dada. Especifica el tamaño del almacenamiento intermedio (los *buffers)* en términos del número de páginas, y el tamaño de las páginas en bytes; asocia los nombres de área con los nombres de las reservas de almacenamiento intermedio, y da los nombres de los archivos de diario, especificando los tipos de dispositivos en los que dichos archivos residirán. No explicaremos aquí los detalles de la sintaxis del DMCL.

10.6.4 *Manipulación de datos en* IDMS

Los conceptos de manipulación de datos que presentamos en la sección 10.5, con algunas pequeñas modificaciones, son aplicables en IDMS. Todas las órdenes de DML de la tabla 10.2 están disponibles en alguna forma. A continuación veremos las variaciones.

Órdenes de obtención de datos

- FIND CALC <nombre-de-tipo-de-registros> es aplicable cuando ya se ha suministrado un valor clave en el campo de clave Cale del UWA.
- FIND <nombre-de-tipo-de-registros> DBKEY IS <valor-de-clave-de-bd> es una forma de buscar un registro, dado el valor de la clave de base de datos. Esta forma puede usarse sea o no DIRECT el modo de localización del registro, pero requiere que el programa proporcione el valor de la clave de base de datos (identificador de ubicación absoluta) de dicho registro. Esto se hace normalmente cuando un registro que ya se

```
ADD
        SUBSCHEMA NAME IS DEPTO_EMP OF SCHEMA NAME COMPAÑIA
        DMCL NAME IS ED_DMCL
        PUBLIC ACCESS IS ALLOWED FOR DISPLAY
ADD
        AREA NAME IS ÁREA.EMP
        DEFAULT USAGE IS SHARED UPDATE
ADD
        AREA NAME IS ÁREAJDEP
ADD
        RECORD NAME IS EMPLEADO
                ELEMENTS ARE ALL
ADD
        RECORD NAME IS SUPERVISOR
                ELEMENTS ARE ALL
ADD
        RECORD NAME IS DEPARTAMENTO
                ELEMENTS ARE NÚMERO, NOMBRE
ADD
        SET NAME IS ES.SUPERVISOR
ADD
        SET NAME IS SUPERVISADOS
ADD
        SET NAME IS DIRIGE
ADD
        SET NAME IS PERTENECE.A
```

Figura 10.17 Definición de subesquema para el esquema de la figura 10.9 (se omiten los detalles).

leyó antes se debe leer otra vez en el programa; la clave de base de datos se guarda y se vuelve a utilizar.

- Para obtener un registro dentro de un tipo de conjuntos o dentro de un área, se dispone del siguiente FIND:

  FIND [FIRST | NEXT | PRIOR | LAST] <nombre-de-tipo-de-registros> [WITHIN <nombre-de-tipo-de-conjuntos> | WITHIN <nombre-de-área>]

  Los tipos de FIND disponibles se resumen en la figura 10.18. IDMS también permite usar el verbo OBTAIN (obtener) en vez de la combinación FIND-GET.

- El cuarto tipo de FIND de la figura 10.18 se puede usar no sólo dentro de un tipo de conjuntos, sino también dentro de un área.

Ordenes de actualización. Las órdenes STORE, ERASE y MODIFY de la sección 10.5.4 se aplican en IDMS. La orden ERASE (borrar) tiene cuatro opciones en IDMS:

- ERASE — Elimina el registro CRU (actual de unidad de ejecución) si no es el propietario de alguna ocurrencia de conjunto no vacía. El sistema tiene en cuenta todos los conjuntos en los cuales el tipo de registros es propietario.
- ERASE PERMANENT — Elimina el registro CRU, junto con las ocurrencias de miembros MANDATORY de ese registro en cualquier tipo de conjuntos. Las ocurrencias de miembros OPTIONAL no se eliminan pero sí se desconectan.
- ERASE SELECTIVE — Elimina el registro CRU, los miembros MANDATORY *y* los miembros OPTIONAL que no participan en ninguna otra ocurrencia de conjunto.
- ERASE ALL — Elimina el registro CRU y todos los miembros, sean MANDATORY u OPTIONAL.

En todas estas opciones, la eliminación se propaga recursivamente; esto es, como si el propio registro miembro eliminado fuera un objeto de la orden ERASE. Las órdenes CONNECT y DISCONNECT de IDMS funcionan tal como se explicó en la sección 10.5.4. No hay RECONNECT en IDMS.

10.6.5 *Almacenamiento de datos en* IDMS

En IDMS una base de datos se compone lógicamente de una o más áreas, las cuales a su vez se componen de páginas de la base de datos. Cada página corresponde a un bloque físico en

```
1  FIND ANY (o CALO) <nombre-de-tipo-de-registros>
   FIND DUPLICATE    <nombre-de-tipo-de-registros>
2  FIND <nombre-de-tipo-de-registros> DBKEY IS <valor-de-clave-de-bd>
3  FIND CURRENT [ <nombre-de-tipo-de-registros> | WITHIN <nombre-de-tipo-de-
        conjuntos> | WITHIN <nombre-de-área> ]
4  FIND [ NEXT | PRIOR I FIRST | LAST | Aff'H ] <nombre-de-tipo-de-registros> [
        WITHIN <nombre-de-tipo-de-conjuntos> | WITHIN <nombre-de-área> ]
5  FIND <nombre-de-tipo-de-registros> WITHIN <nombre-de-tipo-de-conjuntos>
        USING <nombre-de-campo-de-ordenamiento>
```

Figura 10.18 Tipos de FIND disponibles en IDMS.

un archivo, por lo que la página es la unidad básica de entrada/salida. El vínculo entre áreas y archivos es de muchos a muchos; esto es, un área puede corresponder a varios archivos, y viceversa. Cabe destacar la similitud de este vínculo con los espacios en DB2 (y los grupos de almacenamiento en IMS). Esta correspondencia se almacena como parte de la descripción del esquema. Los archivos se dividen en bloques de longitud fija llamados páginas. Cada registro en una página tiene un prefijo que contiene un número de línea (contando desde la parte inferior de la página), un identificador de registro y una longitud de registro. El registro también tiene apuntadores: un mínimo de uno por cada tipo de conjuntos en el que es propietario o miembro. La clave de base de datos de un registro que está en la página 1051, línea 3, se considera como (1051,3).

Los conjuntos se implementan de dos maneras: como conjuntos enlazados (MODEIS CHAINED) **0** como conjuntos indizados (MODE is INDEXED). Se incluye un apuntador hacia adelante para cada tipo de conjuntos en sus tipos de registros propietario y miembro; el diseñador también puede solicitar apuntadores hacia atrás (LINKED TO PRIOR, enlazado al previo), que se asignan tanto en el propietario como en el miembro, y un apuntador al propietario (LINKED TO OWNER, enlazado al propietario), que se asigna al registro miembro.

En la representación de conjunto indizado, cada ocurrencia de conjunto se representa con el propietario y un pequeño índice (local) representado por un conjunto de registros de índice. La figura 10.19 muestra el conjunto indizado PERTENECE_A para el esquema definido en la figura 10.16. Los registros propietario y de índice están vinculados en una lista enlazada mediante apuntadores al siguiente, al anterior y al propietario. Cada registro miembro apunta a su entrada de índice. No *es* necesario que un conjunto indizado esté ordenado.

Los conjuntos propiedad del sistema se mantienen como conjuntos indizados. Ahí la especificación de ordenamiento de conjuntos sirve para ordenar los valores del campo de ordenamiento. Cada registro de índice contiene este valor y el valor de la clave de base de datos. Hay una ocurrencia de cada conjunto, y el índice único así creado equivale a un índice de agrupamiento. No obstante, se pueden definir muchos conjuntos propiedad del sistema con diferentes ordenamientos de conjunto para el mismo tipo de registros. La opción CALC provee acceso disperso a un tipo de registros según una clave CALC (en IMS está disponible *sólo para los registros raíz).* Con la opción VIA SET (a través del conjunto), si ese conjunto se define con MODE IS INDEXED y ORDER IS SORTED, no sólo se almacenan los registros miembro cerca del propietario (en la misma página o en una cercana), sino que además el orden físico de los registros miembro es muy cercano a su orden lógico.

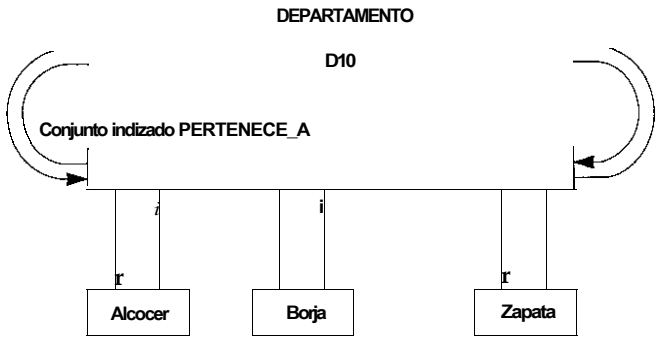


Figura 10.19 Una ocurrencia de un tipo de conjuntos indizado PERTENECE_A ordenado.

El producto encargado de procesar bases de datos centralizadas (sin telecomunicaciones) se llama CA-IDMS/DB. IDMS también está disponible, y proporciona un recurso de comunicaciones integrado en forma del producto CA-IDMS/DC. Los detalles rebasan el alcance de nuestro análisis, pues todavía no hemos hablado de las bases de datos distribuidas ni de las arquitecturas "cliente-servidor".

A fin de que el modelo relacional sea compatible con IDMS, éste se ha mejorado para manejar la coexistencia de procesamiento tanto de navegación como relacional, incluso dentro de la misma aplicación. Naturalmente, esto implica que los registros puedan ser tratados como filas de una tabla, donde el tipo de registros equivale a una tabla o definición de relación. Con los recursos de consulta y de programación es posible tener acceso a los datos en tres formas: mediante el DML de navegación; mediante el lenguaje SQL; y mediante SQL dinámico, en el que la consulta SQL se formula dentro de un programa en el momento de su ejecución. Estos mecanismos de múltiple acceso se manejan sobre el "nivel lógico". El "nivel físico" se ocupa de los datos almacenados en forma de archivos en BDAM (*Basic Direct Access Method:* método básico de acceso directo) y VSAM (*Virtual Sequential Access Method:* método de acceso secuencial virtual).

El SQL de CA-IDMS/DB se basa en la norma ANSI de SQL, nivel 2. El lenguaje contiene las opciones GRANT (otorgar) y REVOKE (revocar) (véase el Cap. 20), además del SQL estándar (analizado en el Cap. 7). El producto llamado CA Extended SQL cuenta con recursos más avanzados, como SQL dinámico y funciones de fecha/hora/subcadena en SQL. No nos ocuparemos a profundidad del procesamiento de bases de datos almacenadas bajo el modelo de red empleando el modelo relacional, pero es probable que los productos de SGBD de red actuales continúen con esa tendencia.

10.7 Resumen

En este capítulo estudiamos el modelo de red, en el que los datos se representan con tipos de registros y tipos de conjuntos como bloques de construcción. Cada tipo de conjuntos define un vínculo 1:N entre un tipo de registros propietario y un tipo de registros miembro. Un tipo de registros puede participar como propietario o miembro en cualquier cantidad de tipos de conjuntos. Esta es la principal diferencia entre los tipos de conjuntos en el modelo de red y los vínculos padre-hijo del modelo jerárquico que veremos en el capítulo 11. En el modelo jerárquico, los vínculos deben obedecer un patrón estrictamente jerárquico. Como en la mayoría de los SGBD jerárquicos se aplican restricciones sobre los diferentes tipos de vínculos padre-hijo, el modelo de red posee mejores capacidades de modelado que el jerárquico. La capacidad de modelado que tiene el modelo de red también es superior a la del modelo relacional original en cuanto a que modela *explícitamente* los vínculos, aunque la incorporación de las claves externas en el modelo relacional subsana esta deficiencia. Las operaciones de reunión del modelo relacional se vuelven visibles y sustanciales como tipos de conjuntos en el modelo de red.

Vimos tres tipos de conjuntos especiales. Los conjuntos propiedad del sistema o singulares sirven para definir puntos de entrada a la base de datos. Los conjuntos multimiembro son útiles en los casos en que los registros miembro pueden ser de más de un tipo de registros. Los conjuntos recursivos son aquellos en los que el mismo tipo de registros participa como propietario y como miembro. Debido a problemas de implementación, los conjuntos recursivos estaban prohibidos en el modelo de red CODASYL original, pero ahora se acostumbra representarlos con un tipo de registros de enlace adicional y dos tipos de conjuntos.

Después analizamos los tipos de restricciones de integridad sobre la pertenencia a conjuntos que podemos especificar en un esquema de red. Estos se clasifican como opciones de inserción (MANUAL o AUTOMATIC), opciones de retención (OPTIONAL, MANDATORY o FIXED) y opciones de ordenamiento.

Examinamos la representación de lista enlazada circular (o anillo) para implementar ejemplares de conjuntos, así como otras opciones de implementación con que se puede mejorar el rendimiento de la lista enlazada circular, como el doble enlace y los apuntadores al propietario. También mencionamos otras técnicas para implementar conjuntos en vez de listas enlazadas, como el almacenamiento contiguo o los arreglos de apuntadores.

Los vínculos M:N, es decir, los vínculos en los que pueden participar más de dos tipos de registros, también son representables con un tipo de registros de enlace. En el caso de un vínculo M:N con dos tipos de registros participantes, se usan dos tipos de conjuntos y un tipo de registros de enlace. En el caso de un vínculo n-ario en el que participan n tipos de registros, se necesita un tipo de registros de enlace y n tipos de conjuntos. Los vínculos 1:1 no se representan explícitamente; se pueden representar como un tipo de conjuntos, pero los programas de aplicación deben cerciorarse de que cada ejemplar de conjunto tenga cuando más un registro miembro en todo momento.

Se presentó un lenguaje de definición de datos (DDL) para el modelo de red. Vimos cómo se definen los tipos de registros y de conjuntos, y analizamos las diversas opciones SET SELECTION para los conjuntos AUTOMATIC. Estas opciones especifican la forma en que el SGBD identifica el ejemplar de conjunto apropiado de un tipo AUTOMATIC en el que habrá de conectarse un nuevo registro miembro cuando éste se almacene en la base de datos.

Presentamos las órdenes de un lenguaje de manipulación de datos (DML), que operan sobre un solo registro cada vez, para el modelo de red. Vimos cómo se escriben programas con órdenes de DML incorporadas para obtener información de una base de datos de red y también para actualizarla. La orden FIND sirve para "navegar" por la base de datos, estableciendo diversos indicadores de actualidad, y la orden GET se usa para obtener el CRU y colocarlo en la variable de programa UWA correspondiente. Así mismo, vimos órdenes para insertar, eliminar y modificar registros, y para modificar ejemplares de conjuntos.

Por último presentamos un panorama del SGBD de red IDMS que se encuentra actualmente en el mercado.

Preguntas de repaso

10.1. Analice los diversos tipos de campos (elementos de información) que se pueden definir para los tipos de registros en el modelo de red.

10.2. Defina los siguientes términos: *tipo de conjuntos, tipo de registros propietario, tipo de registros miembro, ejemplar (ocurrencia) de conjunto, tipo de conjuntos* AUTOMATIC, tipo *de conjuntos* MANUAL, *tipo de conjuntos MANDATORY, tipo de conjuntos OPTIONAL, tipo de conjuntos FIXED.*

10.3. ¿Cómo se identifican los ejemplares de conjunto de un tipo de conjuntos?

10.4. Explique las diversas restricciones sobre pertenencia a conjuntos y los casos en que debe usarse cada una de ellas.

10.5. En la representación de lista enlazada circular (anillo) de los ejemplares de conjunto, ¿cómo distingue el SGBD entre los registros miembro y el registro propietario de un ejemplar de conjunto?

10.6. Analice los diversos métodos para implementar ejemplares de conjuntos. Para cada método, indique qué tipos de órdenes FIND para procesar conjuntos se pueden implementar de manera eficiente y cuáles no.

10.7. ¿Para qué sirven los tipos de conjuntos propiedad del sistema (singulares) ?

10.8. ¿Para qué se usan los tipos de conjuntos multimiembro?

10.9. ¿Qué son los tipos de conjuntos recursivos? ¿Por qué no se permiten en el modelo de red CODASYL original? ¿Cómo pueden implementarse mediante un tipo de registros de enlace?

10.10. Muestre cómo se representan en el modelo de red cada uno de los siguientes tipos de vínculos: (a) vínculos M : N ; (b) vínculos n-arios conn > 2; (c) vínculos 1:1. Explique cómo puede transformarse un esquema ER a un esquema de red.

10.11. Analice los siguientes conceptos, y explique para qué sirve cada uno cuando se escribe un programa de base de datos en D M L de red: (a) el área de trabajo del usuario (UWA); (b) los indicadores de actualidad; (c) el indicador de estado de la base de datos.

10.12. Analice los diferentes tipos de indicadores de actualidad, e indique de qué manera cada tipo de orden de navegación FIND afecta a cada uno de dichos indicadores.

10.13. Describa las diversas opciones SET SELECTION para tipos de conjuntos AUTOMATIC, y especifique las circunstancias en las que debe elegirse cada una de ellas.

10.14. Indique qué especifica cada una de las siguientes cláusulas del D D L de red: (a) D U - PLICATES ARE NOT ALLOWED; (b) ORDER IS; (c) KEY IS; (d) CHECK.

10.15. ¿Para qué sirve la cláusula RETAINING CURRENCY cuando se usa con la orden FIND en el D M L de red?

10.16. ¿Qué diferencias hay entre la orden ERASE ALL y la orden ERASE?

10.17. Analice las órdenes CONNECT, DISCONNECT y RECONNECT, y especifique los tipos de restricciones de conjunto bajo las cuales puede usarse cada una.

Ejercicios

10.18. Especifique las consultas del ejercicio 6.19 usando órdenes DML de red incorporadas en PASCAL aplicadas al esquema de base de datos de red que aparece en la figura 10.9. Utilice las variables de programa PASCAL declaradas en la figura 10.12, y declare cualesquier variables adicionales que pudiera necesitar.

10.19. ¿Cómo modificaría el segmento de programa de **Ej3** para obtener, por *cada* departamento, el nombre del departamento y los nombres de todos los empleados que pertenecen a ese departamento, en orden alfabético?

10.20. Considere la siguiente consulta: "Para cada departamento, imprimir los nombres del departamento y de su gerente; para cada empleado que pertenezca a ese departamento, imprimir su nombre y la lista de nombres de los proyectos en los que trabaja."

Escriba primero un segmento de programa para esta consulta, y luego modifíquelo de modo que se cumplan las siguientes condiciones, una por una:

a. Sólo aparecen en la lista los departamentos que tienen más de 10 empleados.

b. Sólo aparecen en la lista los empleados que trabajan más de 20 horas en total.

c. Sólo aparecen en la lista los empleados con dependientes.

10.21. Considere el esquema de base de datos de red que aparece en la figura 10.20, correspondiente al esquema relacional de la figura 2.1. Escriba enunciados apropiados en DDL de red para definir los tipos de registros y de conjuntos del esquema. Escoja restricciones de conjunto adecuadas para cada tipo de conjuntos, y justifique sus elecciones.

10.22. Escriba segmentos de programa en PASCAL con órdenes DML de red incorporadas para especificar las consultas del ejercicio 7.16 sobre el esquema de la figura 10.20.

10.23. Escriba segmentos de programa en PASCAL con órdenes DML de red incorporadas para especificar las consultas de los ejercicios 7.17 y 7.18 sobre el esquema de base de datos de red que aparece en la figura 10.20. Declare todas las variables de programa que necesite.

10.24. Durante el procesamiento de la consulta "buscar todos los cursos que ofrece el departamento CICO y, para cada curso, listar su nombre, sus secciones y sus requisitos previos" sobre el esquema de la figura 10.20, el SGBD efectúa las siguientes acciones: (a) buscar el registro DEPARTAMENTO de CICO; (b) buscar un registro CURSO para CIC0541 como miembro de OFRECE; (c) buscar un registro SECCIÓN para la sección S32491 como miembro de TIENE_SECCIONES; (d) buscar una ocurrencia de registro REQUISITO — digamos, P 1 — como miembro de ES_CON_REQUISITO; (e) buscar un registro miembro CURSO de TIENE_REQUISIT0 — digamos, el curso MATE 143 —. Muestre los

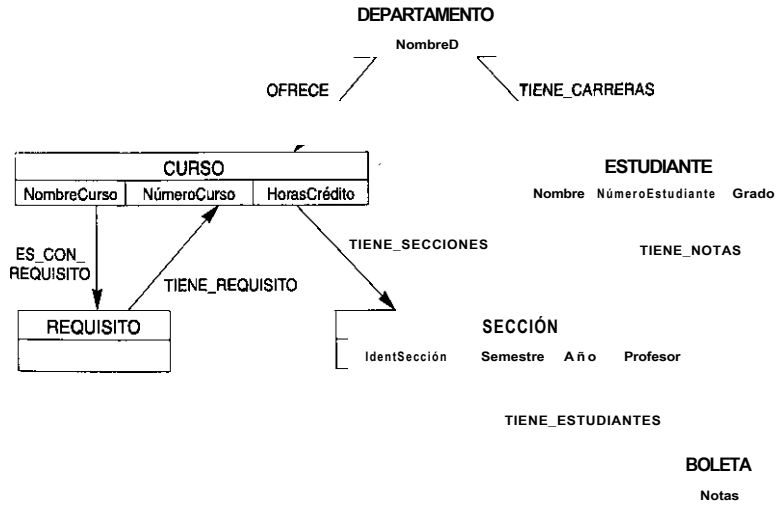


Figura 10.20 Esquema de red para una base de datos universitaria.

indicadores de actualidad de los tipos de conjuntos, de los tipos de registros y el CRU después de cada uno de estos sucesos, empleando la notación de la figura 10.14. Suponga que originalmente todos los indicadores de actualidad erannil. ¿Qué sucede con el actual del tipo de registros CURSO después del paso (e)? Suponga que se ejecuta FIND NEXT CURSO WITHIN OFRECE después del paso (e); ¿qué problema se presentaría, y cómo podríamos resolverlo? *(Sugerencia:* Considere el empleo de la frase RETAINING CURRENCY en algunas de las órdenes.)

10.25. Escriba procedimientos en pseudocódigo (al estilo PASCAL) que puedan formar parte del software del SGBD, y describa a grandes rasgos las acciones realizadas por las siguientes órdenes de DML:

a. Procesar la orden STORE <tipo de registros>. Hay que comprobar que las definiciones de tipos de conjuntos están en el catálogo del SGBD para poder determinar en cuáles conjuntos participa el tipo de registros como propietario o miembro, y efectuar las acciones apropiadas.

b. Procesar las órdenes ERASE <tipo de registros> y ERASE ALL <tipo de registros>.

10.26. Escoja alguna aplicación de base de datos que conozca o que le interese.

a. Diseñe un esquema de base de datos de red para su aplicación.

b. Declare sus tipos de registros y de conjuntos mediante el DML de red.

c. Especifique varias consultas y actualizaciones que necesite su aplicación de base de datos, y escriba un segmento de programa en PÁSCAL con órdenes DML de red incorporadas para cada una de sus consultas.

d. Implemente su base de datos si dispone de un SGBD de red.

10.27. Establezca una transformación de los siguientes esquemas ER a esquemas de red. Especifique para cada tipo de conjuntos las opciones de inserción y retención y cualesquier opciones de ordenamiento; justifique sus decisiones.

a. El esquema ER AEROLÍNEA de la figura 3.19.

b. El esquema ER BANCO de la figura 3.20.

c. El esquema ER CONTROL_BUQUES de la figura 6.21.

10.28. Considere el diagrama de esquema de red para una base de datos BIBLIOTECA que se muestra en la figura 10.21, correspondiente al esquema relacional de la figura 6.22.

a. Especifique variables UWA de PASCAL apropiadas para dicho esquema.

b. Escriba segmentos de programa en PASCAL con órdenes DML de red incorporadas para cada una de las consultas del ejercicio 6.26.

c. Compare los esquemas relacional (Fig. 6.22) y de red (Fig. 10.21) para la base de datos BIBLIOTECA. Identifique sus similitudes y sus diferencias. ¿Cómo puede hacer que el esquema de red se parezca más al esquema relacional?

10.29. Trate de transformar el esquema de red de la figura 10.21 a un esquema ER. Esto es parte de un proceso llamado *ingeniería inversa,* en el cual se crea un esquema conceptual a partir de una base de datos ya implementada. Exprese todas las suposiciones que haga.

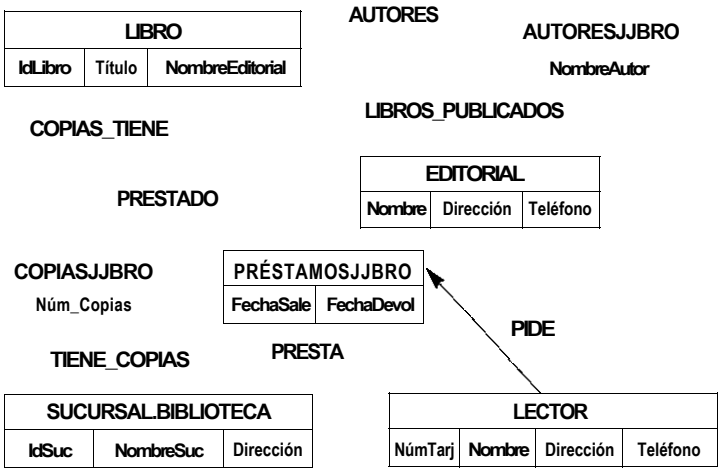


Figura **10.21** Diagrama de esquema de red para una base de datos BIBLIOTECA.

Bibliografía selecta

Los primeros trabajos sobre el modelo de datos de red los realizó Charles Bachman cuando se ocupaba en la creación del primer SGBD comercial, IDS (Bachman y Williams 1964), en General Electric, y después en Honeywell. Bachman también dio a conocer la primera técnica de diagramación para representar vínculos en los esquemas de bases de datos, los llamados diagramas de estructuras de datos (Bachman 1969) o diagramas de Bachman. Por sus trabajos Bachman obtuvo el Premio Turing de 1973, el más alto honor otorgado por la ACM, y en su conferencia para la ceremonia de entrega de dicha presea (Bachman 1973) expuso su visión sobre la base de datos como recurso primario y sobre el programador como "navegante" por la base de datos. En un debate entre partidarios y oponentes del enfoque relacional efectuado en 1974, se puso del lado de los segundos (Bachman 1974). Otros trabajos sobre el modelo de red son los de George Dodd (Dodd 1966) en General Motors Research. Dodd (1969) ofrece uno de los primeros estudios comprensivos en torno a las técnicas de gestión de bases de datos.

El DBTG *(Data Base Task Group:* Grupo de trabajo de bases de datos) de CODASYL *(Conference on Data Systems Languages:* Conferencia sobre lenguajes de sistemas de datos) se formó con el fin de proponer normas para los SGBD. El informe DBTG de 1971 (DBTG 1971) contiene lenguajes de definición de datos de esquema y de subesquema, así como un DML para usarse con COBOL. En 1978 se preparó un informe enmendado (CODASYL 1978), y en 1981 se hizo otra revisión en borrador. El comité X3H2 de ANSI (American National Standards Institute: Instituto nacional estadounidense de normas) propuso un lenguaje de red estándar, llamado NDL.

El diseño de las bases de datos de red se analiza en Dahl y Bubenko (1982), Whang *et al* (1982), Schenk (1974), Gerritsen (1975) y Bubenko *et al* (1976). Irani *et al* (1979) examinan técnicas de optimización para diseñar esquemas de red a partir de los requerimientos del usuario. Bradley (1978) propone un lenguaje de consulta de alto nivel para el modelo de red. Navathe (1980) analiza la transformación estructural de esquemas de red a esquemas relaciónales. Mark *et al* (1992) estudia una estrategia para mantener una base de datos de red y relacional en un estado consistente.

Taylor y Frank (1976) presentan un panorama sobre la gestión de bases de datos de red. Los libros de Cárdenas (1985), Kroenke y Dolan (1988) y Olle (1978) ofrecen tratamientos amplios del modelo de red. El sistema IDMS se describe en varios manuales de CA-IDMS/DB publicados por Computer Associates.

CAPÍTULO 11

El modelo de datos jerárquico y el sistema IMS

El modelo jerárquico de los datos se creó con el fin de modelar la gran cantidad de tipos de organizaciones jerárquicas que existen en el mundo real. Desde hace mucho tiempo los seres humanos han organizado la información en jerarquías para entender mejor el mundo. Hay muchos ejemplos, como los esquemas de clasificación para las especies de los reinos animal y vegetal, y las clasificaciones de los lenguajes humanos. El hombre también adoptó estructuras y esquemas de nomenclatura jerárquicos para las estructuras que él mismo iba creando, como los organigramas corporativos, los esquemas de clasificación bibliográficos y las jerarquías gubernamentales. El modelo de datos jerárquico representa organizaciones jerárquicas en forma directa y natural y puede ser la mejor opción en algunas situaciones, aunque presentará problemas cuando represente situaciones con vínculos que no sean jerárquicos.

No existe ningún documento original que describa el modelo jerárquico, como ocurre con los modelos relacional y de red. Más bien, varios de los primeros sistemas de gestión de información por computador se crearon empleando estructuras de almacenamiento jerárquicas. Hay ejemplos recientes de estos sistemas, como el Multi-Access Retrieval System (MARS VI) de Control Data Corporation, el Information Management System (IMS) de IBM y el System-2000 de MRI (ahora comercializado por SAS Institute).

En este capítulo estudiaremos los principios en que se basa el modelo jerárquico, independientemente de cualquier sistema específico, y los relacionaremos con IMS, que es el sistema jerárquico que más se usa en la actualidad. En la sección 11.1 examinaremos los esquemas y ejemplares jerárquicos. En la sección 11.2 veremos el concepto de vínculo padre-hijo virtual, con el que es posible compensar las limitaciones de las jerarquías puras. En la sección 11.3 trataremos las restricciones en el modelo jerárquico. En la sección 11.5 abordaremos la transformación de esquemas del modelo ER al modelo jerárquico. Las secciones 11.4 y 11.6 se ocuparán de los lenguajes de definición y de manipulación de datos para el modelo jerárquico de los datos tal como se define aquí. En la sección 11.7 analizaremos un sistema jerárquico representativo, IMS, mencionando también algunas de las características de otro sistema jerárquico: System 2000. La sección 11.8 resume este capítulo.

Los lectores que sólo deseen un breve panorama del modelo jerárquico pueden omitir lectura de algunas partes de las secciones 11.4 a 11.7, o todas.

11.1 Estructuras de bases de datos jerárquicas

En esta sección analizaremos los conceptos de estructuración de datos en el modelo jerárquico. En primer lugar hablaremos de los vínculos padre-hijo y de cómo podemos usarlos para formar un esquema jerárquico (en la Sec. 11.1.1). Luego estudiaremos las propiedades que tiene un esquema jerárquico (en la Sec. 11.1.2). Por último, examinaremos los árboles de ocurrencia jerárquicos en la sección 11.1.3, así como un método común para almacenarlos: la secuencia jerárquica (en la Sec. 11.1.4).

11.1.1 *Vínculos padre-hijo y esquemas jerárquicos*

El modelo jerárquico utiliza dos conceptos principales de estructuración de datos: registros y vínculos padre-hijo. Un **registro** es una colección de **valores de campos** que proporcionan información sobre una entidad o un ejemplar de vínculo. Los registros del mismo tipo se agrupan en **tipos de registros.** Cada tipo de registros recibe un nombre, y su estructura se define en términos de una colección de **campos** o **elementos de información** con nombre. Cada campo tiene un cierto tipo de datos, como entero, real o cadena.

Un **tipo de vínculos padre^hijo (tipo de** VPH) es un vínculo 1:N entre dos tipos de registros. El tipo de registros del lado 1 se denomina **tipo de registros padre,** y el del lado N se llama **tipo de registros hijo** del tipo de V P H . Una **ocurrencia** (o **ejemplar) del tipo de** V P H consiste en un *registro* del tipo de registros padre y *varios registros* (cero o más) del tipo de registros hijo.

Un **esquema de base de datos jerárquica** consiste en varios esquemas jerárquicos. Cada **esquema jerárquico** (o **jerarquía)** comprende varios tipos de registros y tipos de V P H .

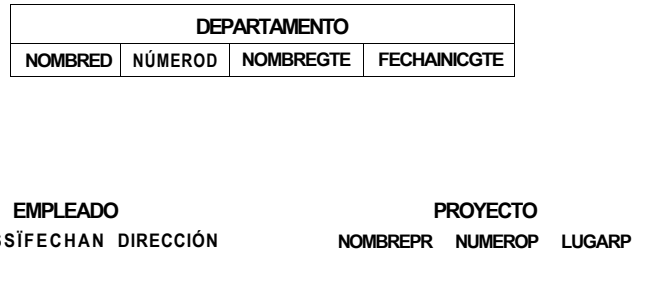


Figura 11.1 Un esquema jerárquico.

Los esquemas jerárquicos se visualizan como **diagramas jerárquicos,** en los cuales los nombres de los tipos de registros aparecen en cuadros rectangulares y los tipos de VPH se dibujan como líneas que conectan el tipo de registros padre y el tipo de registros hijo. En la figura 11.1 aparece un diagrama jerárquico simple de un esquema jerárquico que tiene tres tipos de registros y dos tipos de VPH. Los tipos de registros son DEPARTAMENTO, EMPLEADO y PROYECTO. Podemos exhibir los nombres de los campos debajo de cada nombre de tipo de registros, como se aprecia en la figura 11.1. En otros diagramas, por brevedad, sólo mostraremos los nombres de los tipos de registros.

En los esquemas jerárquicos haremos referencia a un tipo de VPH con el par (tipo de registros padre, tipo de registros hijo) entre paréntesis. Los dos tipos de VPH de la figura 11.1 son (DEPARTAMENTO, EMPLEADO) y (DEPARTAMENTO, PROYECTO). Observe que los tipos de VPH *no tienen* nombre en el modelo jerárquico. Sin embargo, el diseñador de la base de datos asocia un cierto significado a cada tipo de VPH. En la figura 11.1, cada *ocurrencia* del tipo de VPH (DEPARTAMENTO, EMPLEADO) relaciona un registro de departamento con los registros de los *múltiples* (cero o más) empleados que pertenecen a ese departamento. Una *ocurrencia* del tipo de VPH (DEPARTAMENTO, PROYECTO) relaciona un registro de departamento con los registros de los proyectos controlados por ese departamento. La figura 11.2 muestra dos ocurrencias (o ejemplares) de VPH para cada uno de estos dos tipos de VPH.

11 • 1.2 *Propiedades de los esquemas jerárquicos*

Un esquema jerárquico de tipos de registros y tipos de VPH debe tener las siguientes propiedades:

1. Un tipo de registros, la **raíz** del esquema jerárquico, no participa como tipo de registros hijo en ningún tipo de VPH.
2. Todo tipo de registros, con excepción de la raíz, participa como tipo de registros hijo en *uno y sólo un* tipo de VPH.
3. Un tipo de registros puede participar como tipo de registros padre en cualquier cantidad (cero o más) de tipos de VPH.

Figura 11.2 Ocurrencias de tipos de VPH. (a) Dos ocurrencias del tipo de VPH (DEPARTAMENTO, EMPLEADO), (b) Dos ocurrencias del tipo de VPH (DEPARTAMENTO, PROYECTO).

4. Un tipo de registros que no participa como tipo de registros padre en ningún tipo de VPH se denomina **hoja** del esquema jerárquico.
5. Si un tipo de registros participa como padre en más de un tipo de VPH, entonces *sus tipos de registros hijo están ordenados* El orden se visualiza, por convención, de izquierda a derecha en los diagramas jerárquicos.

La definición de esquema jerárquico define una **estructura de datos de árbol.** En la terminología de estas estructuras, un tipo de registros corresponde a un **nodo** del árbol, y un tipo de VPH corresponde a una **arista** (o **arco)** del árbol. Usaremos los términos *nodo* y *tipo de registros,* y *arista* y *tipo de VPH* indistintamente. La convención habitual para representar los árboles es un poco diferente de la que se adopta en los diagramas jerárquicos, en cuanto a que cada arista del árbol se muestra completamente separada de las demás (Fig. 11.3). En los diagramas jerárquicos la convención es que todas las aristas que emanan del mismo nodo padre se reúnen (Fig. 11.1). Adoptaremos esta última convención en los diagramas jerárquicos.

Las propiedades anteriores de los esquemas jerárquicos significan que todos los nodos, excepto la raíz, tienen uno y sólo un nodo padre. No obstante, un nodo puede tener varios nodos hijo, y en tal caso están ordenados de izquierda a derecha. En la figura 11.1 EMPLEADO es el primer hijo de DEPARTAMENTO y PROYECTO es el segundo. Las propiedades antes identificadas también limitan los tipos de vínculos que se pueden representar en un esquema jerárquico. En particular, los vínculos M : N *no pueden* representarse directamente porque los vínculos padre-hijo son 1:N, y un tipo de registros *no puede participar como hijo* en dos o más vínculos padre-hijo distintos.

En el modelo jerárquico es posible manejar los vínculos M : N *si se pueden duplicar los ejemplares de registros hijo.* Por ejemplo, consideremos un vínculo M : N entre EMPLEADO y PROYECTO, donde un proyecto puede tener varios empleados que trabajan en él, y un empleado puede trabajar en varios proyectos. Podemos representar el vínculo como un tipo

EJEMPLO 1: Consideremos los siguientes ejemplares del vínculo EMPLEADO:PROYECTO:

Proyecto	Empleados que trabajan en el proyecto
A	E1, E3, E5
B	E2, E4, E6
C	E1, E4
D	E2, E3, E4, E5

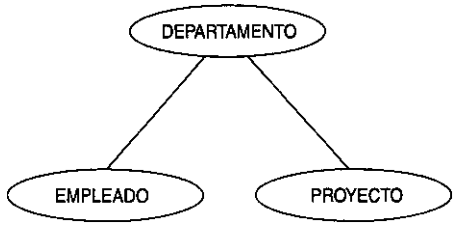


Figura 11.3 Representación de árbol del esquema jerárquico de la figura 11.1.

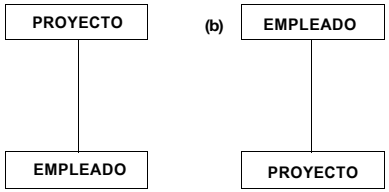


Figura 11.4 Representación de un vínculo M : N . (a) Una representación del vínculo M : N . (b) Representación alternativa del vínculo M : N .

de VPH (PROYECTO, EMPLEADO) como se muestra en la figura 11.4(a). En este caso, un registro que describa al mismo empleado puede duplicarse si aparece una vez debajo de *cada uno* de los proyectos en los que ese empleado trabaje. Como alternativa, podemos representar el vínculo como un tipo de VPH (EMPLEADO, PROYECTO) como se muestra en la figura 11.4(b), en cuyo caso podremos duplicar los registros de proyectos.

Si estos ejemplares se almacenan empleando el esquema jerárquico de la figura 11.4(a), habrá cuatro ocurrencias del tipo de VPH (PROYECTO, EMPLEADO): una por cada proyecto. En cambio, los registros de los empleados E1, E2, E3 y E5 aparecerán *dos veces cada uno* como registros hijo, porque cada uno de estos empleados trabajan en dos proyectos. El registro del empleado E4 aparecerá tres veces: una vez por cada uno de los proyectos B, C y D. Algunos de los valores de los campos de datos en los registros de empleados pueden depender del contexto; es decir, dichos valores dependerían tanto de EMPLEADO como de PROYECTO. Esos datos podrían diferir en cada ocurrencia de un registro de empleado duplicado porque también dependerían del registro de proyecto padre. Un ejemplo sería un campo con el número de horas por semana que un empleado trabaja en el proyecto. Sin embargo, la mayor parte de los valores de campos en los registros de empleados, como el nombre del empleado, su número de seguro social y su salario, sin duda se duplicarían en cada proyecto al cual perteneciera el empleado. •

A fin de evitar tal duplicación, contamos con un técnica con la cual podemos especificar varios esquemas jerárquicos en el mismo esquema de base de datos jerárquica. Así podemos definir los vínculos como el tipo de VPH anterior entre esquemas jerárquicos, lo que permite sortear el problema de duplicación antes mencionado. Esta técnica, denominada de vínculos "virtuales", se aparta del modelo jerárquico "estricto"; la estudiaremos en la sección 11.2.

11.1.3 *Arboles de ocurrencias jerárquicos*

En correspondencia con un esquema jerárquico, hay muchas ocurrencias jerárquicas en la base de datos. Cada ocurrencia jerárquica, llamada también árbol de ocurrencia, es una estructura de árbol cuya raíz es un solo registro del tipo de registros raíz. Igualmente, el árbol de ocurrencia contiene todas las ocurrencias de registros hijo del registro raíz, todas las ocurrencias de registros hijo dentro de los VPH de cada uno de los registros hijo del registro raíz, y así sucesivamente, hasta los registros de los tipos de registros hoja.

Por ejemplo, consideremos el diagrama jerárquico de la figura 11.5, que representa parte de la base de datos COMPAÑÍA que presentamos en el capítulo 3 y que también usamos en los capítulos 6 a 10. La figura 11.6 muestra un árbol de ocurrencia jerárquico de este esquema. En el árbol de ocurrencia, cada nodo es una ocurrencia de registro, y cada arco representa un vínculo padre-hijo entre dos registros. En las figuras 11.5 y 11.6 utilizamos los caracteres D, E, P, N, S y T para representar indicadores de tipo de los tipos de registros DEPARTAMENTO,

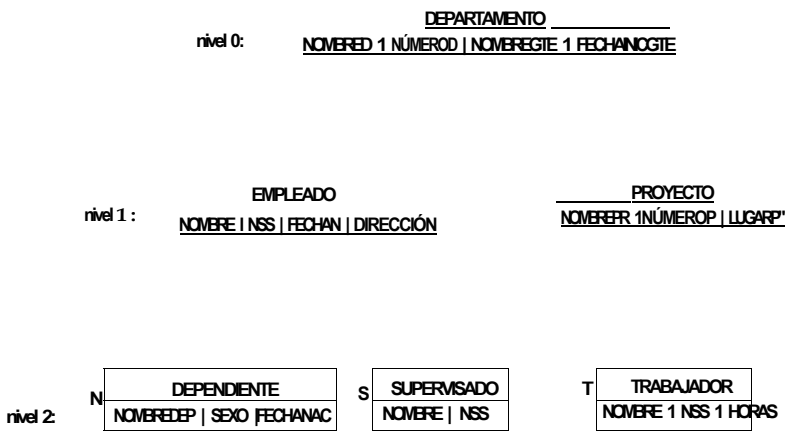


Figura 11.5 Esquema jerárquico de una parte de la base de datos COMPAÑÍA.

EMPLEADO, PROYECTO, DEPENDIENTE, SUPERVISADO y TRABAJADOR, respectivamente. Veremos cuan importantes son estos indicadores de tipo cuando estudiemos las secuencias jerárquicas en la siguiente sección.

Podemos definir los árboles de ocurrencia de manera más formal usando la terminología de las estructuras de árbol, que necesitaremos en la exposición subsecuente. En una estructura de árbol, se dice que la raíz tiene nivel cero. El nivel de un nodo no raíz es el nivel de su nodo padre más uno, como se aprecia en las figuras 11.5 y 11.6. Un nodo descendiente D de un nodo N es un nodo conectado a N a través de uno o más arcos, de tal modo que el nivel de D es mayor que el de N. Un nodo N y todos sus nodos descendientes forman un subárbol del nodo N. Ahora podemos definir un árbol de ocurrencia como el subárbol de un registro cuyo tipo es del tipo de registros raíz.

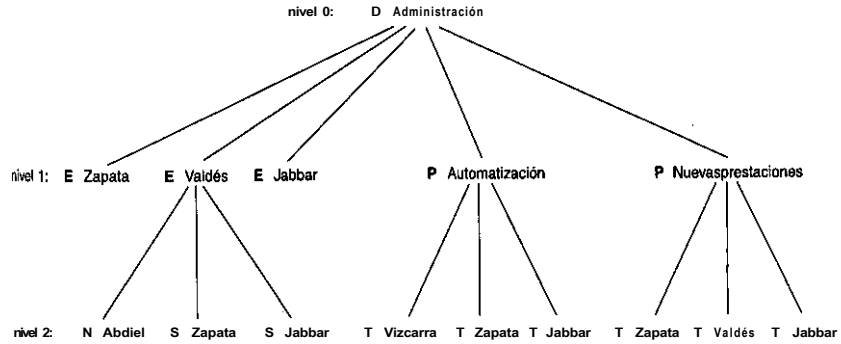


Figura 11.6 Ocurrencia jerárquica (árbol de ocurrrencia) del esquema jerárquico de la figura 11.5.

La raíz de un árbol de ocurrencia es una sola ocurrencia de registro del tipo de registros raíz. Puede haber un número variable de ocurrencias de cada tipo de registros no raíz, y cada una de ellas debe tener un registro padre en el árbol de ocurrencia; esto es, cada una de esas ocurrencias debe participar en una ocurrencia de **VPH.** Observe que cada nodo no raíz, junto con sus nodos descendientes, forma un **subárbol** que por sí solo satisface la estructura de un árbol de ocurrencia para una porción del diagrama jerárquico. Adviértase también que el nivel de un registro en un árbol de ocurrencia es igual al nivel de su tipo de registros en el diagrama jerárquico.

11.1.4 *Forma linealizada de una ocurrencia jerárquica*

Los árboles de ocurrencia jerárquicos se pueden representar en el almacenamiento empleando una de varias estructuras de datos. Sin embargo, una de las estructuras de almacenamiento más simples que podemos usar es el **registro jerárquico:** un ordenamiento lineal de los registros en un árbol de ocurrencia en el *recorrido en preorden* del árbol. Este orden produce una secuencia de ocurrencias de registros denominada **secuencia jerárquica** (o **secuencia jerárquica de registros)** del árbol de ocurrencia; se puede obtener aplicando el siguiente procedimiento recursivo a la raíz de un árbol de ocurrencia:

```
procedimiento Recorrer_en_preorden (registro raíz);
    comenzar
    salida (registro raíz);
    para cada registro hijo de registro raíz en orden de izquierda a derecha hacer
        Recorrer_en_preorden (registro hijo )
    fin;
```

El procedimiento anterior, aplicado al árbol de ocurrencia de la figura 11.6, produce la secuencia jerárquica mostrada en la figura 11.7. Si usamos la secuencia jerárquica para implementar los árboles de ocurrencia, necesitaremos almacenar un indicador de tipo de registros con cada registro debido a los diferentes tipos de registros y al número variable de registros hijo en cada vínculo padre_hijo. El sistema necesita examinar el tipo de

```
D Administración
E Zapata
E Valdés
N Abdiel
S Zapata
S Jabbar
E Jabbar
P Automatización
T Vizcarra
T Zapata
T Jabbar
P Nuevasprestaciones
T Zapata
T Valdés
T Jabbar
```

Figura 11,7 Secuencia jerárquica del árbol de ocurrencia de la figura 11.6.

cada registro conforme los recorre secuencialmente. Observe que estos indicadores de tipo de registros son estructuras de implementación que el usuario del **SGBD** jerárquico no ve.

A menudo la secuencia jerárquica es deseable porque los nodos hijo siguen a su nodo padre en el almacenamiento. Así pues, dado un registro padre, todos los registros descendientes en su subárbol lo siguen en la secuencia jerárquica y se pueden obtener de manera eficiente. Sin embargo, los registros hijo sólo se colocan colectivamente debajo de su registro padre si los registros hijo son nodos hoja en el árbol de ocurrencia; en caso contrario, los subárboles completos de cada nodo hijo se colocan después de su registro padre en orden de izquierda a derecha.

La secuencia jerárquica también es importante porque algunos lenguajes de manipulación de datos jerárquicos, como el que se usa en **IMS,** la usan como base para definir operaciones de bases de datos jerárquicas. El lenguaje **HDML,** que veremos en la sección 11.4, se basa en la secuencia jerárquica.

A continuación, definiremos dos términos adicionales empleados por algunos lenguajes jerárquicos. Un **camino jerárquico** es una secuencia de nodos $N_1, N_2, N_3, \ldots$, donde N_j es la raíz de un árbol y N_{j-1} es un hijo de N_j para $j = 2, 3, \ldots, i$. Los caminos jerárquicos se pueden definir sobre un esquema jerárquico o bien sobre un árbol de ocurrencia. Un camino jerárquico es **completo** si N_i es una hoja del árbol. Una **retama** es un conjunto de caminos jerárquicos que resultan del camino jerárquico $N_1, N_2, \ldots, N_i$, junto con todos los caminos jerárquicos en el subárbol de N_i. Por ejemplo, **(DEPARTAMENTO, EMPLEADO, SUPERVISADO)** es un camino completo del esquema jerárquico de la figura 11.5. En el árbol de ocurrencia de la figura 11.6, (Administración, Valdés) es un camino, y (Administración, Valdés, {Abdiel, Zapata, Jabbar}) es una retama.

Ahora podemos definir una **ocurrencia de base de datos jerárquica** como una secuencia de todos los árboles de ocurrencia que son ocurrencias de un esquema jerárquico. Esto es similar a la definición de un **bosque** de árboles en las estructuras de datos. Por ejemplo, una ocurrencia de base de datos jerárquica del esquema jerárquico de la figura 11.5 consistiría en varios árboles de ocurrencia similares al de la figura 11.6. Habría un árbol de ocurrencia por cada registro **DEPARTAMENTO,** y estarían ordenados como el primero, el segundo, el último árbol de ocurrencia.

11.2 Vínculos virtuales padre-hijo

El modelo jerárquico tiene problemas cuando se modelan ciertos tipos de vínculos. Entre ellos están los siguientes vínculos y situaciones:

1. Vínculos M:N.
2. El caso en que un tipo de registros participa como hijo en más de un tipo de **VPH.**
3. Vínculos n-arios con más de dos tipos de registros participantes.

Como vimos en la sección 11.1.2, el caso 1 puede representarse como un tipo de **VPH** a expensas de duplicar ocurrencias de registros del tipo de registros hijo. El caso 2 puede representarse en forma similar, con más duplicación de registros. El caso 3 es problemático porque el **VPH** es un vínculo binario.

La duplicación de registros, además de desperdiciar espacio de almacenamiento, dificulta el mantenimiento de copias consistentes del mismo registro. En el sistema **IMS** se usa el concepto de tipo de registros virtual (o apuntador) para resolver los tres casos problemáticos

antes identificados. La idea es incluir más de un esquema jerárquico en el esquema de la base de datos jerárquica y usar apuntadores de los nodos de un esquema jerárquico al otro para representar los vínculos. En *vez de seguir* la terminología de IMS, desarrollaremos los conceptos con una perspectiva más general.

Un tipo de registros virtual (o apuntador) HV es un tipo de registros con la propiedad de que cada uno de sus registros contiene un apuntador a un registro de otro tipo de registros PV. HV siempre desempeña el papel de "hijo virtual" y PV el de "padre virtual" en un "vínculo virtual padre-hijo". Cada ocurrencia de registro *h* de HV apunta a una y sólo una ocurrencia de registro *p* de PV. En vez de duplicar el registro *p* mismo en un árbol de ocurrencia, incluimos el registro virtual h que contiene un apuntador a *p*. Varios registros virtuales pueden apuntar a *p*, pero sólo se almacenará una copia de *p* en la base de datos.

La figura 11.8 muestra el vínculo M : N entre EMPLEADO y PROYECTO representado con registros virtuales APUNTE y APUNTP. Compare esto con la figura 11.4, donde el mismo vínculo se representó sin registros virtuales. La figura 11.9 muestra los árboles de ocurrencia y los apuntadores para los ejemplares de datos mostrados en el ejemplo 1 cuando se usa el esquema jerárquico de la figura 11.8(a). En la figura 11.9 sólo hay una copia de cada registro EMPLEADO; sin embargo, varios registros virtuales pueden apuntar al mismo registro EMPLEADO. Así, la información almacenada en dicho registro no se duplicará. La información que dependa tanto de los registros padre como hijo —como las horas por semana que un trabajador dedica a un proyecto— se incluirá en el registro apuntador virtual; los usuarios de bases de datos jerárquicas suelen llamar datos de intersección a tales datos.

Observe que el vínculo entre EMPLEADO y APUNTE de la figura 11.8(a) es un vínculo 1:N y por tanto califica como tipo de VPH. Este tipo de vínculos se denomina tipo de vínculos padre-hijo virtual (VPHV). EMPLEADO es el padre virtual de APUNTE, y éste es el hijo virtual de EMPLEADO. En términos conceptuales, los tipos de VPH y los tipos de VPHV son similares; la principal diferencia entre ellos radica en la forma en que se implementan. Los tipos de VPH casi siempre se implementan por medio de la secuencia jerárquica, en tanto que los tipos de VPHV suelen implementarse estableciendo un apuntador (uno físico que contenga una dirección o uno lógico que contenga una clave) desde un registro hijo virtual a su registro padre virtual. Esto afecta principalmente la eficiencia de ciertas consultas.

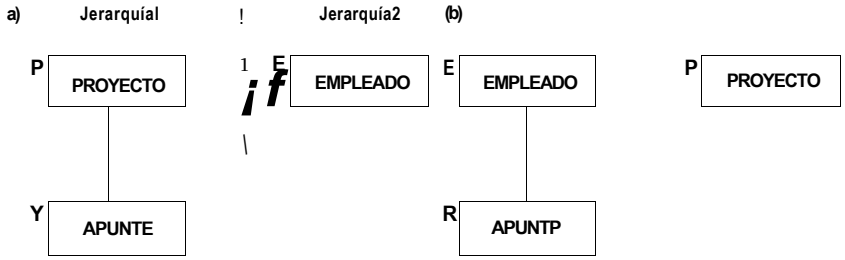


Figura 11.8 Representación de un vínculo M:N con tipos de VPHV. (a) Una representación del vínculo M : N , con padre virtual EMPLEADO, (b) Representación alternativa del vínculo M:N , con padre virtual PROYECTO,

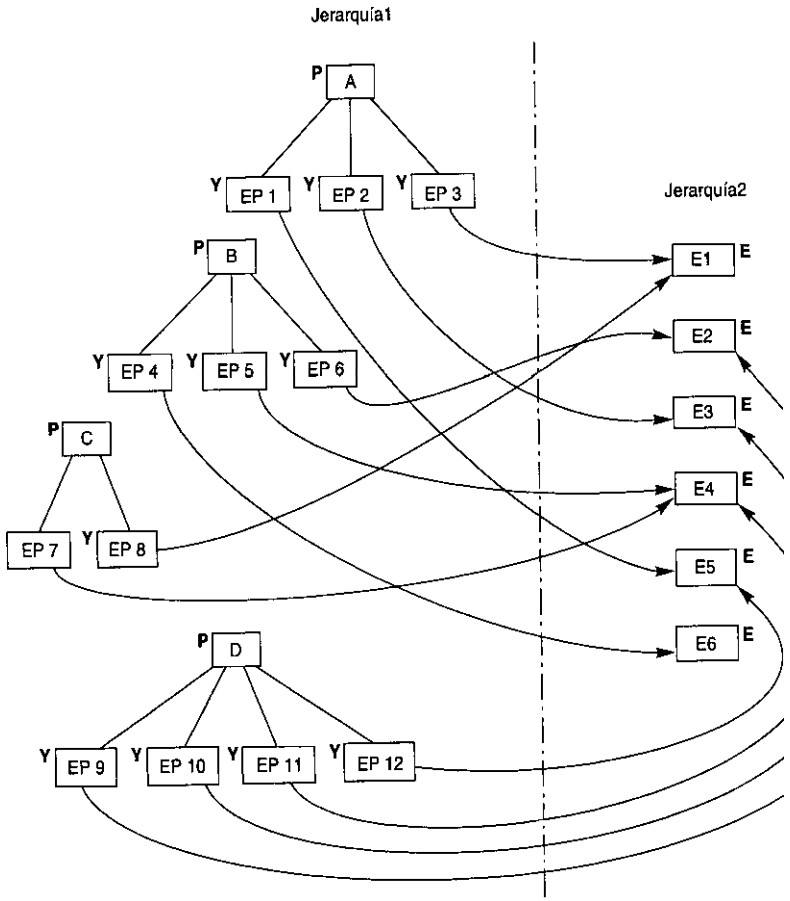


Figura 11.9 Las ocurrencias del ejemplo 1 correspondientes al esquema jerárquico de la figura 11.8(a).

La figura 11.10 muestra un esquema débase de datos jerárquica para la base de datos COMPAÑÍA usando algunos VPHV y sin redundancia en sus ocurrencias de registros. El esquema de base de datos se compone de dos esquemas jerárquicos: uno con DEPARTAMENTO como raíz y el otro con EMPLEADO como raíz. Se incluyen cuatro VPHV, todos con EMPLEADO como padre virtual, para representar los vínculos sin redundancia. Cabe señalar que IMS *tal vez no permita esto* porque una restricción de implementación en IMS hace que un registro sólo pueda ser padre virtual de cuando más un VPHV; a fin de sortear esta restricción, podemos crear tipos de registros hijo de EMPLEADO ficticios en la jerarquía 2 de modo que cada VPHV apunte a un tipo de registros padre virtual distinto.

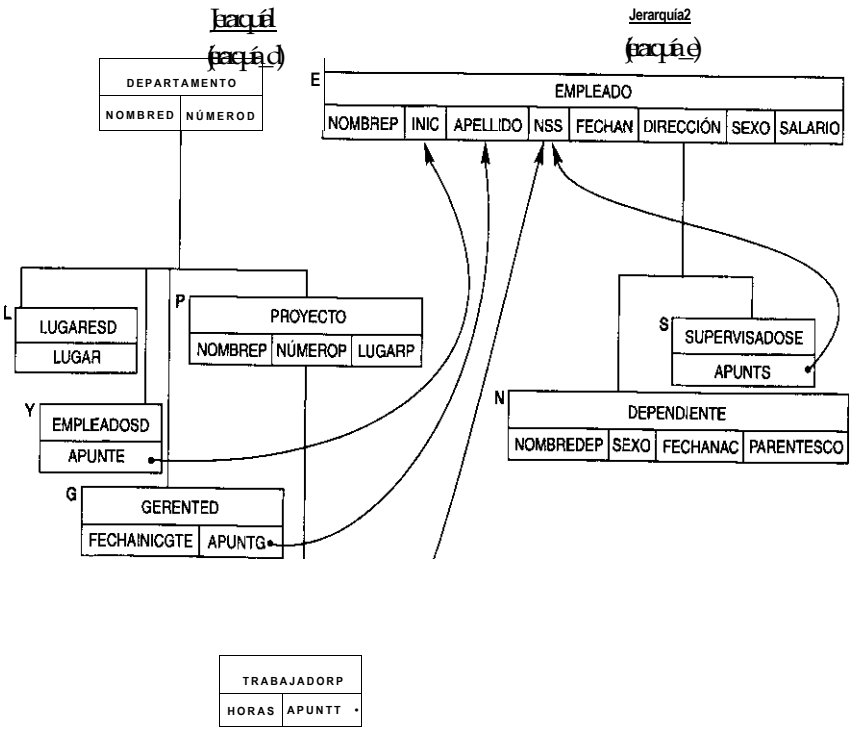


Figura **11.10** Esquema jerárquico para la base de datos COMPAÑÍA, usando tipos de VPHV entre dos jerarquías para eliminar los ejemplares de registros redundantes.

En general, hay muchos métodos factibles para diseñar una base de datos empleando el modelo jerárquico. En muchos casos, las consideraciones de rendimiento son el factor más importante para elegir un esquema de base de datos jerárquica en vez de otro. El rendimiento depende de las opciones de implementación disponibles en cada sistema, así como de límites específicos que el DBA establece en una instalación en particular: por ejemplo, si el sistema provee o no ciertos tipos de apuntadores y si el DBA impone ciertos límites sobre el número de niveles.

Algo que debemos tener presente respecto á los VPHV es que se pueden implementar de diversas maneras. Una opción consiste simplemente en tener un apuntador al padre virtual en cada hijo virtual, como vimos antes. Una segunda opción es tener, además del apuntador hijo-a-padre, un enlace hacia atrás del padre virtual a una lista enlazada de registros hijo virtuales. El apuntador del padre virtual al primer registro hijo virtual se denomina apuntador a hijo virtual, y un apuntador de un hijo virtual ai siguiente recibe el nombre de apuntador a gemelo virtual. En este caso, el modelo jerárquico se vuelve *muy parecido* al modelo de red que vimos en el capítulo **10.** Este enlace hacia atrás facilita la obtención de todos los registros hijo virtuales a partir de un registro padre virtual dado.

11.3 Restricciones de integridad en el modelo jerárquico

Siempre que especificamos un esquema jerárquico, habrá varias **restricciones inherentes** al modelo jerárquico. Entre ellas se cuentan:

1. Ninguna ocurrencia de registro, con excepción de los registros raíz, puede existir si no está relacionada con una ocurrencia de registro padre. Esto tiene las siguientes implicaciones:
   a. Ningún registro hijo puede insertarse si no está enlazado a un registro padre.
   b. Un registro hijo se puede eliminar independientemente de su padre; pero la eliminación de un padre causa automáticamente la eliminación de todos sus registros hijos y descendientes.
   c. Las reglas anteriores no se aplican a los registros hijo y padre virtuales. La regla en este caso es que un apuntador en un registro hijo virtual debe apuntar a una ocurrencia real de un registro padre virtual. No debe permitirse la eliminación de un registro en tanto existan apuntadores a él en registros hijo virtuales, lo que lo convierte en un registro padre virtual.
2. Si un registro hijo tiene dos o más registros padre del *mismo* tipo de registros, el registro hijo debe duplicarse una vez bajo cada registro padre.
3. Un registro hijo que tenga dos o más registros padre de *diferentes* tipos de registros sólo puede tener un padre real; todos los demás deben representarse como padres virtuales.

Por añadidura, cada SGBD puede tener sus propias reglas de integridad adicionales únicas para su implementación. En IMS, por ejemplo, un tipo de registros puede ser el padre virtual en *sólo un* tipo de VPHV. Esto implica que el esquema de la figura 11.10 *no* está permitido en IMS, porque el registro EMPLEADO es padre virtual en cuatro VPHV distintos. Otra regla en IMS es que un tipo de registros raíz no *puede* ser un tipo de registros hijo virtual en un tipo de VPHV.

Cuaiesquier otras restricciones que no estén implícitas en un esquema jerárquico las deberán imponer explícitamente los programadores en los programas de actualización de la base de datos. Por ejemplo, si se actualiza un registro duplicado, es el programa de actualización el que debe asegurarse de que todas las copias se actualicen de la misma manera.

11*A* Definición de datos en el modelo jerárquico*

En esta sección presentaremos un ejemplo de lenguaje de definición de datos jerárquico (**HDDL:** *hierarchical data definition language),* que *no* es el lenguaje de ningún SGBD jerárquico específico, pero que nos permitirá ilustrar los conceptos lingüísticos de una base de datos jerárquica. El **HDDL** ilustra cómo puede definirse un esquema de base de datos jerárquica. Parte de la terminología que se usa aquí es diferente de la de IMS y de la de otros SGBD jerárquicos. Para definir un esquema de base de datos jerárquica, debemos definir los campos de cada tipo de registros, el tipo de datos de cada campo y cuaiesquier restricciones de clave sobre los campos. Además, debemos especificar un tipo de registros raíz como tal; y para cada tipo de registros no raíz, será preciso especificar su padre (real) en un tipo de VPH. También tendremos que especificar todos los VPHV.

La figura 11.11 muestra la especificación en HDDL del esquema de base de datos de la figura 11.10. La mayor parte de los enunciados no requieren mayor explicación. En los SGBD jerárquicos reales, la sintaxis suele ser más compleja y, como mencionamos antes, la terminología puede ser diferente. Observe también que algunas de las estructuras, como la representación de EMPLEADO como padre virtual en más de un tipo de VPHV, podría estar prohibida en algunos SGBD jerárquicos, como IMS.

En la figura 11.11, cada tipo de registros se declara como tipo raíz o bien se declara un solo tipo de registros padre (real) para ese tipo de registros. En seguida se listan los elementos de información del registro junto con sus tipos de datos. Debemos especificar un padre virtual para los elementos de información de tipo *apuntador (pointer)*. Los elementos de información declarados por la cláusula KEY (clave) deben tener valores únicos para cada registro. Cada cláusula KEY especifica una clave independiente; si una de estas cláusulas lista más de un campo, la combinación de los valores de estos campos debe ser única en cada registro.

La cláusula CHILD NUMBER (número de hijo) especifica el orden de izquierda a derecha de un tipo de registros hijo bajo su tipo de registros padre (real). En la figura 11.11 esto corresponde al orden de izquierda a derecha que se muestra en la figura 11.10 y es necesaria para especificar el orden de los subárboles hijos de diferentes tipos de registros hijo bajo un registro padre en la secuencia jerárquica. Por ejemplo, debajo de un registro EMPLEADO tenemos primero todos los subárboles de sus registros hijo DEPENDIENTE (CHILD NUMBER = 1), y luego todos los subárboles de sus registros hijo SUPERVISADOSE (CHILD NUMBER = 2) en la secuencia jerárquica.

La cláusula ORDER BY (ordenar por) especifica el orden de los registros individuales del mismo tipo en la secuencia jerárquica. En el caso de un tipo de registros raíz, esto especifica el orden de los árboles de ocurrencia. Por ejemplo, los registros EMPLEADO están ordenados alfabéticamente según estos campos. En el caso de tipos de registros no raíz, la cláusula ORDER BY indica cómo deben ordenarse los registros dentro *de cada registro padre,* especificando un campo llamado clave de secuencia. Por ejemplo, los registros PROYECTO controlados por un cierto DEPARTAMENTO tendrán sus subárboles en orden alfabético dentro del mismo registro DEPARTAMENTO padre por NOMBREPR, de acuerdo con la figura 11.11.

11.5 Uso de la transformación ER-jerárquico para el diseño de bases de datos jerárquicas*

En el modelo jerárquico, sólo los tipos de vínculos 1:N pueden representarse en una jerarquía específica como tipos de vínculos padre-hijo (VPH). Por añadidura, un tipo de registros puede tener como máximo un tipo de registros padre (real); por tanto, los tipos de vínculos M : N son difíciles de representar. Entre las posibles formas de representar los tipos de vínculos M : N en una base de datos jerárquica están las siguientes:

- Representar el tipo de vínculos M : N como si fuera 1:N. En este caso, los ejemplares de registros del lado N se duplicarán porque cada uno puede estar relacionado con varios padres. Esta representación mantiene todos los tipos de registros en una sola jerarquía *a expensas de duplicar ejemplares de registros.* Los programas de aplicación que actualizan la base de datos deben mantener la consistencia de las copias.


```
SCHEMA NAME = COMPAÑÍA

HIERARCHIES = JERARQUÍA1, JERARQUÍA2

RECORD
      NAME = EMPLEADO
      TYPE = ROOT OF JERARQUÍA2
      DATA ITEMS =
            NOMBREP     CHARACTER 15
            INIC        CHARACTER 1
            APELLIDO    CHARACTER 15
            NSS         CHARACTER 9
            FECHAN      CHARACTER 9
            DIRECCIÓN   CHARACTER 30
            SEXO        CHARACTER 1
            SALARIO     CHARACTER 10
      KEY = NSS
      ORDER BY APELLIDO, NOMBREP

RECORD
      NAME = DEPARTAMENTO
      TYPE = ROOT OF JERARQUÍA1
      DATA ITEMS =
            NOMBRED     CHARACTER 15
            NÚMEROD     INTEGER
      KEY = NOMBRED
      KEY = NÚMEROD
      ORDER BY NOMBRED

RECORD
      NAME = LUGARESD
      PARENT = DEPARTAMENTO
      CHILD NUMBER = 1
      DATA ITEMS =
            LUGAR       CHARACTER 15

RECORD
      NAME = GERENTED
      PARENT = DEPARTAMENTO
      CHILD NUMBER = 3
      DATA ITEMS =
            FECHAINICGTE     CHARACTER 9
            APUNTG           POINTER WITH VIRTUAL PARENT = EMPLEADO

RECORD
      NAME = PROYECTO
      PARENT = DEPARTAMENTO
      CHILD NUMBER = 4
      DATA ITEMS =
            NOMBREPR    CHARACTER 15
            NÚMEROP     INTEGER
            LUGARP      CHARACTER 15
      KEY = NOMBREPR
      KEY = NÚMEROP
      ORDER BY NOMBREPR
```

Figura 11.11 Declaraciones para el esquema jerárquico de la figui

(continúa en la siguiente página)

```
RECORD
    NAME = TRABAJADORP
    PARENT = PROYECTO
    CHILD NUMBER = 1
    DATA ITEMS =
        HORAS        CHARACTER 4
        APUNTT       POINTER WITH VIRTUAL PARENT = EMPLEADO

RECORD
    NAME = EMPLEADOSD
    PARENT = DEPARTAMENTO
    CHILD NUMBER = 2
    DATA ITEMS =
        APUNTE       POINTER WITH VIRTUAL PARENT = EMPLEADO

RECORD
    NAME = SUPERVISADOSE
    PARENT = EMPLEADO
    CHILD NUMBER = 2
    DATA ITEMS =
        APUNTS       POINTER WITH VIRTUAL PARENT = EMPLEADO

RECORD
    NAME = DEPENDIENTE
    PARENT = EMPLEADO
    CHILD NUMBER = 1
    DATA ITEMS =
        NOMBREDEP    CHARACTER 15
        SEXO         CHARACTER 1
        FECHANAC     CHARACTER 9
        PARENTESCO   CHARACTER 10
        ORDER BY DESC FECHANAC
```

Figura 11.11 *(cmtinuación)* Declaraciones para el esquema jerárquico de la figura 11.10.

- Crear más de una jerarquía y tener tipos de vínculos padre-hijo virtuales (VPHV) (apuntadores lógicos) a partir de un tipo de registros que aparece en una jerarquía al tipo de registros raíz de otra jerarquía. Estos apuntadores pueden servir para representar el tipo de vínculos M : N en forma similar a la empleada en el modelo de red. A un así, una restricción, adoptada del modelo del SGBD en IMS, impide que un tipo de registros tenga más de un hijo virtual.

Como se deben considerar múltiples opciones, no existe un método estándar para transformar un esquema ER a un esquema jerárquico. Ilustraremos las dos posibilidades antes analizadas con dos esquemas jerárquicos (véanse las Figs. 11.12 (a) y (b)), con los que podemos representar el esquema ER de la figura 3.2. Una tercera alternativa es la que se muestra en la figura 11.10.

La figura 11.12 (a) muestra una sola jerarquía que puede servir para representar el esquema ER de la figura 3.2. Escogemos DEPARTAMENTO como tipo de registros raíz de la jerarquía. Los tipos de vínculos 1 : N PERTENECE_A y CONTROLA, así como el tipo de vínculos 1:1 DIRIGE, se representan en el primer nivel de la jerarquía mediante los tipos de registros EMPLEADO, PROYECTO y GERENTE_DEPTO, respectivamente. No obstante, a fin de limitar la redundancia, sólo mantendremos algunos de los atributos de un empleado que es gerente en

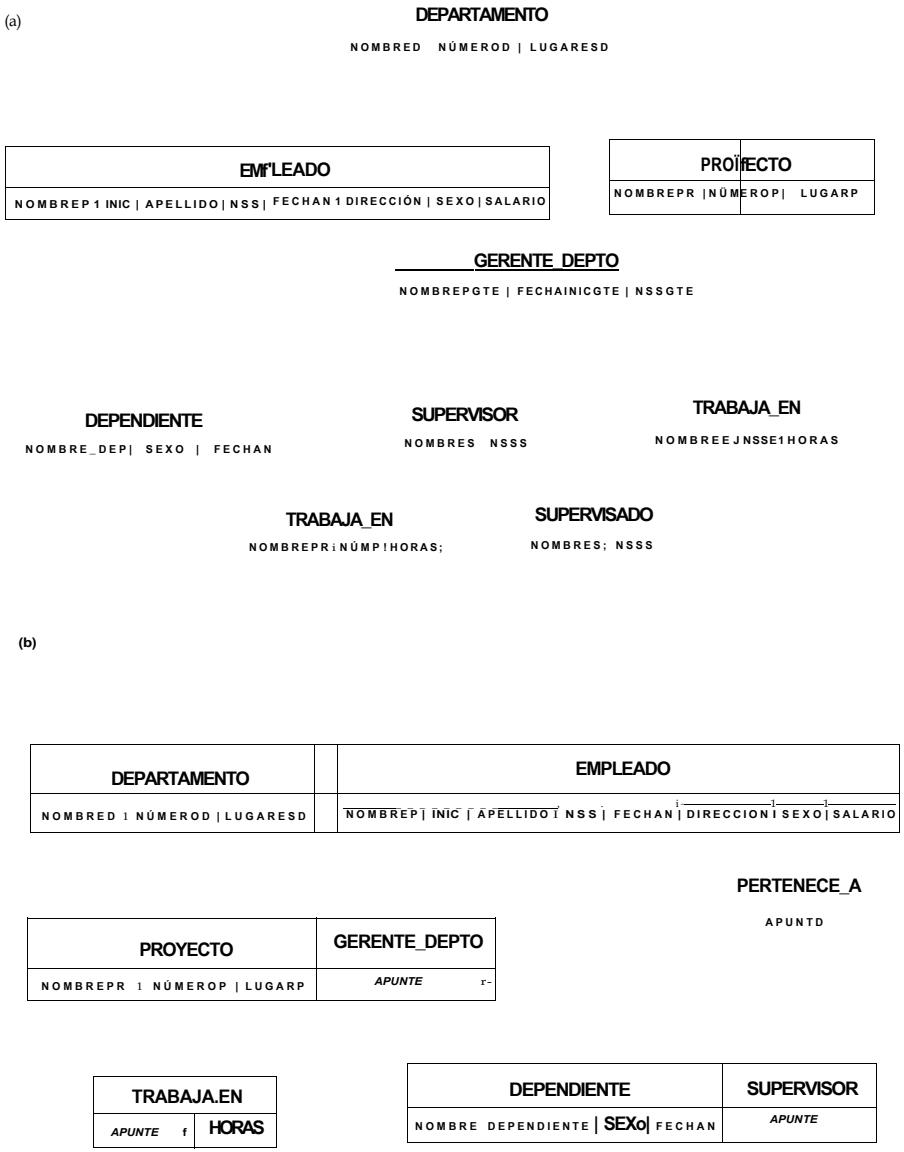


Figura 11.12 Transformación del esquema ER de la figura 3.2 al modelo jerárquico. (a) Esquema jerárquico de la base de datos COMPAÑÍA con una sola jerarquía, (b) Otro esquema jerárquico para la misma base de datos con dos jerarquías y cuatro VPHV.

el tipo de registros GERENTE_DEPTO. Los registros EMPLEADO de un árbol jerárquico propiedad de un registro DEPARTAMENTO dado representarán a los empleados que pertenecen a ese departamento. De manera similar, los registros PROYECTO representarán los proyectos controlados por ese departamento, y el registro GERENTE_DEPTO representará al empleado que dirige dicho departamento. Así, un empleado que es gerente se representa dos veces: una como ejemplar de EMPLEADO y la segunda como ejemplar de GERENTE_DEPTO. Los programas de aplicación tienen la obligación de mantener estas copias en un estado consistente.

El tipo de vínculos 1:N DEPENDIENTES_DE se representa con el tipo de registros DEPENDIENTE como subordinado de EMPLEADO (aquí no se incluyó el atributo PARENTESCO de DEPENDIENTE). El tipo de vínculos M : N TRABAJA_EN se representa como subordinado de PROYECTO, pero sólo se incluyen el NOMBREE y el NSSE del empleado en TRABAJA_EN, junto con el atributo HORAS. Un empleado que trabaje en un número determinado de proyectos distintos se almacenará en ese mismo número de copias de ejemplares de registro TRABAJA_EN con valores idénticos de NOMBREE y NSSE. El resto de la información sobre el empleado no se repetirá en TRABAJA_EN, a fin de abatir la redundancia. Observe que cada registro TRABAJA_EN representa uno de los empleados que trabajan en un proyecto dado. Como alternativa, podríamos representar TRABAJA_EN como un tipo de registros subordinado de EMPLEADO, en cuyo caso cada registro TRABAJA_EN representaría uno de los proyectos en los que trabaja un empleado, y sus campos serían NOMBREPR, NÚMEROP y HORAS, como se indica en la figura 11.12(a) con el cuadro de líneas punteadas de TRABAJA_EN. En el segundo caso, la información de PROYECTO se duplicaría en varias copias de los registros TRABAJA_EN.

Por último, el tipo de vínculos SUPERVISIÓN se representa como subordinado de EMPLEADO. Podríamos optar por representarlo en el papel de supervisor o bien en el de supervisado. En la figura 11.12(a) cada registro SUPERVISOR representa al supervisor del registro EMPLEADO propietario en la jerarquía, así que el vínculo jerárquico representa el papel de supervisor; cada empleado tiene un solo registro SUPERVISOR hijo que representa a su supervisor directo. Como alternativa, podríamos representar el papel de supervisado en el vínculo jerárquico; en tal caso, cada registro EMPLEADO que representara a un empleado supervisor se relacionaría con (posiblemente) muchos supervisados directos como registros hijo. Esto se muestra con líneas punteadas en el cuadro SUPERVISADO de la figura 11.12(a). En ambos casos, la información de EMPLEADO se repite en los registros SUPERVISOR o SUPERVISADO, por lo que sólo incluimos unos cuantos de los atributos de EMPLEADO.

En la figura 11.12(a) hay una repetición excesiva de información sobre los empleados en los tipos de registros EMPLEADO, GERENTE_DEPTO, TRABAJA_EN y SUPERVISOR, porque todos representan a empleados en diversos papeles. Podemos limitar un tanto la repetición si representamos el esquema de la figura 3.2 con dos o más jerarquías. En la figura 11.12(b) intervienen dos jerarquías. La primera tiene DEPARTAMENTO como tipo de registros raíz y representa los tipos de vínculos CONTROLA, DIRIGE y TRABAJA_EN. La segunda jerarquía tiene EMPLEADO como tipo de registros raíz y representa los tipos de vínculos DEPENDIENTES_DE y SUPERVISIÓN. Si usamos vínculos padre-hijo virtuales y apuntadores virtuales en los tipo de registros TRABAJA_EN, GERENTE_DEPTO y SUPERVISOR, no repetiremos la información de ningún empleado. Cada apuntador apuntará a un registro EMPLEADO, pero la información sobre el empleado se almacenará una sola vez como registro raíz de la segunda jerarquía. El tipo de vínculos PERTENECE_A se representa con un hijo del registro EMPLEADO, llamado PERTENECE_A, cuyo padre virtual es DEPARTAMENTO.[1]

[1]Esto se hace porque en IMS el registro raíz EMPLEADO *no puede* tener un padre virtual.

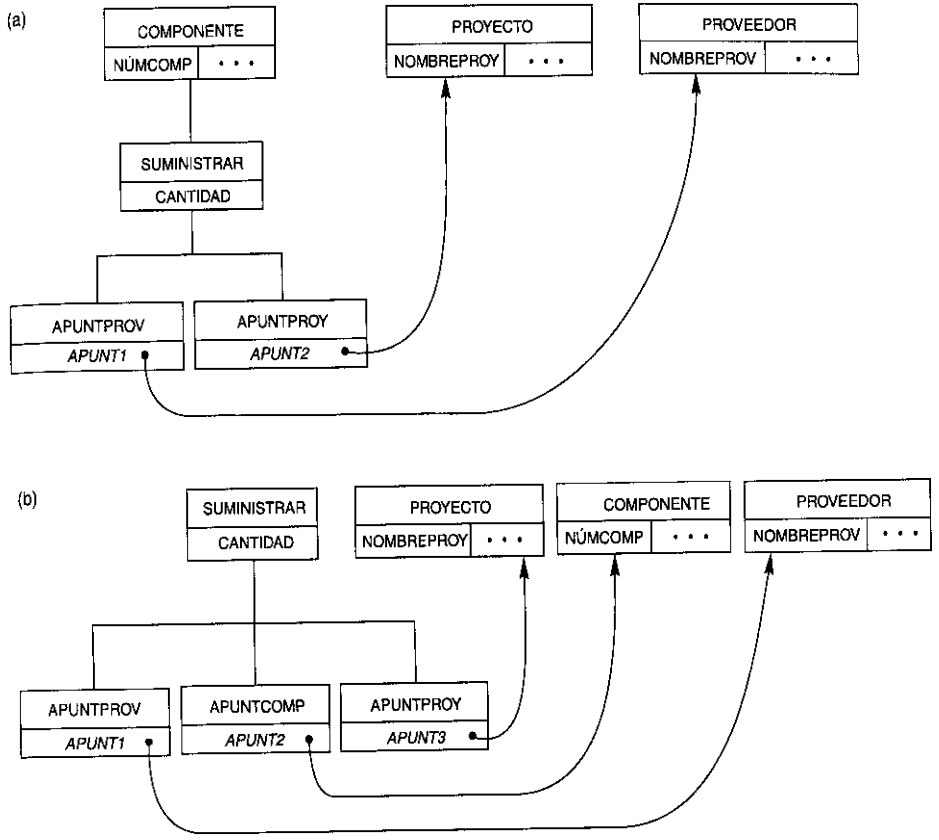


Figura 11.13 Transformación de un tipo de vínculos n-ario (n = 3) SUMINISTRAR del modelo ER al jerárquico, (a) Una opción para representar un vínculo ternario, (b) Representación de un vínculo ternario con tres tipos de VPHV.

Por último, consideremos la transformación de los tipos de vínculos n-arios, con n > 2. La figura 11.13 muestra dos opciones para establecer la transformación del tipo de vínculos ternario SUMINISTRAR de la figura 3.16(a). Debido a la restricción, derivada de IMS, por la cual un tipo de registros no puede tener más de un padre virtual, no podemos colocar SUMINISTRAR debajo de COMPONENTE, digamos, e incluir dos apuntadores a dos padres virtuales PROYECTO y PROVEEDOR. La opción de la figura 11.13(a) crea *dos tipos de registros apuntadores* bajo SUMINISTRAR con los padres virtuales PROYECTO y PROVEEDOR. Otra opción, como se ve en la figura 11.13(b), consistiría en que SUMINISTRAR fuera raíz de una jerarquía y se crearan tres tipos de registros apuntadores bajo ella que apuntaran a los tipos de registros participantes como padres virtuales. Esta opción es la que ofrece más flexibilidad.

Es evidente que el modelo jerárquico ofrece muchas opciones para representar el mismo esquema ER, y podríamos haber empleado muchas otras representaciones además de las que vimos. Las cuestiones de acceso eficiente a los datos y de limitar la redundancia vs. facilitar la obtención son importantes al elegir una representación específica. En general, se considera que el modelo jerárquico es inferior, en cuanto a su capacidad de modelado, que el modelo relacional y el modelo de red, por las siguientes razones:

- Los tipos de vínculos M : N sólo pueden representarse añadiendo registros redundantes o usando vínculos padre-hijo virtuales y registros apuntadores.
- Todos los tipos de vínculos 1 :N en una jerarquía se deben mantener en la misma dirección.
- Un tipo de registros en una jerarquía puede tener cuando más un tipo de registros propietario (real).
- Un tipo de registros puede tener cuando más dos padres: uno real y uno virtual. (Esta limitación es específica de IMS.)

11.6 Lenguaje de manipulación de datos para el modelo jerárquico*

A continuación estudiaremos el HDML *(Hierarchical Data Manipulation Language:* lenguaje de manipulación de datos jerárquicos), que es un lenguaje de registro por registro para manipular bases de datos jerárquicas. Las órdenes del lenguaje deben estar incorporadas en un lenguaje de programación de aplicación general, el denominado lenguaje **anfitrión.** Aunque lo más común es que COBOL o PL/1 sean los lenguajes anfitriones, usaremos PASCAL en nuestros ejemplos para mantener la congruencia con el resto del libro. Cabe señalar que HDML *no* es un lenguaje para un SGBD jerárquico en particular; con él, aquí sólo queremos ilustrar los conceptos de un lenguaje de manipulación de bases de datos jerárquicas. Para empezar, presentaremos el concepto general de área de trabajo del usuario para su comunicación con el sistema, junto con algunos conceptos de indicadores de actualidad.

1 L6.1 *Area de trabajo del usuario (UWÁ) y conceptos de indicadores de actualidad para usar órdenes de* HDML

En un lenguaje de registro por registro, una operación de obtención de base de datos coloca los registros obtenidos en **variables de programa.** En nuestros ejemplos, los registros de base de datos obtenidos se colocarán en variables de programa PASCAL. Así, el programa puede hacer referencia a estas variables para tener acceso a los valores de los campos de los registros. Suponemos que se ha declarado un tipo de registros PASCAL para cada uno de los tipos de registros que aparecen en el esquema de la figura 11.10. Las variables de programa PASCAL, que se muestran en la figura 11.14, utilizan los *mismos nombres de campos* que los del esquema de base de datos de la figura 11.10, pero los *nombres de registros* llevan el prefijo P_. Estas variables de programa existen en lo que a menudo recibe el nombre de **área de tra* bajo del usuario.** Observe que es posible declarar automáticamente estas variables haciendo referencia al esquema de base de datos declarado en la figura 11.11. En un principio, los valores de estas variables de registro no estarán definidos. Siempre que una operación de obtención de datos lea un registro de un cierto tipo, lo colocará en la variable de programa UWA correspondiente.


```
var P_EMPLEADO          record
                        NOMBREP: packed array [1 ..15] of char;
                        INIC: char;
                        APELLIDO: packed array [1 ..15] of char;
                        NSS: packed array [1 ..9] of char;
                        FECHAN: packed array [1 ..9] of char;
                        DIRECCIÓN: packed array [1 ..30] of char;
                        SEXO: char;
                        SALARIO: packed array [1 ..10] of char
                        end;
    P_DEPARTAMENTO:     record
                        NOMBRED: packed array [1 ..15] of char;
                        NÚMEROD: integer
                        end;
    PJJJGARESD          record
                        LUGAR: packed array [1 ..15] of char
                        end;
    P_GERENTED          record
                        FECHAINICGTE: packed array [1 ..9] of char;
                        APUNTG: database pointer to EMPLEADO
                        end;
    P_PROYECTO          record
                        NOMBREPR: packed array [1 ..15] of char;
                        NÚMEROP: integer;
                        LUGARP: packed array [1 ..15] of char
                        end;
    P_TRABAJADORP :     record
                        HORAS: packed array [1 ..4] of char;
                        APUNTT: database pointer to EMPLEADO
                        end;
    P_EMPLEADOSD :      record
                        APUNTE: database pointer to EMPLEADO
                        end;
    P_SUPERVISADOE :    record
                        APUNTS: database pointer to EMPLEADO
                        end;
    P_DEPENDIENTE :     record
                        NOMBREDEP: packed array [1..15] of char;
                        SEXO: char;
                        FECHANAC: packed array [1..9] of char;
                        PARENTESCO: packed array [1..10] of char
                        end;
```

Figura 11.14 Variables de programa PASCAL en el UWA correspondientes a parte del esquema jerárquico de la figura 11.10.

El HDML se basa en el concepto de **secuencia jerárquica** definido en la sección 11.1. Después de cada orden de base de datos, el último registro al que tuvo acceso la orden es el **registro actual de la base de datos.** El SGBD mantiene un apuntador al registro actual. Las órdenes de base de datos subsecuentes proceden *del registro actual* y pueden definir un nuevo registro actual, según el tipo de la orden. Así pues, las órdenes de HDML recorren la base de datos jerárquica obteniendo los registros solicitados por la consulta. Originalmente, el registro actual de la base de datos es un "registro imaginario", situado justo antes del registro raíz del primer árbol de ocurrencia en la base de datos.

Si una base de datos contiene más de un esquema jerárquico, y estas jerarquías se procesan juntas, con el sistema IMS se podrá definir una vista de usuario para crear un esquema

jerárquico personalizado que incluya los tipos de registros que se desea conectar mediante tipos de VPHV.[5] Estas vistas se tratan como un solo **esquema jerárquico** y cada una tiene su propio **registro actual de base de datos.** Puesto que no es nuestra intención detallar la definición y el proceso de tales vistas, supondremos, por comodidad, que *cada esquema jerárquico* tiene su propio **registro actual de jerarquía.** IMS también puede recordar el último registro *de cada tipo de registros* al que tuvo acceso, por lo que supondremos que el sistema sigue la pista del **actual de tipo de registros** para *cada tipo de registros:* éste es un apuntador al último registro de ese tipo al que se tuvo acceso. Las órdenes de HDML se refieren implícitamente a estos tres tipos de **indicadores de actualidad:**

- Actual de base de datos.
- Actual de jerarquía para cada esquema jerárquico.
- Actual de tipo de registros para cada tipo de registros.

La programación registro por registro requiere una interacción continua entre el programa usuario y el SGBD. La **información de estado** que cada orden de base de datos tiene al final se debe comunicar de vuelta al programa, y esto se hace mediante una variable llamada DB__STATUS, cuyo valor lo establece el software de SGBD después de ejecutar cada orden de base de datos. Supondremos que un valor de DB_STATUS = 0 especifica que la última orden se ejecutó con éxito.

Las órdenes de HDML se pueden clasificar como órdenes de obtención de datos, órdenes de actualización y órdenes de retención de actualidad. Las **órdenes de obtención de datos** leen uno o más registros de la base de datos colocándolos en las variables correspondientes, y pueden modificar algunos indicadores de actualidad. Las **órdenes de actualización** sirven para insertar, eliminar y modificar registros de la base de datos. Las **órdenes de retención de actualidad** se emplean para marcar el registro actual de modo que una orden subsecuente lo pueda actualizar o eliminar. La tabla 11.1 muestra un resumen de las órdenes de HDML.

A continuación estudiaremos cada una de estas órdenes e ilustraremos nuestro análisis con ejemplos basados en el esquema de la figura 11.10. En los segmentos de programa, *las órdenes de* HDML *llevan un signo $ como prefijo* para distinguirlas de las instrucciones del lenguaje PASCAL. Las palabras reservadas de este último —como if, then, while y for— se escribirán en minúsculas.

11.6.2 *La orden* GET

La orden de HDML para obtener un registro es GET. Esta orden tiene muchas variaciones; la estructura de dos de ellas es la siguiente, donde las partes opcionales se encierran entre corchetes [...]:

- **GET FIRST**[6] **<nombre de tipo de registros> [WHERE <condición>]**
- **GET NEXT <nombre de tipo de registros> [WHERE <condición>]**

La variación más simple es la orden GET FIRST (obtener el primero), que siempre comienza a buscar en la base de datos a partir del *principio de la secuencia jerárquica* hasta encontrar la primera ocurrencia de registro del <nombre de tipo de registros> que satisface <condición>. Este registro también se convierte en el actual de base de datos,

[5] En IMS estos esquemas de "vistas" se llaman bases de datos lógicas y en la sección 11.7.3 los estudiaremos brevemente.
[6] Esto es similar a la orden GET UNIQUE (GU: obtener único) de IMS.

Tabla 11.1 Resumen de órdenes de HDML

OBTENCIÓN DE DATOS	
GET	OBTENER UN REGISTRO, COLOCARLO EN LA VARIABLE DE PROGRAMA CORRESPONDIENTE Y CONVERTIRLO EN EL REGISTRO ACTUAL. LAS VARIACIONES INCLUYEN GET FIRST, GET NEXT; GET NEXT WITHIN PARENT Y GET PATH.
ACTUALIZACIÓN DE REGISTROS	
INSERT	ALMACENAR UN NUEVO REGISTRO EN LA BASE DE DATOS Y CONVERTIRLO EN EL REGISTRO ACTUAL
DELETE	ELIMINAR DE LA BASE DE DATOS EL REGISTRO ACTUAL (Y SU SUBÁRBOL)
REPLACE	MODIFICAR ALGUNOS CAMPOS DEL REGISTRO ACTUAL
RETENCIÓN DE ACTUALIDAD	
GET HOLD	OBTENER UN REGISTRO Y MANTENERLO COMO REGISTRO ACTUAL PARA PODERLO ELIMINAR O REEMPLAZAR POSTERIORMENTE

actual de jerarquía y actual de tipo de registros, y se coloca en la variable de programa UWA correspondiente. Por ejemplo, si queremos obtener el "primer" registro EMPLEADO de la secuencia jerárquica cuyo nombre sea José Silva, escribiremos Ej1:

```
EJ1: $GET FIRST EMPLEADO WHERE NOMBREP='José' AND APELLIDO='Silva';
```

El SGBD usa la condición que sigue a WHERE para buscar el primer registro, en el orden de la secuencia jerárquica, que satisface la condición y pertenece al tipo de registros especificado. El valor de DB_STATUS se pone en cero *si la búsqueda tiene éxito;* en caso contrario, DB_STATUS adopta algún otro valor —digamos, 1— que indica *no se encontró.* Otros errores o excepciones se indican con otros valores de DB_STATUS.

Si más de un registro de la base de datos satisface la condición WHERE y queremos obtenerlos todos, deberemos escribir una construcción cíclica en el programa anfitrión y usar la orden GET NEXT (obtener el siguiente). Suponemos que esta orden inicia su búsqueda a partir del *registro actual del tipo de registros especificado en* GET NEXT[7] y busca hacia adelante en la secuencia jerárquica hasta encontrar otro registro del tipo especificado que satisfaga la condición WHERE. Por ejemplo, si queremos obtener los registros de todos los empleados cuyo salario sea menor que $20 000 e imprimir un listado de sus nombres, podemos escribir un segmento de programa como el de Ej2:

```
EJ2: $GET FIRST EMPLEADO WHERE SALARIO < '20000.00';
     while DB_STATUS = 0 do
          begín
          writeln (P_EMPLEADO.NOMBREP, P_EMPLEADO.APELLIDO);
          $GET NEXT EMPLEADO WHERE SALARIO < '20000.00'
          end;
```

[7] Por lo regular, las órdenes de IMS parten del *actual de base de datos,* no del actual del tipo de registros especificado, como ocurre con las órdenes de HDML.

En Ej2, el ciclo *while* continúa hasta que no se encuentran más registros EMPLEADO en la base de datos que satisfagan la condición WHERE; por tanto, la búsqueda continúa hasta el último registro de la base de datos (en la secuencia jerárquica). Cuando no se encuentren más registros, DB_STATUS adquirirá un valor distinto de cero (un código que indica "se llegó al final de la base de datos") y el ciclo concluirá. Cabe señalar que la condición WHERE en las órdenes GET es opcional. Si no hay condición, se obtiene el siguiente registro, en el orden de la secuencia jerárquica, del tipo de registros especificado. Por ejemplo, para obtener todos los registros EMPLEADO de la base de datos, podemos usar Ej3:

```
EJ3: $GET FIRST EMPLEADO;
       while DB_STATUS = 0 do
             begin
             writeln (P_EMPLEADO.NOMBREP, P_EMPLEADO.APELLIDO);
             $GET NEXT EMPLEADO
             end;
```

11.6.3 *Las órdenes GET PATH y GET NEXT WITHIN PARENT*

Hasta aquí hemos considerado la obtención de registros individuales mediante la orden GET. Sin embargo, cuando necesitamos obtener un registro ubicado en las profundidades de la jerarquía, podemos basar nuestra obtención en una serie de condiciones que deben satisfacer los registros a lo largo de todo el camino jerárquico. Para poder manejar esto, introducimos la orden GET PATH (obtener camino):

```
GET (FIRST | NEXT) PATH <camino jerárqukx» [ WHERE <condición> ]
```

Aquí, <camino jerárquico> es una lista de tipos de registros que comienza con la raíz y sigue un camino por el esquema jerárquico, y <condición> es una expresión booleana que especifica condiciones sobre los tipos de registros individuales que están en dicho camino. Dado que es posible especificar varios tipos de registros, los nombres de los campos llevan como prefijo el nombre de su tipo de registros en <condición>. Por ejemplo, consideremos la siguiente consulta: "Imprimir una lista de los apellidos y fechas de nacimiento de todos los pares empleado-dependiente, donde ambos tengan José como nombre de pila." Esto se muestra en Ej4:

```
EJ4:  $GET FIRST PATH EMPLEADO, DEPENDIENTE
      WHERE EMPLEADO.NOMBREP='José'AND DEPENDIENTE.NOMBREDEP='José';
      while DB_STATUS = 0 do
            begin
            writeln (P_EMPLEADO.APELLIDO, P_EMPLEADO.FECHAN,
                  P_DEPENDIENTE.FECHANAC);
      $GET NEXT PATH EMPLEADO, DEPENDIENTE
                  WHERE EMPLEADO.NOMBREP='José' AND
                  DEPENDIENTE.NOMBREDEP='José'
      end;
```

Suponemos que una orden GET PATH obtiene *todos los registros a lo largo del camino especificado* y los coloca en las variables UWA[1], y que el último registro del camino se convierte en

[1] IMS permite especificar que sólo han de obtenerse *algunos* de los registros en el camino.

el registro actual de la base de datos. Además, todos los registros en ese camino se convierten en los *registros actuales de sus respectivos tipos de registros.*

Otro tipo de consulta muy común consiste en buscar todos los registros de un tipo dado que tengan *el mismo registro padre.* En este caso necesitamos la orden GET NEXT WITHIN PARENT (obtener el siguiente dentro del padre), que puede servir para recorrer todos los registros hijo de un registro padre y tiene el siguiente formato:

```
GET NEXT <nombre de tipo de registros hijo
      WITHIN [ VIRTUAL ] PARENT [ <nombre de tipo de registros padre> ]
      [ WHERE <condición> ]
```

Esta orden obtiene el siguiente registro del tipo de registros hijo buscando hacia adelante el siguiente registro hijo *propiedad del registro padre actual* a partir del *actual del tipo de registros hijo.* Si no se encuentran más registros hijo, DB_STATUS adquiere un valor distinto de cero para indicar que "no hay más registros del tipo de registros hijo especificado que tengan el mismo padre que el registro padre actual". El <nombre de tipo de registros padre> es *opcional,* y su especificación por omisión es el tipo de registros padre (real) inmediato del <nombre de tipo de registros hijo>. Por ejemplo, si queremos obtener los nombres de todos los proyectos controlados por el departamento de investigación, podemos escribir el segmento de programa que se muestta en Ej5:

```
EJ5:  $GET FIRST PATH DEPARTAMENTO, PROYECTO
            WHERE NOMBRED='Investigación';
            (* esto establece el registro DEPARTAMENTO de
              'Investigación' como padre actual del tipo DEPARTAMENTO
              y obtiene el primer registro PROYECTO hijo bajo ese
              registro DEPARTAMENTO *)
      while DB.STATUS = 0 do
            begin
            writeln (P_PROYECTO.NOMBREPR);
             $GET NEXT PROYECTO WITHIN PARENT
            end;
```

En Ej5 podríamos escribir "WITHIN PARENT DEPARTAMENTO", en vez de sólo "WITHIN PARENT" en la orden GET NEXT, con el mismo resultado, porque DEPARTAMENTO es el tipo de registros padre inmediato de PROYECTO. Sin embargo, si queremos obtener todos los registros propiedad de un padre que no *sea el padre inmediato* — por ejemplo, todos los registros TRABAJADORP propiedad del mismo registro DEPARTAMENTO— deberemos especificar DEPARTAMENTO como tipo de registros padre en la cláusula "WITHIN PARENT".

Adviértase que hay dos métodos principales para establecer explícitamente un registro padre como registro actual:

- Si usamos GET FIRST o GET NEXT, el registro obtenido se convierte en el registro padre actual.
- Si usamos la orden GET PATH, se establece un camino jerárquico de registros padre actuales de sus respectivos tipos de registros. Esto también puede obtener el *primer registro hijo,* como se ilustra en Ej5, para poder emitir órdenes GET NEXT WITHIN PARENT subsecuentes.

[1] En IMS no hay forma de obtener todos los hijos de un padre virtual como aquí sin definir una vista de la base de datos.

Podemos reescribir Ej4 sin la orden GET PATH si usamos un ciclo para buscar los empleados cuyo NOMBREP sea 'José' y un ciclo anidado con GET NEXT WITHIN PARENT para buscar cualesquier DEPENDIENTES de cada uno de esos EMPLEADOS con NOMBREDEP = 'José'. Sin embargo, la orden GET PATH nos permite hacer esto de manera más directa y con *un menor número de llamadas* al SGBD.

Con otra variación más de la orden GET podemos localizar el registro padre real o virtual del *registro actual de un tipo de registros hijo especificado:**

```
GET [ VIRTUAL ] PARENT <nombre de tipo de registros padre>
OF <nombre de tipo de registros hijo>
```

Por ejemplo, si queremos obtener los nombres y horas por semana de todos los empleados que trabajan en 'ProyectoX', podemos usar la orden GET PARENT, como en Ejó:

```
EJ6:  $GET FIRST PATH DEPARTAMENTO, PROYECTO, TRABAJADORP
        WHERE NOMBREPR='ProyectoX'; (* establecer el registro padre y
                                       obtener el primer hijo *)
      while DB_STATUS = 0 do
            begin
            $GET VIRTUAL PARENT EMPLEADO OF TRABAJADORP;
            if DB_STATUS=0 then
                  writeln (P_EMPLEADO.APELLIDO, P_EMPLEADO.NOMBREP,
                  P.TRABAJADORPHORAS)
                  else writeln ('error-no tiene padre virtual EMPLEADO');
            $GET NEXT TRABAJADORP WITHIN PARENT PROYECTO
            end;
```

Observe que podemos usar una condición WHERE con la orden GET NEXT WITHIN PARENT. Por ejemplo, para obtener los nombres de los empleados que trabajan más de cinco horas a la semana en el 'ProyectoX', podemos cambiar la orden GET NEXT WITHIN PARENT de Ejó a:

```
$GET NEXT TRABAJADORP WITHIN PARENT PROYECTO WHERE HORAS > '5.0';
```

También deberemos hacer la modificación apropiada a la orden GET FIRST PATH. Así como permitimos el recorrido de un VPHV del hijo al padre, como en Ejó, también podemos recorrerlo del padre al hijo con la siguiente modificación de la orden:

```
GET NEXT <nombre de tipo de registros hijo virtual>
     WITHIN PARENT <nombre de tipo de registros padre virtual>
```

11.6.4 *Cálculo de funciones agregadas*

Las funciones agregadas como CUENTA y PROMEDIO las debe implementar explícitamente el programador, mediante los recursos del lenguaje de programación anfitrión. Por ejemplo,

*En IMS no se cuenta con una contraparte de esta orden que no use lo que en IMS se llama una base de datos lógica, que "oculta" esta operación considerando a un padre virtual y a un hijo virtual como un solo registro.

para calcular el número de empleados que trabajan en cada departamento y su salario medio, podemos escribir Ej7:

```
EJ7:  $GET FIRST PATH DEPARTAMENTO, EMPLEADOSD;
      while DB_STATUS = 0 do
            begin
            sal_total:=0;núm_de_emps:=0;writeln(P_DEPARTAMENTO.NOMBRED);
            (* nombre del departamento *)
            while DB.STATUS = 0 do
                  begin
                  $GET VIRTUAL PARENT EMPLEADO;
                  sal_total:=sal_total + conv_sal(P_EMPLEADO.SALARIO);
                  núm_de_emps:=núm_de_emps + 1;
                  $GET NEXT EMPLEADOSD WITHIN PARENT DEPARTAMENTO
                  end;
                      writeln('núm. de empleados =', núm_de_emps, 'salario
                      medio de emps =', sal_total/núm_de_emps);
                      $GET NEXT PATH DEPARTAMENTO, EMPLEADOSD
                      end;
```

Para calcular el salario total y el número de empleados, es preciso declarar variables de programa, así que suponemos que se declararon las variables sal_total:real y núm_de_emps:integer en la cabecera del programa, así como una función conv_sal:real de PASCAL que convierta un valor de salario de cadena a número real.

11.6.5 *Órdenes de* HDML *para actualización*

Las órdenes de HDML para actualizar una base de datos jerárquica se muestran en la tabla 11.1. La orden INSERT sirve para insertar un registro nuevo. Antes de insertar un registro de un tipo de registros dado deberemos colocar los valores de campos del nuevo registro en la variable de programa apropiada del área de trabajo del usuario. Por ejemplo, suponga que deseamos insertar un nuevo registro EMPLEADO para José F. Silva; podemos usar el segmento de programa Ej8:

```
EJ8:   P_EMPLEADO.NOMBREP  := 'José';
       P_EMPLEADO.APELLIDO  := 'Silva';
       P_EMPLEADO.INIC := F;
       P_EMPLEADO.NSS := '567342739';
       P_EMPLEADO.DIRECCIÓN := 'Ave. Nogal 40, Yautepec, Morelos 55433';
       P_EMPLEADO.FECHAN := '10-ENE-55';
       P_EMPLEADO.SEXO  := M;
       P_EMPLEADO.SALARIO := '30000.00';
       $INSERT EMPLEADO FROM P_EMPLEADO;
```

La orden INSERT inserta un registro en la base de datos. El registro recién insertado se convierte además en el registro actual de la base de datos, de su esquema jerárquico y de su tipo de registros. Si es un registro raíz, como en Ej8, crea un nuevo árbol de ocurrencia jerárquico con el nuevo registro como raíz. El registro se inserta en la secuencia jerárquica en

el orden especificado por cualesquier campos de ordenamiento que se hayan incluido en la definición del esquema. Por ejemplo, el nuevo registro EMPLEADO de Ej8 se inserta en orden alfabético según su valor combinado de APELLIDO, NOMBREP, de acuerdo con la definición de esquema de la figura 11.11. Si no se especifican campos de ordenamiento en la definición del registro raíz de un esquema jerárquico, el nuevo registro raíz se inserta después del árbol de ocurrencia que contenía el registro de base de datos actual antes de la inserción.

Si se desea insertar un registro hijo, debe hacerse que su padre o uno de sus registros hermanos sea el *registro actual* del esquema jerárquico antes de emitir la orden INSERT. También habría que establecer cualesquier apuntadores a padre virtual antes de insertar el registro. Para hacerlo, necesitamos una orden SET VIRTUAL PARENT (establecer padre virtual), que asigna al campo apuntador de la variable de programa la dirección del registro actual del tipo de registros padre virtual.[1] El registro se inserta después de encontrar un lugar apropiado para él en la secuencia jerárquica después del registro actual. Por ejemplo, suponga que deseamos relacionar el registro EMPLEADO que insertamos en Ej8 como trabajador de 40 horas por semana con el proyecto cuyo número es 55; podemos usar Ej9:

```
EJ9:  $GET FIRST EMPLEADO WHERE NSS='567342739'; (* buscar padre virtual *)
      if DB_STATUS=0 then
            begin
            P_TRABAJADORP.APUNTT := SET VIRTUAL PARENT; (* apuntador de
            padre virtual al registro actual *)
            P_TRABAJADORP.HORAS := '40.0';
            $GET FIRST PROYECTO WHERE NÚMEROP=55; (* hacer al
            padre (real) el registro actual *)
            if DB_STATUS=0 then $INSERT TRABAJADORP FROM P_TRABAJADORP;
            end;
```

Para eliminar un registro de la base de datos, primero hacemos que sea el registro actual y luego emitimos la orden DELETE. Con la orden GET HOLD se convierte el registro en el registro actual, donde la palabra reservada HOLD (mantener) le indica al SGBD que el programa eliminará o actualizará el registro recién leído. Por ejemplo, si deseamos eliminar todos los empleados de sexo masculino, podemos usar EjlO, que también lista los nombres de los empleados eliminados *antes* de eliminar sus registros:

```
EJ10:  SGET HOLD FIRST EMPLEADO WHERE SEXO=M;
       while DB_STATUS=0 do
             begin
             writeln (P_EMPLEADO.APELLIDO, P_EMPLEADO,NOMBREP);
             SDELETE EMPLEADO;
             SGET HOLD NEXT EMPLEADO WHERE SEXO=M';
             end;
```

Observe que la eliminación de un registro implica eliminar automáticamente todos sus registros descendientes, esto es, todos los registros de su subárbol. Sin embargo, los registros hijo virtuales que están en otras jerarquías no se eliminan. De hecho, antes de eliminar un registro, el SGBD debe asegurarse de que ningún registro hijo virtual apunte a él.

[1] La acción de SET VIRTUAL PARENT se efectúa implícitamente en IMS cuando se inserta un registro lógico que contiene al padre virtual en su definición.

Después de una orden DELETE ejecutada con éxito, el registro actual se convierte en una "posición vacía" en la secuencia jerárquica correspondiente al registro recién eliminado. Las operaciones subsecuentes partirán de esa posición.

A fin de modificar valores de los campos de un registro, seguiremos estos pasos:

1. Hacer que el registro por modificar sea el registro actual, obtenerlo y colocarlo en la variable de programa UWA correspondiente mediante la orden GET HOLD.
2. Modificar los campos deseados en la variable de programa UWA.
3. Emitir la orden REPLACE (reemplazar).

Por ejemplo, si queremos conceder a todos los empleados del departamento de investigación un aumento salarial del 10%, podremos usar el programa que se muestra en Ejl 1:

```
EJ11:  SGET FIRST PATH DEPARTAMENTO, EMPLEADOSD
             WHERE NOMBRED='Ínvestigación';
       while DB_STATUS=0 do
             begin
             $GET HOLD VIRTUAL PARENT EMPLEADO OF EMPLEADOSD;
             P_EMPLEADO.SALARIO := P.EMPLEADO.SALARIO * 1.1;
             SREPLACE EMPLEADO FROM P_EMPLEADO;
             $GET NEXT EMPLEADOSD WITHIN PARENT DEPARTAMENTO
             end;
```

11.7 Panorama del sistema de bases de datos jerárquicas IMS*

11.7.1 *Introducción*

En esta sección examinaremos un importante sistema jerárquico: el Information Management System (sistema de gestión de información) o IMS. Aunque en lo esencial IMS implementa el modelo de datos jerárquico hipotético que describimos en secciones anteriores de este capítulo, muchas características son exclusivas de este complejo sistema. Destacaremos la arquitectura y los tipos especiales de procesamiento de vistas y estructuras de almacenamiento de IMS, y compararemos DL/1, el lenguaje de datos de IMS, con los HDDL y HDML que analizamos antes.

IMS fue uno de los primeros SGBD, y se ha colocado en el mercado como el sistema dominante para el manejo de sistemas de contabilidad y de inventarios a gran escala. Los manuales de IBM se refieren al producto completo como IMS/VS *(Virtual Storage:* almacenamiento virtual) y, por lo regular, este producto se instala bajo el sistema operativo MVS. IMS DB/DC es el término aplicado a las instalaciones que utilizan los subsistemas propios del producto para manejar la base de datos física (DB) y para proporcionar comunicaciones de datos (DC).

No obstante, existen otras versiones importantes que sólo manejan el lenguaje de datos de IMS (DL/1). Estas configuraciones se pueden implementar bajo MVS, pero también pueden usar el sistema operativo DOS/VSE. Estos sistemas emiten sus llamadas a archivos VSAM y emplean el Customer Information Control System (CICS: sistema de control de

información de clientes) de IBM para la comunicación de datos. Aquí se sacrifica el manejo de más características en aras de la sencillez y de una mayor productividad.

IBM introdujo el producto original IMS/360 Versión 1 en 1968, después de un proyecto de desarrollo conjunto con North American Rockwell. Habrían de seguir varias revisiones importantes de IMS, que han incorporado o contemplado señalados avances tecnológicos: modernas redes de comunicaciones, acceso directo a registros ("camino rápido" aumentado) e índices secundarios, entre otros. La creación de IMS representa ahora varios miles de años-hombre de esfuerzo, que en gran medida ha sido impulsado por las necesidades de una comunidad de usuarios que no duda en expresar sus deseos.

IMS no cuenta con un lenguaje de consulta integrado, lo cual puede considerarse una seria deficiencia. Casi desde el principio aparecieron respuestas parciales a esta situación, con el IQF *(Interactive Query Facility:* recurso de consulta interactiva) de IBM y otros productos añadidos que venden los proveedores o que crean los usuarios. Hoy día, una solución común y de alta flexibilidad consiste en transferir información de la base de datos IMS, que suele ser enorme, a un sistema relacional aparte. Después, habiendo pasado los datos resumidos pertinentes a un microcomputador o al sistema SQL/DS o DB2 del computador central, las entidades corporativas individuales pueden ejecutar sus propias funciones de sistema de información.

Se han comercializado varias versiones de IMS que trabajan con diversos sistemas operativos de IBM, de los que podríamos mencionar (entre los sistemas recientes) OS/VS1, OS/VS2, MVS, MVS/XA y ESA. El sistema viene con varias opciones. IMS se ejecuta bajo diferentes versiones en la familia de computadores IBM 370 y 30XX. El lenguaje de definición y manipulación de datos de IMS es Data Language One (DL/1). Los programas de aplicación escritos en COBOL, PL/1, FORTRAN y BAL (Basic Assembly Language: lenguaje ensamblador básico) se comunican con DL/1.

System 2000 (S2K) es otro sistema jerárquico muy utilizado que sigue una versión diferente del modelo de datos jerárquico. Opera en una amplia gama de sistemas, incluidos los modelos IBM 360/370, 43XX y 30XX, así como en equipos UNIVAC, CDC y CYBER. System S2K se puede configurar con opciones como un lenguaje de consulta no orientado a procedimientos para no programadores, una interfaz de lenguaje por procedimientos para COBOL, PL/1 y FORTRAN, un recurso de procesamiento de archivos secuenciales y un supervisor de teleproceso. En el resto de esta sección describiremos diversos aspectos de IMS.

11.7.2 *Arquitectura básica de* IMS

La organización interna de IMS puede describirse en términos de diversas capas de definiciones y correspondencias. IMS usa su propia terminología, que en ocasiones produce confusión o tiene conotaciones equivocadas. Una jerarquía almacenada en IMS se llama base de datos física **(PDB:** *physical datábase).* En una instalación determinada, la información de la base de datos comprende varias bases de datos físicas. Cada una de éstas tiene una definición de datos o esquema escrito en DL/1. IMS llama a esta definición DBD *(datábase description:* descripción de base de datos). La forma compilada de una DBD se almacena internamente; incluye información sobre la correspondencia entre la definición de la base de datos y el almacenamiento, y sobre los métodos de acceso aplicables.

IMS cuenta con un recurso de vistas que es bastante complejo. Una vista puede definirse escogiendo parte de una base de datos física o partes de varias bases de datos físicas y entrelazándolas para formar una nueva jerarquía. Llamaremos a éstas vistas tipo 1 y tipo 2, respectivamente. (La nomenclatura de tipos es nuestra.)

Una vista de tipo 1 es una subjerarquía y se define mediante un **bloque de comunicación de programa** o PCB *(program communication bbck).* Una vista de tipo 2 debe definirse en DL/1 en términos de una DBD *lógica.* La estructura resultante se denomina **base de datos lógica (LDB:** *bgical datábase).* Las bases de datos físicas y lógicas se estudiarán en la sección 11.7.3.

Los programas de aplicación de los usuarios necesitan tener acceso a los datos de varias bases de datos físicas aisladas o de vistas tipo 1 o tipo 2. En los sistemas de transacciones en línea de alto volumen se usan módulos reentrantes de acceso a datos. Todas las descripciones de datos que necesita una aplicación se empacan en un **bloque de especificación de programa** o PSB *(program specification block).* Un PSB contiene diferentes porciones descriptivas, que corresponden a definiciones de vistas tipo 1 o tipo 2. Estas porciones se almacenan como bloques de comunicación de programa. *Cada aplicación debe tener un* PSB *distinto, aunque puede ser idéntico a otro* PSB. El programa de aplicación en COBOL, PL/1, FORTRAN o BAL invoca a DL/1 mediante una llamada para que IMS atienda una operación de obtención o actualización. El sistema IMS, a su vez, se comunica con el usuario a través del PCB, el cual se define en el programa de aplicación como un área direccionable a través de un apuntador que se pasa al programa. La información de estado actual se envía al PCB. IMS maneja principalmente cinco métodos de acceso, HSAM, HISAM, HDAM, HIDAM y MSDB, que a su vez usan los métodos de acceso integrados del sistema operativo para gestionar diversos archivos.

La figura 11.15 muestra cómo dos aplicaciones, VENTAS y CONTABILIDAD, podrían compartir bases de datos físicas en IMS a través de los DBD, PCB y PSB.

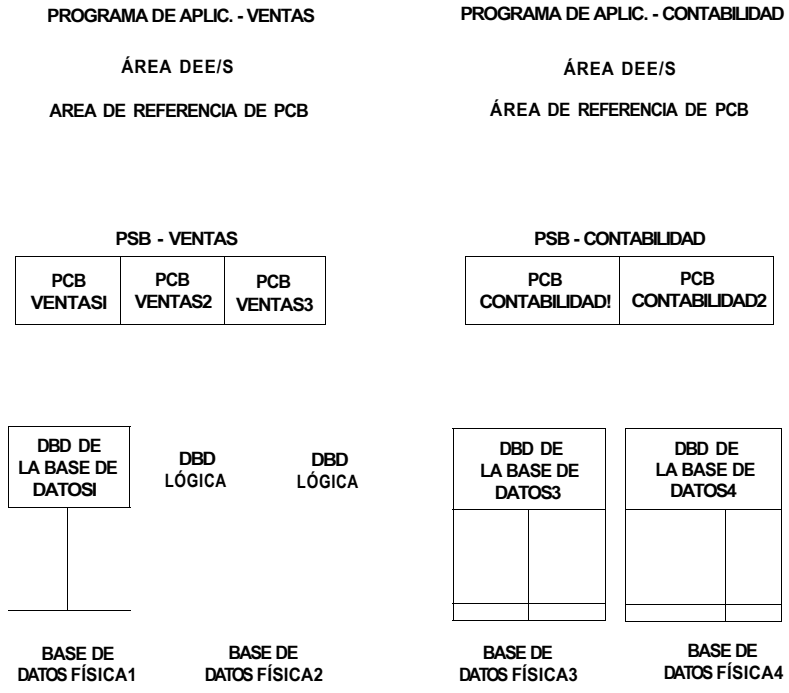


Figura 11.15 Compartimiento de datos entre dos aplicaciones IMS.

11.7.3 *Organización lógica de los datos en MS*

En IMS, los registros se llaman segmentos, y los vínculos se caracterizan como físicos y lógicos (en vez de reales y virtuales). La tabla 11.2 muestra referencias cruzadas entre nuestra terminología, la de IMS y la de System 2000.

Bases de datos físicas. El término base de datos física (PDB) de IMS se refiere a la jerarquía que se almacena realmente. Se define con una DBD física en el lenguaje DL/1. La figura 11.16 muestra la definición de una base de datos física que corresponde a la jerarquía de la figura 11.5. Contiene seis tipos de segmentos, cada uno de los cuales puede tener un número arbitrario de ocurrencias en la base de datos. Para el esquema de la figura 11.10 tendríamos que usar dos definiciones de bases de datos físicas. Más adelante se definirían bases de datos lógicas apropiadas a partir de estas bases de datos físicas. La definición de los vínculos padre hijo virtuales que aparecen en la figura 11.10 está incluida en estas dos DBD y es bastante complicada.

Destacamos varios aspectos importantes sobre la definición de base de datos:

- La descripción de la base de datos está escrita en términos de las macros DBD, SEGM, FIELD, DBDGEN, FINISH y END. La macro SEGM define un segmento, la macro FIELD define un campo, DBDGEN genera la DBD y las macros FINISH y END terminan la descripción.

Tabla 11.2 Terminología para el modelo de datos jerárquico

Modelo jerárquico	Término de IMS	Término de System 2000
1. Tipo de registros	Tipo de segmentos	Registro de grupo repetitivo
2. Ocurrencia de registro	Ocurrencia de segmento	Ocurrencia de registro
3. Campo o elemento de información	Campo	Elemento de información
4. Campo de secuencia como clave	Campo de secuencia	Clave
5. Tipo de vínculos padre-hijo	Tipo de vínculos padre-hijo físicos	Vínculo de esquema jerárquico
6. Tipo de vínculos padre-hijo virtuales	Tipo de vínculos padre-hijo lógicos	No hay, excepto en el momento de la ejecución
7. Esquema de base de datos jerárquica	Definición de base de datos física ft lógica (hecha en la DBD)	Arbol de esquema
8. Raíz de jerarquía	Segmento raíz	Registro raíz
9. Árbol de ocurrencia de una jerarquía	Registro de base de datos física	'Árbol de datos
10. Secuencia jerárquica de registros	Secuencia jerárquica	No hay un término especial
11. Tipo de registros apuntador	Tipo de segmentos apuntador	No hay un concepto similar

- Cada macro usa ciertas palabras reservadas. La estructura jerárquica lógica de la base de datos se define en virtud de las especificaciones "PARENT =" (padre =) de los segmentos.
- El orden de ocurrencia de los enunciados SEGM es la forma de ordenar los segmentos dentro del esquema lógico. Este ordenamiento de arriba a abajo y de izquierda a derecha es significativo; si alteramos este orden tendremos una base de datos física *diferente*.
- Un *campo de secuencia* (opcional) designa un campo dentro de un tipo de segmentos según el cual pueden ordenarse sus ocurrencias. El valor específico del campo de secuencia es la clave de esa ocurrencia de segmento.
- Los campos de secuencia pueden ser únicos (por omisión) o no únicos. Para designar un campo de secuencia no único se utiliza una M (de múltiple) en la definición FIELD, como aquí:

```
FIELD ÑAME = (NOMBRECOMP, SEQ.M),...
```

```
1  DBD  NAME   = COMPAÑÍA
2  SEGM NAME = DEPARTAMENTO, BYTES = 28
3  FIELD NAME  = NOMBRED, BYTES = 10, START = 1
4  FIELD NAME = (NÚMEROD, SEQ), BYTES = 6, START = 11
5  FIELD NAME  = NOMBREGTE, BYTES = 3, START = 17
6  FIELD NAME  = FECHAINICGTE, BYTES = 9, START = 20

7  SEGM NAME = EMPLEADO, PARENT = DEPARTAMENTO, BYTES = 79
8  FIELD NAME  = NOMBRE, BYTES = 31, START = 1
9  FIELD NAME  = (NSS, SEQ), BYTES = 9, START = 32
10 FIELD NAME  = FECHAN, BYTES = 9, START = 41
11 FIELD NAME = DIRECCIÓN, BYTES = 30, START = 50

12 SEGM NAME = DEPENDIENTE, PARENT = EMPLEADO, BYTES = 25
13 FIELD NAME  = (NOM_DEP, SEQ), BYTES = 15, START = 1
14 FIELD NAME  = SEXO, BYTES = 1, START = 16
15 FIELD NAME  = FECHANAC, BYTES = 9, START = 17

16 SEGM NAME = SUPERVISADO, PARENT = EMPLEADO, BYTES = 24
17 FIELD NAME  = NOMBRE, BYTES = 15, START = 1
18 FIELD NAME  = NSS, BYTES = 9, START = 16

19 SEGM  NAME:= PROYECTO, PARENT = DEPARTAMENTO, BYTES = 16
20 FIELD NAME == NOMBREPR, BYTES = 10, START = 1
21 FIELD NAME == (NÚMEROP, SEQ), BYTES = 6, START = 11

22 SEGM NAME == TRABAJADOR, PARENT = PROYECTO, BYTES = 26
23 FIELD NAME == NOMBRE, BYTES = 15, START = 1
24 FIELD NAME == (NSS, SEQ), BYTES = 9, START = 16
25 FIELD NAME == HORAS, BYTES = 2, START = 25
26  DBDGEN
27 FINISH
28  END
```

Figura 11.16 Definición de base de datos física correspondiente a la jerarquía de la figura 11.5.

- Se requiere un campo de secuencia único para el segmento raíz si la base de datos se almacena empleando HISAM o HIDAM (véase la Sec. 11.7.5), ya que constituye una clave de índice para el índice primario.
- Las combinaciones de dos o más campos se reconocen como campos nuevos. Esto permite tratar una combinación de campos como clave compuesta. Por ejemplo, podríamos dar un nuevo nombre, digamos NOMBREEC, a NOMBREESTADO y NOMBRECIUDAD juntos, y definirlo como campo de secuencia.

Un árbol de ocurrencia en nuestra terminología se llama **registro de base de datos física** en IMS. La forma linealizada de un árbol de ocurrencia dentro de un registro de base de datos física se produce mediante un *recorrido en preorden* de las ocurrencias de segmentos (véase la Sec. 11.1.4). La secuencia de segmentos desde cualquier segmento hasta la raíz (que se obtiene pasando por una serie de segmentos padre sucesivos) se denomina **camino jerárquico** del segmento. Una concatenación de claves (incluidos los códigos de tipo de segmentos) a lo largo de este camino se llama **clave de secuencia jerárquica** de ese segmento. La clave de secuencia jerárquica de una ocurrencia de DEPENDIENTE en un registro de base de datos física para la base de datos de la figura 11.5 podría ser ésta;

1 | '000005'| 2 | '369278157' | 4 | 'JOSÉ...'.

Aquí, 1, 2 y 4 son, respectivamente, los códigos de tipo de segmentos de DEPARTAMENTO, EMPLEADO y DEPENDIENTE, mismos que IMS asigna automáticamente, y '000005', '369278157' y 'JOSÉ...' son claves de secuencia que ascienden por el camino jerárquico hasta esa ocurrencia de segmento de JOSÉ.

Los registros de base de datos física de una base de datos IMS ocurren en orden según la clave de su segmento raíz. Dentro de un registro de base de datos física, los segmentos ocurren en orden ascendente según su clave de secuencia jerárquica.

Vistas tipo 1 en IMS — **Subconjuntos de bases de datos físicas.** IMS permite construir dos clases de vistas, o "bases de datos lógicas"[1] (término de IMS), a partir de las bases de datos físicas. Para facilitar la referencia les llamaremos bases de datos lógicas tipo 1 y tipo 2, o vistas tipo 1 y tipo 2, que es nuestra propia nomenclatura. Por cierto, IMS da lugar a una confusión adicional porque sólo las vistas tipo 2 se definen realmente con una definición de base de datos lógica; las vistas tipo 1 se definen con un PCB (bloque de comunicación del programa).

Un esquema de base de datos lógica tipo 1 define una *subjerarquía* de un esquema de base de datos física obedeciendo estas reglas:

1. El tipo de segmentos raíz debe ser parte de la vista.
2. Los tipos de segmentos no raíz pueden omitirse.
3. Si se omite un tipo de segmentos, deberán omitirse todos sus tipos de segmentos hijo.
4. De los segmentos incluidos, puede omitirse cualquier tipo de campos.

Por ejemplo, podemos definir un gran número de vistas tipo 1 para la base de datos de la figura 11.5. Dos vistas tipo 1 válidas se.muestran en la figura 11.17(a). Están orientadas a dos aplicaciones distintas: una se ocupa de los dependientes y la otra de los empleados que trabajan en proyectos.

[1] *hus* usa el término *base de datos lógica* sin mucho rigor, con dos significados que corresponden a los dos tipos de vistas. Sin embargo, una base de datos lógica (LDB) sólo está definida para la jerarquía virtual o vista tipo 2.

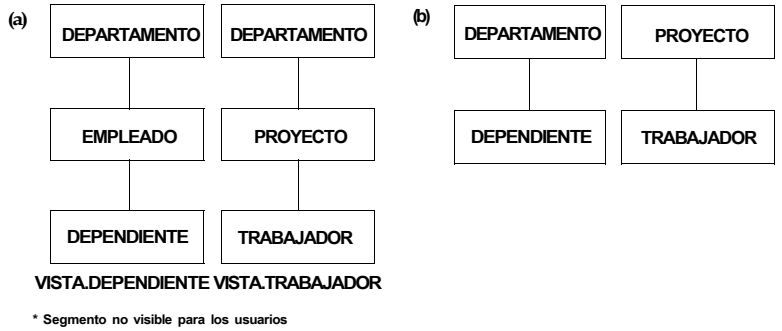


Figura 11.17 Vistas IMS tipo 1 sobre la base de datos de la figura 11.5. (a) Dos vistas válidas, (b) Dos vistas no válidas.

En la figura 11.17 (b) se muestran otras dos subjerarquías. En la primera, el segmento EMPLEADO se omite pero se incluye su segmento hijo. Esto viola la regla 3 de la lista anterior. En la segunda subjerarquía, se omite el segmento raíz DEPARTAMENTO, lo que viola la regla 1. Por tanto, ninguna de estas subjerarquías es una vista válida en IMS. Todas las jerarquías tipo 1 se definen mediante un PCB. No describiremos aquí la sintaxis de los PCB.

Este recurso de vistas logra el objetivo usual de permitir acceso selectivo sólo a la parte pertinente de una base de datos, y ofrece un cierto grado de seguridad. Cuando la especificación PROCOPT permite actualizaciones, con el cambio correspondiente es posible actualizar el registro físico "base". Esto está gobernado por un conjunto complejo de reglas en IMS y puede dar lugar a inconsistencias si no se efectúa correctamente. Un PSB (bloque de especificación de programa) para una aplicación dada puede incluir varios PCB que correspondan a varias vistas tipo 1.

Vistas IMS **tipo 2 sobre múltiples bases de datos físicas.** Este recurso de IMS es un verdadero recurso de vistas en cuanto a que permite la creación de vistas que son jerarquías virtuales. Una **jerarquía virtual** consta de segmentos, algunos de los cuales se conectan mediante *vínculos padre-hijo lógicos* (término de IMS; nosotros los llamamos vínculos padre-hijo virtuales — VPHV — en la sección 11.2). Mediante el establecimiento de vínculos lógicos entre segmentos de diferentes bases de datos físicas, podemos crear una red compleja. El recurso de vistas tipo 2 nos permite extraer cualquier jerarquía de una red así. En la figura 11.18 mostramos jerarquías virtuales basadas en las jerarquías de la figura 11.10. Las vistas tipo 2 deben definirse explícitamente en IMS como bases de datos lógicas (LDB) usando la macro DBD y con ACCESS = LOGICAL.

Son varias las reglas que gobiernan los vínculos padre-hijo lógicos y la construcción de bases de datos lógicas a partir de bases de datos físicas. Entre las más importantes están:

1. La raíz de una LDB debe ser la raíz de alguna PDB.
2. Un segmento hijo lógico debe tener un padre físico y sólo un padre lógico. En consecuencia, un segmento raíz *no puede* ser un segmento hijo lógico.
3. Un hijo físico de un padre lógico puede aparecer como dependiente de un segmento concatenado (hijo lógico/padre lógico) en la LDB. Gracias a este recurso, podemos

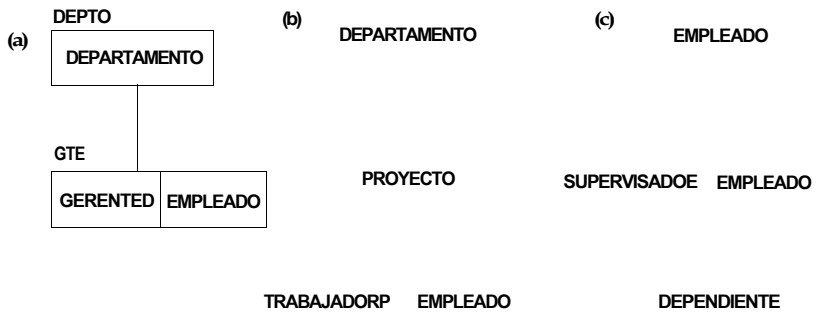


Figura 11.18 Vistas IMS tipo 2 sobre la base de datos de la figura 11.10.
(a) Vista_Gerente. (b) Vista_Proyecto. (c) Vista_Dependiente.

crear una base de datos lógica como la de la figura 11.18 a partir de la figura 11.10; esto demuestra el uso de un tipo de segmentos EMPLEADO dos veces (una como supervisor y otra como supervisado) en la misma base de datos lógica. Un resultado es que seguir la pista a los indicadores de actualidad de los segmentos se hace aún más difícil de lo indicado en la sección 11.6.1. Esta es una característica muy potente de IMS y expande considerablemente el alcance de la generación de nuevas jerarquías.

4. Un tipo de segmentos padre lógico puede tener múltiples tipos de segmentos hijo lógicos. Esto ya se vio con el segmento EMPLEADO en la figura 11.10.

Vistas en IMS vs. vistas en sistemas relaciónales. Examinamos dos tipos de definiciones de vistas o recursos de esquemas externos en IMS. El tipo 1 abarca una sola jerarquía, y el tipo 2, varias. Comparemos este recurso de vistas con las vistas en los sistemas relaciónales:

1. Las vistas relaciónales no deben contemplarse en el momento de definir un esquema conceptual o un conjunto de relaciones base. En contraste, la definición de las PDB está determinada por las LDB que necesitan usarlas. Por tanto, las vistas IMS tipo 2 no son esquemas puramente externos; influyen en la definición del esquema conceptual y lo determinan. Así pues, el espíritu de la arquitectura de tres esquemas (véase la Sec. 2.2.1) no se mantiene por completo.

2. Las vistas relaciónales no suponen ninguna estructura de acceso físico para manejar las vistas. En cambio, las vistas IMS tipo 2 requieren la definición explícita de apuntadores para vincular segmentos de múltiples PDB. Las LDB factibles están limitadas por los tipos de apuntadores declarados en la o las bases de datos físicas.

3. La definición de una vista tipo 1 es obligatoria para que una aplicación pueda tener acceso a una base de datos física (o lógica). Incluso si una aplicación tiene acceso a toda la base de datos física, habrá que definir un PCB para ella (vista tipo 1). De hecho, se requiere un PCB sobre una LDB para tener acceso a ella. En los sistemas relaciónales no existe esta clase de requisitos.

El recurso de vistas tipo 2 es una característica útil que extiende las capacidades de IMS en estos sentidos:

- Hace posible un **recurso de red limitado** al permitir que dos segmentos tengan un vínculo M : N a través de un segmento apuntador hijo común. Los vínculos N-arios con N > 2 no son posibles, a diferencia de lo que sucede en el modelo de red.
- Reduce el almacenamiento redundante de datos. Por ello, las actualizaciones pueden guardarse.
- Lo más importante es que permite a los usuarios ver los datos desde diferentes perspectivas jerárquicas, además de las jerarquías de base de datos física rígidamente definidas. Esto se hace combinando segmentos de múltiples jerarquías existentes.

Desafortunadamente, las definiciones de bases de datos físicas y lógicas, los diferentes tipos de apareamiento de segmentos —físicos y virtuales— en "vínculos bidireccionales" y los complicados procedimientos de carga para las bases de datos lógicas hacen que las vistas tipo 2 sean una característica muy compleja de IMS. Hemos omitido gran cantidad de detalles en nuestro análisis. Al parecer, algunas instalaciones IMS se las arreglan sin bases de datos lógicas y se conforman con depender por completo de las bases de datos físicas.

11.7.4 *Manipulación de datos en* IMS

Las operaciones de manipulación de datos en IMS son muy parecidas a las operaciones de HDML de la sección 11.6. DL/1 contiene el lenguaje de manipulación de datos (DML) de IMS además del lenguaje de definición de datos (DDL). Aquí no describiremos con detalle la sintaxis del lenguaje; sólo mostraremos cómo las aplicaciones DL/1 se comunican con IMS y señalaremos unas cuantas características especiales de DL/1. Las llamadas a DL/1 se incorporan en un programa de aplicación IMS escrito en COBOL, PL/1, lenguaje ensamblador básico de System 360/370 o FORTRAN. Dichas llamadas tienen la siguiente sintaxis:

CALL <nombre de procedimiento> (<lista de parámetros>).

El nombre del procedimiento que se invoca varía dependiendo del lenguaje en el que está escrito el programa de aplicación. Un programa en PL/1 debe usar el nombre PLITDLI (la "T" proviene de la palabra *to,* "a"), que es fijo. Consideremos la siguiente consulta: "obtener una lista de los dependientes nacidos después del 1o. de enero de 1980 para los empleados del departamento número 4". Una llamada a DLI se codificaría así:

```
CALL PLITDLI (SIX, GU, PCB_1, DEPND_IO_AREA, D_SSA, EMPL_SSA, DEPND_SSA)
```

Esta llamada aparece en el programa de aplicación que se supone está en PLI. La lista de parámetros se interpreta como sigue:

- SIX se refiere a una variable que contiene la cadena 'six' (seis). Indica el número de parámetros que quedan en la lista. Distintas consultas pueden tener diferentes números de parámetros.
- GU representa una variable que contiene la cadena W y que indica la operación que se realizará; en este caso, "get unique".
- PCB_1 es el nombre de la estructura, definida en el programa en PL/1, que actúa como máscara para direccionar un área llamada bloque de comunicación del programa

(PCB). ES el área común para la transferencia de información entre IMS y el programa de aplicación. Entre otras cosas, incluye un indicador de nivel de la jerarquía, las opciones de procesamiento vigentes, el nombre del segmento actual, la clave de secuencia jerárquica actual y el número de segmentos confidenciales para la definición del PCB correspondiente.

- DEPND_IO_AREA es un área de entrada/salida de 25 bytes reservada en el programa para recibir todo el segmento DEPENDIENTE.
- D_SSA, EMPL_SSA y DEPND_SSA son argumentos para búsqueda de segmentos *(segment search arguments),* uno por consulta. Representan cadenas que contienen variables para especificar las condiciones de búsqueda. En nuestro ejemplo las tres cadenas contendrían 'DEPARTAMENTO(NÚMEROD = *0000(VV)\ 'EMPLEADO'y 'DEPENDIENTE(FECHANAC > 'ENE-OI-1980')', respectivamente.

En el lenguaje HDML de la sección 11.6, el efecto de la llamada anterior sería ejecutar la siguiente consulta:

```
GET FIRST PATH DEPARTAMENTO, EMPLEADO, DEPENDIENTE
WHERE NÚMEROD = '000004'AND DEPENDIENTE.FECHANAC > 'ENE-01-1980'
```

La única diferencia es que en HDML supusimos que esto obtendría datos para cada uno de los segmentos; en IMS, con la orden Get Unique, *sólo* se carga en la memoria el segmento DEPENDIENTE (el nodo terminal del camino).

Interfaz CALL vs. interfaz de lenguaje de consulta incorporado. El ejemplo anterior ilustra el empleo de una 'interfaz CALL' con parámetros entre un lenguaje de alto nivel como PL/1 y el SGBD. Vale la pena contrastar esto con la interfaz de lenguaje de consulta incorporado que ejemplifica el empleo de SQL en los sistemas relacionales. Las ventajas de una interfaz CALL son:

1. El compilador del lenguaje anfitrión no sufre modificación alguna, por lo que no es necesaria una precompilación.
2. El programa de aplicación tiene un aspecto homogéneo; no interviene ninguna sintaxis ajena.

Las principales desventajas son:

1. Es fácil intercambiar u omitir ios parámetros posicionales de una llamada.
2. Si examinamos una instrucción CALL, es imposible juzgar las operaciones de obtención o actualización de datos incorporadas. Esto hace que los programas de aplicación sean de difícil lectura.
3. No hay verificación semántica de los parámetros de una llamada; los errores pueden surgir posteriormente durante la ejecución sin ser detectados durante la compilación.

En nuestra opinión la interfaz CALL puede ser más conveniente para el implementador, pero no es deseable para la creación de aplicaciones.

La tabla 11.3 resume la correspondencia entre las operaciones propuestas en HDML y las que existen en DL/1. Las operaciones de DL/1 se invocan empleando el recurso CALL que

acabamos de describir. En la sección 11.6 adoptamos una notación distinta, en la que las órdenes de HDML estaban incorporadas en programas en PASCAL y las condiciones de búsqueda se escribían en una cláusula WHERE. Esta distinción debe tenerse presente al leer la tabla. A continuación ofrecemos unas cuantas explicaciones adicionales que corresponden a las notas de la tabla 11.3.

- *Nota 1*: Cada vez que se procesa una jerarquía, en general, IMS requiere que la primera orden sea Get Unique (GU), la cual debe direccionar un camino jerárquico en la jerarquía, comenzando por la raíz. No es posible tener acceso directo a segmentos dentro de la jerarquía. (Hay excepciones pero rebasan el alcance de este análisis.)
- *Nota 2:* En DL/1 se usa Get Unique para dar cuenta de GET FIRST y también de GET FIRST PATH de HDML. En el caso de los ejemplos 1, 2 y 3 de la sección 11.6.2, GU de DL/1 funcionaría exactamente igual que GET FIRST de HDML. A continuación mostramos el ejemplo 4 de la sección 11.6.3 en DL/1 más un lenguaje anfitrión (en una pseudosintaxis *sin* codificar como CALL exacta). Esta consulta obtiene los pares empleado-dependiente en los que ambos tienen el nombre de pila José. Los argumentos para búsqueda de segmentos (p. ej., "EMPLEADO*D (NOMBREP = 'José')") se muestran junto a la operación por conveniencia notacional.

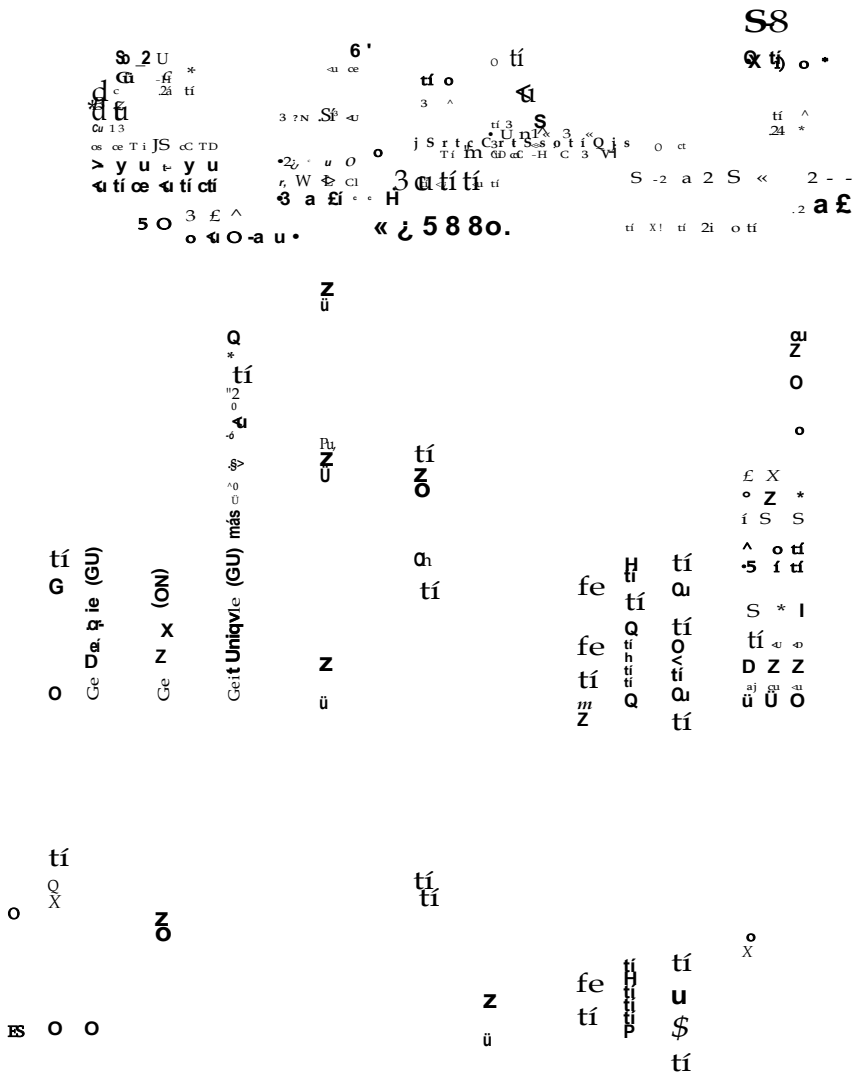
```
GU EMPLEADOR (NOMBRP = 'José')
 DEPENDIENTE (NOMBREDEP = 'José')
 while DB_STATUS = 'se encontró segmento' do
          begin
             WRITE EMPLEADO APELLIDO, EMPLEADO FECHAN,
                    DEPENDIENTE FECHANAC
             GN EMPLEADOR (NOMBREP = 'José')
                DEPENDIENTE (NOMBREDEP = 'José')
          end;
```

La *D (de "datos") del ejemplo anterior es un código de orden. Observe que Get Next con *D produce el mismo efecto que Get Next Path en HDML. En DL/1 sería posible codificar este ejemplo sin usar *D; en tal caso, en vez de todo el camino, sólo se obtendría el segmento terminal (DEPENDIENTE, en el ejemplo anterior).

- *Nota 3*: No hay órdenes especiales en DL/1 para procesar vínculos padre-hijo virtuales ("lógicos" en IMS), porque los vínculos virtuales *no se pueden procesar directamente sin definir una base de datos lógica.*

Cabe hacer unas cuantas observaciones adicionales al comparar DL/1 con HDML. En el ejemplo 10 de la sección 11.6.5 se ilustró la opción de retener *(hold)* para HDML. Se aplica a todas las formas de la operación GET en IMS. Los ciclos while...do...end que se muestran en los ejemplos en PASCAL de la sección 11.6 estaban bajo el control de un código DB_STATUS. Los ciclos se deben codificar explícitamente de la misma manera en el lenguaje anfitrión de IMS. Como parte del área de PCB se dispone de un código de estado.

IMS cuenta con un código de orden *F con el que una aplicación puede realizar una búsqueda en la jerarquía para determinar si se satisface o no una condición y luego regresar a un segmento previamente nombrado dentro del mismo registro de base de datos física y obtener datos. El código de orden *V sirve para ubicar el proceso de obtención



en el actual de un tipo de segmentos específico (véase la Sec. 11.6.2). Con estos códigos de orden, es posible alterar la dirección normal (hacia adelante) de procesamiento dentro de las secuencias jerárquicas linealizadas.

Un programa de aplicación IMS puede abrir varios PCB o vistas tipo 1 y procesarlos simultáneamente. El sistema mantiene los indicadores de actualidad de tipos de segmentos dentro de cada PCB. Cada CALL incluye un parámetro que hace referencia a un PCB específico.

11.7*5 *Almacenamiento de bases de datos en MS*

Repasaremos los diferentes tipos de organizaciones de archivo disponibles para almacenar bases de datos físicas en IMS, sin entrar en detalles. En IMS a éstas se les llama métodos de acceso. Comparado con la mayoría de los SGBD, IMS provee un surtido mucho más amplio de métodos de acceso. Los mencionaremos a todos aquí:

- Cada base de datos física en IMS es una base de datos almacenada. Las bases de datos lógicas son bases de datos jerárquicas virtuales que se pueden visualizar como tales, pero en almacenamiento no representan datos independientes. Las bases de datos lógicas consisten en las bases de datos físicas más enlaces provistos por estructuras de apuntadores.

- Cada segmento almacenado contiene campos de datos almacenados más un prefijo (invisible para los programas del usuario) que contiene un código de tipo de segmentos, apuntadores, una bandera de eliminación y otra información de control.

- Sea cual sea el método de acceso, una base de datos almacenada siempre se almacena como una secuencia de árboles de ocurrencia, llamados **registros de base de datos física,** donde cada árbol de ocurrencia contiene una secuencia de segmentos en preorden (véanse las Secs. 11.1.3 y 11.1.4)- Es propiedad de un segmento raíz específico. Por brevedad, en ocasiones llamaremos sólo **árbol** a un árbol de ocurrencia.

- Los diversos métodos de acceso de IMS difieren en el "pegado" de la secuencia de segmentos dentro de un registro de base de datos física y en el tipo de estructura de acceso que se proporciona para localizar el registro de base de datos física o las ocurrencias de segmento individuales dentro de él.

- A partir del tipo de acceso a los registros de base de datos física provisto, IMS ofrece dos tipos de estructuras: **jerárquica secuencial** (HS: *hierarchical sequential)* y **jerárquica directa** (HD: *hierarchical direct).* Estas se subdividen en HSAM, HISAM, HDAM y HIDAM, como se muestra en la figura 11.19.

Los métodos de acceso de IMS se pueden considerar como de alto nivel. IMS suministra rutinas para HISAM, HDAM, etc., que a su vez usan los métodos de acceso de bajo nivel llamados SAM *(sequential access method:* método de acceso secuencial), OSAM *(overflow sequential access method:* método de acceso secuencial con desborde) e ISAM *(indexed sequential access method:* método de acceso secuencial indizado). El método de acceso de alto nivel usa una combinación de archivos en el método de acceso de bajo nivel (véase la Fig. 11.19).

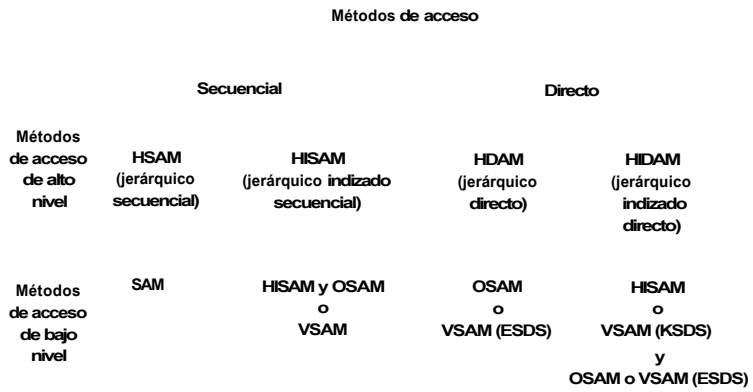


Figura 11.19 Panorama de los métodos de acceso de IMS.

HSAM. HSAM "pega" o "junta" los segmentos dentro de un árbol por *contigüidad física.* Los árboles en sí se colocan en secuencia física en el almacenamiento. Cada registro de base de datos física representa un árbol de ocurrencia. HSAM "encadena" los registros físicos secuencialmente, en orden de la clave de secuencia del segmento raíz, con tamaño de bloque fijo. Esta organización se parece a una cinta y sólo tiene importancia teórica, ya que no permite actualizaciones. Sin embargo, puede servir para vaciar y transportar bases de datos. Una vez cargada una base de datos (empleando órdenes ISRT), sólo se permiten las operaciones GET (con excepción de GET HOLD). Si es necesario modificar, insertar o eliminar datos, se lee la base de datos vieja y luego se escribe una copia nueva completa. Esta organización sirve para procesar datos que no cambian durante periodos largos.

HISAM. En la organización HISAM la base de datos consta de dos archivos o áreas de almacenamiento o conjuntos de datos: un archivo (el área principal) contiene segmentos raíz (más ciertos segmentos adicionales que caben dentro del registro en ese archivo); otro archivo (el área de desborde) contiene la porción restante de cada árbol linealizado. La figura 11.20 muestra cómo se almacenaría en IMS el registro de base de datos física correspondiente a la figura 11.7 usando HISAM. Puede verse cómo el registro se divide en dos archivos y cómo los bloques de longitud fija se enlazan dentro del desborde.

Ambos archivos tienen registros de longitud fija. En consecuencia, debido a las longitudes no uniformes de los segmentos, algo de espacio se desperdicia al final de los registros. El primer archivo es un área ISAM o bien VSAM accesible a través de un índice sobre el campo de secuencia del segmento raíz. Este es un método de acceso muy común en IMS.

HDAM. Una base de datos HDAM consiste en un solo archivo OSAM o VSAM. En ambas estructuras HD, se tiene acceso al segmento raíz mediante una dispersión por campo de secuencia; los segmentos se almacenan de manera independiente y se enlazan mediante dos tipos de apuntadores:

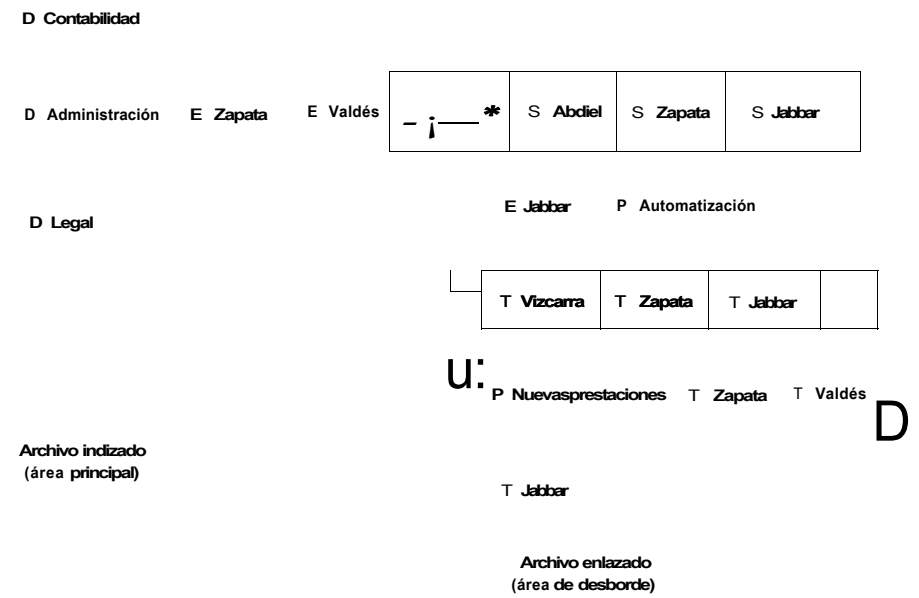


Figura 11.20 Organización de archivos HISAM en IMS.

- *Apuntadores jerárquicos:* Con los apuntadores jerárquicos, cada segmento apunta al siguiente en la secuencia jerárquica, excepto por el último segmento dependiente de la jerarquía, que no lleva apuntador. En esencia, éste es el recorrido en preorden del árbol.
- *Apuntadores hijo/gemelo:* La figura 11.21 muestra el empleo de los apuntadores hijo/gemelo. Cada tipo de segmentos tiene un *número designado* de apuntadores a hijos igual al número de tipos de segmentos hijo indicados en la definición de la base de datos, y un apuntador a gemelo. Para un árbol dado, el apuntador a hijo de un segmento puede ser (a) un valor nulo si no tiene un segmento hijo del tipo correspondiente (por ejemplo, ningún DEPENDIENTE para Zapata o Jabbar en la figura 11.21) o (b) la ubicación del primer segmento hijo del tipo correspondiente. Los hijos del mismo padre se enlazan con un apuntador a gemelo. El apuntador a gemelo del último hijo es nulo.

Cabe señalar que la organización HDAM no *ofrece acceso secuencial por el segmento raíz,* pero es posible obtenerlo mediante un índice secundario. También es posible crear apuntadores hacia atrás además de los apuntadores hacia adelante. La declaración de apuntadores se efectúa como parte de la definición de la base de datos.

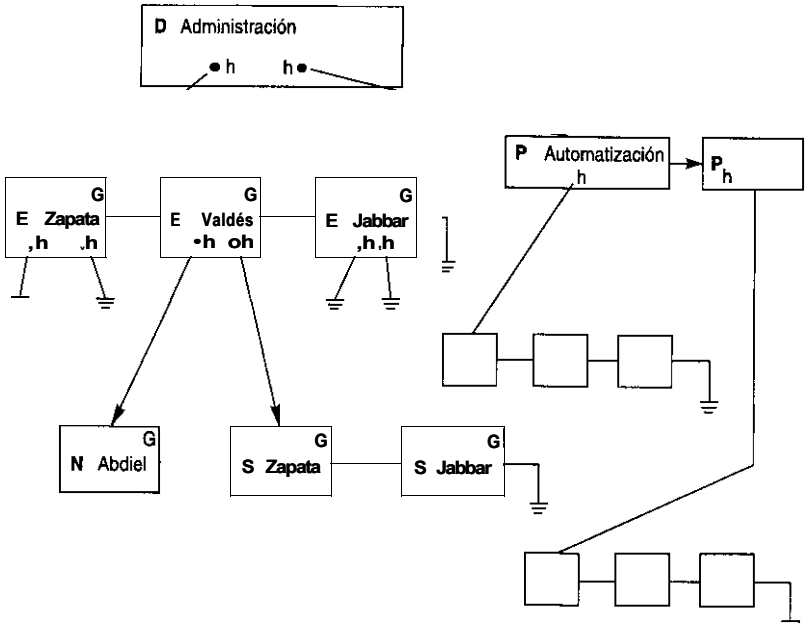


Figura **11.21 HDAM con apuntadores hijo/gemelo en IMS.**

Desde el punto de vista del rendimiento, los apuntadores jerárquicos son preferibles cuando se requiere acceso directo a la raíz y acceso secuencial por segmentos dependientes, como en la producción de informes, donde deben listarse varios segmentos diferentes. Los apuntadores hijo/gemelo son preferibles cuando se desea acceso rápido a los niveles inferiores de la jerarquía o a la parte inferior derecha del árbol. HDAM difiere de los otros tres métodos de acceso en que la carga inicial de la base de datos puede hacerse en cualquier orden (aleatorio), árbol por árbol.

HIDAM. Una base de datos HIDAM consiste en dos partes: una base de datos índice y una base de datos de "datos". Esta última es un solo archivo OSAM o VSAM (conjunto de datos en orden de entrada) que consta de registros de longitud ñja inicialmente cargados en secuencia jerárquica. Se le trata como una base de datos HDAM por sí sola, y para enlazar los segmentos se emplean esquemas de apuntadores jerárquicos o bien hijo/gemelo.

La base de datos índice es una base de datos HISAM en la que la jerarquía consta de un solo tipo de segmento, un segmento índice. Cada uno de éstos contiene un valor de campo de secuencia raíz como clave y el apuntador a ese segmento raíz en la base de datos como campo de datos. La base de datos índice es mucho más pequeña que la de datos. Si se usa VSAM, un conjunto de datos en secuencia por clave basta como base de datos de índice. El aprovechamiento del espacio por parte de la base de datos índice es más eficiente con VSAM que con ISAM/OSAM. Las bases de datos HIDAM se usan mucho porque combinan las ventajas de HISAM y de HDAM. El acceso directo a los segmentos raíz de la base de datos se logra usando la clave de secuencia raíz como clave de dispersión; el acceso indizado está disponible a través de la base de datos de índice.

Otras estructuras de almacenamiento IMS. Además de los métodos de acceso antes descritos, IMS cuenta con las siguientes estructuras de almacenamiento adicionales:

1. HSAM simple (SHSAM) y HISAM simple (SHISAM) son variantes de HSAM y HISAM, respectivamente, en las que la base de datos contiene sólo un tipo de segmentos (el segmento raíz).
2. La característica de camino rápido de IMS está diseñada para sistemas de transacciones en línea con altas tasas de transacciones y procesamiento relativamente simple. Ofrece recursos de comunicación de datos y dos estructuras especiales de base de datos:
   a. Bases de datos de memoria principal (MSDB: *main storage databases):* Una MSDB es una base de datos exclusivamente de raíz. Se mantiene en la memoria principal durante toda la operación del sistema. Las tablas de referencia pequeñas, como las tablas de conversión y los horarios, son buenos candidatos para MSDB.
   b. Bases de datos de introducción de datos (DEDB: *data entry databases):* Una DEDB es una forma especial de base de datos HDAM diseñada para mejorar la disponibilidad y el rendimiento. Es una forma restringida de jerarquía con sólo dos niveles, y puede estar dividida en hasta 240 áreas. El segmento del extremo izquierdo del segundo nivel, llamado *tipo de segmentos dependiente secuencial,* recibe un tratamiento especial. Cada área es un conjunto de datos VSAM individual, y cada registro de la base de datos (raíz más todos los dependientes) está contenido totalmente en el área. Las particiones son invisibles para la aplicación.
3. Grupos de conjuntos de datos (DSG: *data set groups)* secundarios: Una base de datos HISAM, HDAM o HIDAM puede dividirse en grupos de tipos de segmentos. Es posible crear un grupo de conjunto de datos primario y nueve grupos de conjuntos de datos secundarios. El DSG primario contiene el segmento raíz. Cada DSG secundario es una base de datos individual que contiene todas las ocurrencias de segmentos del tipo de segmentos que pertenece a él.

Indización secundaria en IMS. En el capítulo 5 vimos la importancia de los índices secundarios para reducir los tiempos de acceso en diversos tipos de archivos. IMS contempla sólo dos tipos de índices secundarios, a saber:

1. Un índice que provee acceso a un segmento raíz o dependiente con base en el valor de cualquiera de sus campos.
2. Un índice que indiza un segmento dado con base en un campo de algún *segmento de un nivel inferior.* En la base de datos de la figura 11.5, algunos de los posibles índices secundarios son:
   A. Un índice de DEPARTAMENTO por nombre de departamento (NOMBRED).
   B. Un índice de DEPENDIENTE por fecha de nacimiento (FECHANAC).
   C. Un índice de DEPARTAMENTO por ubicación de un proyecto de ese departamento (LUGARPen PROYECTO).

El procesamiento de índices secundarios en IMS adolece de dos defectos:

1. El código en DL/1 debe referirse explícitamente a un índice para poder usarlo; de lo contrario, el procesamiento se efectúa *sin* el índice.

2. Cuando se usa un campo de un segmento de nivel inferior en la jerarquía para la indización, la jerarquía se visualiza como si estuviera reestructurada con ese segmento como raíz.

Ambas características violan directamente el objetivo de independencia con respecto a los datos (véase la Sec. 2.2), por la cual la vista externa de un usuario queda aislada de la organización interna de la base de datos.

11.8 Resumen

En este capítulo estudiamos el modelo jerárquico, que representa los datos haciendo hincapié en los vínculos jerárquicos. La exposición tocó el tema de manera general, aunque en algunos aspectos seguimos el patrón del principal sistema jerárquico: IMS de IBM. En cuanto a las diferencias con respecto a IMS, casi todas las destacamos (aunque sin tratarlas a fondo) en el texto y en las notas a pie de página. Las principales estructuras que usa el modelo jerárquico son los tipos de registros y los tipos de vínculos padre-hijo (VPH). Cada tipo de VPH define un vínculo jerárquico 1:N entre un tipo de registros padre y un tipo de registros hijo. Los vínculos son estrictamente jerárquicos en el sentido de que un tipo de registros puede participar como hijo en, como máximo, un tipo de VPH. Esta restricción dificulta la representación de una base de datos en la que haya muchos vínculos.

En seguida vimos cómo se pueden definir los esquemas de bases de datos jerárquicas en forma de múltiples esquemas jerárquicos de tipos de registros. Un esquema jerárquico es básicamente una estructura de datos de árbol. En correspondencia con un esquema jerárquico, en la base de datos habrá varios árboles de ocurrencia. La secuencia jerárquica para almacenar registros de base de datos a partir de un árbol de ocurrencia es un recorrido en preorden de los registros de dicho árbol. El tipo de cada registro se almacena junto con el registro para que el SGBD pueda identificar los registros al examinarlos en el orden de la secuencia jerárquica.

Después examinamos las limitaciones que tiene la representación jerárquica cuando se intenta representar vínculos M : N o vínculos en los que participen más de dos tipos de registros. Es posible representar algunos de estos casos si permitimos la existencia de registros redundantes en la base de datos. Usamos el concepto de vínculo padre-hijo virtual (VPHV) para que un tipo de registros pueda tener dos padres: uno real y uno virtual. Este tipo de VPHV también puede servir para representar vínculos M:N sin redundancia de registros. También tratamos los tipos de restricciones de integridad implícitas en las jerarquías.

En la sección 11.5 estudiamos el diseño de bases de datos jerárquicas a partir de un esquema conceptual ER. En general, el modelo jerárquico funciona bien con aplicaciones de bases de datos que sean naturalmente jerárquicas. Sin embargo, cuando hay muchos vínculos no jerárquicos, es difícil tratar de ajustar dichos vínculos a una forma jerárquica, y a menudo las representaciones resultantes son insatisfactorias. A continuación presentamos las órdenes de un lenguaje de definición de datos jerárquicos hipotético (HDDL) y de un lenguaje de manipulación de datos jerárquicos de registro por registro (HDML). El HDML se basa en la secuencia jerárquica. Vimos la manera de escribir programas con órdenes de HDML incorporadas para obtener información de una base de datos jerárquica y para actualizar dicha base de datos.

Por último, presentamos la arquitectura básica, las características de lenguaje y la organización de almacenamiento de un sistema de bases de datos jerárquicas muy utilizado, IMS.

Aunque el modelo relacional y los SGBD relacionales se han popularizado mucho a últimas fechas, el modelo jerárquico se seguirá utilizando durante varios años más debido a la enorme inversión que se ha destinado a los SGBD jerárquicos en el mundo comercial. Además, el modelo jerárquico es idóneo para situaciones en las que la mayoría de los vínculos son jerárquicos y en las que el acceso a las bases de datos aprovecha principalmente estos vínculos.

Preguntas de repaso

11.1. Defina los siguientes términos: *tipo de vínculos padre-hijo* (VPH), *raíz de una jerarquía, hoja de una jerarquía.*

11.2. Analice las principales propiedades de una jerarquía.

11.3. Explique los problemas que arroja el empleo de un tipo de VPH para representar un vínculo M : N.

11.4. ¿Qué es un árbol de ocurrencia de una jerarquía?

11.5. ¿Qué es la secuencia jerárquica? ¿Por qué es necesario asignar un campo de tipo de registros a cada registro cuando se usa la secuencia jerárquica para representar un árbol de ocurrencia?

11.6. Defina los siguientes términos: *camino jerárquico, retama, bosque de árboles, base de datos jerárquica.*

11.7. ¿Qué son los tipos de vínculos padre-hijo virtuales (VPHV)? ¿En qué sentido aumentan la capacidad de modelado del modelo jerárquico?

11.8. Analice las diferentes técnicas con que se pueden implementar los tipos de VPHV en una base de datos jerárquica.

11.9. Analice las restricciones de integridad inherentes del modelo jerárquico.

11.10. Indique cómo se representan los siguientes tipos de vínculos en el modelo jerárquico: (a) vínculos M : N ; (b) vínculos n-arios, conn > 2; (c) vínculos 1:1. Explique la forma de transformar un esquema ER a un esquema jerárquico.

11.11. ¿Por qué es necesario incorporar las órdenes de HDML en un lenguaje de programación anfitrión como PASCAL?

11.12. Explique los siguientes conceptos, e identifique la utilidad de cada uno cuando se escribe un programa de base de datos en HDML: (a) área de trabajo del usuario (UWA); (b) indicadores de actualidad; (c) indicador de estado de la base de datos.

11.13. Analice los diferentes tipos de órdenes GET del HDML, indicando cómo afecta cada uno los indicadores de actualidad.

11.14. Explique cómo se establecen los registros padre como resultado de una orden de obtención de datos. ¿Por qué la orden GET NEXT WITHIN PARENT no establece un nuevo padre?

11.15. Analice las órdenes de actualización de HDML.

Ejercicios

11.16. Especifique las consultas del ejercicio 6.19 en HDML incorporado en PASCAL sobre el esquema de base de datos jerárquica de la figura 11.10. Use las variables de programa PASCAL declaradas en la figura 11.11, y declare cualesquier variables adicionales que necesite.

11.17. Considere el esquema de base de datos jerárquica ilustrado en la figura 11.22, que corresponde al esquema relacional de la figura 2.1. Escriba enunciados apropiados en HDDL para definir los tipos de registros del esquema.

11.18. El esquema de la figura 11.22 contiene cierta redundancia; ¿cuáles elementos de información se repiten de manera redundante? ¿Puede especificar un esquema de base de datos jerárquica para esta base de datos sin redundancia usando VPHV?

11.19. Escriba segmentos de programa en PASCAL con órdenes de HDML incorporadas para especificar las consultas del ejercicio 7.16 sobre el esquema de la figura 11.22. Repita las mismas consultas sobre el esquema que haya preparado para el ejercicio 11.18.

11.20. Escriba segmentos de programa en PASCAL con órdenes de HDML incorporadas para efectuar las actualizaciones y tareas de los ejercicios 7.17 y 7.18 sobre el esquema de base de datos jerárquica de la figura 11.22. Especifique cualesquier variables de programa que necesite. Repita las mismas consultas sobre su esquema del ejercicio 11.18.

11.21. Escoja alguna aplicación de base de datos que conozca o le interese.

a. Diseñe un esquema de base de datos jerárquica para esa aplicación.

b. Declare sus tipos de registros, tipos de VPH y tipos de VPHV, usando el HDDL.

c. Especifique varias consultas y actualizaciones que necesite su aplicación de base de datos y escriba un segmento de programa en PASCAL con órdenes de HDML incorporadas para cada una de sus consultas.

d. Implemente su base de datos si tiene acceso a un SGBD jerárquico.

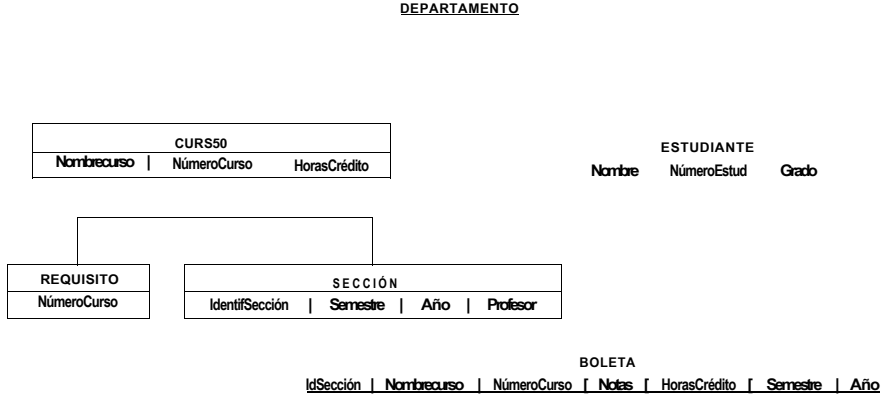


Figura 11.22 Esquema jerárquico para una base de datos universitaria.

11.22. Establezca la transformación de los siguientes esquemas ER a esquemas jerárquicos. Para cada esquema ER, especifique uno o más esquemas jerárquicos, indicando cuáles tienen redundancias y cuáles no.

a. El esquema ER AEROLÍNEA de la figura 3.19.

b. El esquema ER BANCO de la figura 3.20.

c. El esquema ER CONTROL_BUQUES de la figura 6.21.

Bibliografía selecta

IBM y North American Aviation (Rockwell International) desarrollaron el primer SGBD jerárquico —IMS y su lenguaje DL/1— a finales de la década de 1960. Son pocos los documentos de esa época que describan IMS. McGee (1977) presenta un panorama sobre IMS en un número de IBM *Systems Journal* dedicado a IMS. Bjoerner y Lovengren (1982) formalizan algunos aspectos del modelo de datos de IMS.

El Time-shared Data Management System (TDMS: sistema de gestión de datos de tiempo compartido), de System Development Corporation (ahora Burroughs) (Vorhaus y Mills 1967; Bleier y Vorhaus 1968), y el Remote File Management System (RFMS: sistema remoto de gestión de archivos), creado en la University of Texas en Austin (Everett *et al* 1971), son precursores de otro importante sistema jerárquico que se encuentra en el mercado, el System 2000, y que ahora comercializa SAS Inc. Hardgrave (1974, 1980) describe un lenguaje, BOLT, para el modelo jerárquico.

Tsichritzis y Lochovsky (1976) estudian la gestión de bases de datos jerárquicas, y de entre varios libros de texto en que se hacen descripciones generales sobre el modelo jerárquico podemos destacar Korth y Silberschatz (1991). Kroenke y Dolan (1988) analiza el procesamiento con DL/1, y Date (1990) presenta IMS como ejemplo de sistema jerárquico. Kapp y Leben (1978) analiza en detalle el lenguaje DL/1 desde el punto de vista del programador. Trabajos recientes han intentado incorporar estructuras jerárquicas en el modelo relacional (Gyssens *et al* 1989; Jagadish 1989); en ellos se tratan los modelos relaciónales anidados (véase la Sec. 21.6.2).

CAPÍTULO 12

Dependencias funcionales y normalización para bases de datos relaciónales

En los capítulos 6 a 8 presentamos varios aspectos del modelo relacional, con algunos ejemplos de bases de datos relaciónales. Cada *esquema de relación* consiste en diversos atributos, y el *esquema de base de datos relacional* consta de algunos esquemas de relación. Hasta aquí, hemos supuesto que los atributos se agrupan para formar un esquema de relación empleando el sentido común del diseñador de bases de datos o estableciendo una transformación de un esquema especificado en el modelo de entidad-vínculo a un esquema relacional. Sin embargo, no hemos contado con una medida formal de por qué una agrupación de atributos para formar un esquema de relación puede ser mejor que otra. No nos fundamos en ninguna medida de lo apropiado del diseño o de su calidad que no fuera la mera intuición del diseñador.

En este capítulo estudiaremos parte de la teoría que se ha desarrollado en un intento por elegir "buenos" esquemas de relación; esto es, por medir formalmente las razones por las que una agrupación de atributos en esquemas de relación es mejor que otra. Hay dos niveles en los que podemos evaluar la "bondad" de los esquemas de relación. El primero es el **nivel lógico,** que se refiere a la manera en que los usuarios interpretan los esquemas de relación y el significado de sus atributos. Contar con buenos esquemas de relación en este nivel ayuda a los usuarios a comprender con claridad el significado de las tupias de datos en las relaciones, y por tanto a formular sus consultas correctamente. El segundo es el **nivel de manipulación** (o de **almacenamiento),** que se refiere a cómo se almacenan y actualizan las tupias de una relación base. Este nivel sólo se aplica a los esquemas de relaciones base — que se almacenarán físicamente como archivos — mientras que en el nivel lógico nos interesan los esquemas tanto de las relaciones base como de las vistas (relaciones virtuales). La teoría para el diseño de bases de datos relaciónales expuesta en este capítulo vale sobre todo para las relaciones base, aunque algunos criterios de idoneidad se aplican también a las vistas, como veremos en la sección 12.1.

Comenzamos en la sección 12.1 con un análisis informal de algunos criterios para distinguir los esquemas de relación buenos y malos. Luego, en la sección 12.2, definiremos el concepto de dependencia funcional, que es la principal herramienta para medir formalmente la idoneidad de las agrupaciones de atributos en los esquemas de relación. También estudiaremos y analizaremos las propiedades de las dependencias funcionales. En la sección 12.3 mostraremos cómo usar las dependencias funcionales para agrupar atributos en esquemas de relación que estén en una forma normal. Un esquema de relación está en una forma normal cuando posee ciertas características deseables. Es posible definir formas normales para los esquemas de relación que dan lugar a agrupaciones progresivamente mejores. En la sección 12.4 estableceremos definiciones más generales de algunas formas normales.

El capítulo 13 continúa el desarrollo de la teoría relacionada con el diseño de buenos esquemas relaciónales. Mientras que en el capítulo 12 nos concentraremos en las formas normales para esquemas de una sola relación, en el capítulo 13 estudiaremos las medidas de idoneidad para cualquier conjunto de esquemas de relación que globalmente constituya un esquema de base de datos relacional. Especificaremos dos de esas propiedades — la propiedad de reunión no aditiva (sin pérdida) y la propiedad de conservación de la dependencia — y analizaremos algoritmos para diseñar bases de datos relaciónales a partir de las dependencias funcionales, las formas normales y las propiedades que acabamos de mencionar. En el capítulo 13 definiremos también otros tipos de dependencias y formas normales avanzadas que mejoran aún más las propiedades de los esquemas de relación.

El lector que sólo busque una explicación informal sobre la normalización puede pasar por alto las secciones 12.1.4,12.2.3,12.2.4 y 12.5.

12.1 Pautas informales de diseño para los esquemas de relaciones

En esta sección analizaremos cuatro *medidas informales* de la calidad para el diseño de esquemas de relaciones:

- Semántica de los atributos.
- Reducción de los valores redundantes en las tupias.
- Reducción de los valores nulos en las tupias.
- Prohibición de tupias espurias.

Estas medidas no siempre son independientes entre sí, como veremos.

12.1.1 *Semántica de los atributos de una relación*

Siempre que agrupemos atributos para formar un esquema de relación, supondremos que hay un cierto significado asociado a los atributos. En el capítulo 6 vimos cómo cada relación puede interpretarse como un conjunto de hechos o enunciados. Este significado, o **semántica,** especifica cómo se han de interpretar los valores de los atributos almacenados en una tupia de la relación; dicho de otro modo, qué relación hay entre los valores de los atributos de una tupia. Cuanto más fácil sea explicar la semántica de la relación, mejor será el diseño del esquema correspondiente.

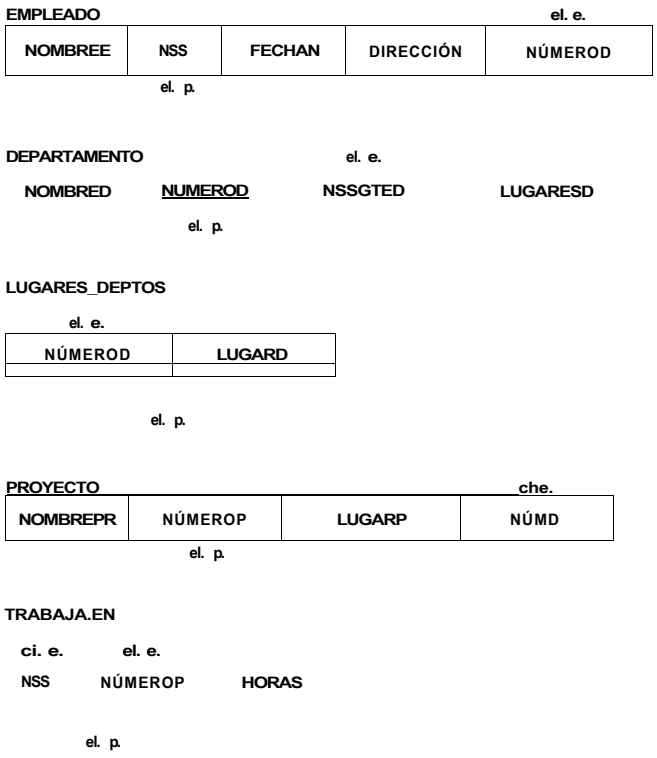


Figura 121 Versión simplificada del esquema de la base de datos relacional COMPAÑÍA.

Para ilustrar esto, consideremos una versión simplificada del esquema de base de datos relacional COMPAÑÍA de la figura 6.5, que aparece en la figura 12.1. En la figura 12.2 se muestran relaciones de ejemplo para este esquema. El significado del esquema de relación EMPLEADO es muy sencillo: cada tupia representa un empleado, con valores para su nombre (NOMBREE), número de seguro social (NSS), fecha de nacimiento (FECHAN) y domicilio (DIRECCIÓN), y para el número del departamento al que pertenece (NÚMEROD). El atributo NÚMEROD es una clave externa que representa un *vínculo implícito* entre EMPLEADO y DEPARTAMENTO. La semántica de los esquemas DEPARTAMENTO y PROYECTO también es evidente; cada tupia DEPARTAMENTO representa una entidad departamento, y cada tupia PROYECTO representa una entidad proyecto. El atributo NSSGTED de DEPARTAMENTO relaciona un departamento con el empleado que es su gerente, y NÚMD de PROYECTO relaciona un proyecto con el departamento que lo controla; ambos son atributos de clave externa. Por el momento, el lector debe hacer caso omiso del atributo LUGARESD de DEPARTAMENTO, pues se usará para ilustrar los conceptos de normalización en la sección 12.3.

La semántica de los otros dos esquemas de relación de la figura 12.1 es un poco más compleja. Cada tupia de LUGARES_DEPTOS contiene un número de departamento (NÚMEROD)

EMPLEADO

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	NÚMEROD
Cilwa Inca R	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	5
Wallace, Fpriprica T.	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	5
Zanata. Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321 .Sucre, MX	4
Va des Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	4
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 957, Heras, MX	5
Fcnfli"7fl Josefa A	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	5
Jabbar, Ahmed V.	987987987	29-MAR-59	Dalias 980, Higueras, MX	4
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	1

DEPARTAMENTO

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTED
Investigación	5	333445555
Administración	4	987654321
Dirección	1	888665555

LUGARES_DEPTOS

NÚMEROD	LUGARD
1	Higueras
4	Santiago
5	Belén
5	Sacramento
5	Higueras

TRABAJAREN

NSS	NÚMEROP	HORAS
123456789	1	32.5
123456789	2	7.5
666884444	3	40.0
453453453	1	20.0
453453453	2	20.0
333445555	2	10.0
333445555	3	10.0
333445555	10	10.0
333445555	20	10.0
999887777	30	30.0
999887777	10	10.0
987987987	10	35.0
987987987	30	5.0
987654321	30	20.0
987654321	20	15.0
888665555	20	nulo

PROYECTO

NOMBREP	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD
ProductoX	1	Belén	5
ProductoY	2	Sacramento	5
ProductoZ	3	Higueras	5
Automatización	10	Santiago	4
Reorganización	20	Higueras	1
Nuevasprestaciones	30	Santiago	4

Figura 122 Ejemplos de relaciones para el esquema de la figura 12.1.

y *una de* las ubicaciones del departamento (LUGARD). Cada tupia de TRABAJAREN contiene el número de seguro social de un empleado (NSS), el número de uno *de* los proyectos en los que ese empleado trabaja (NÚMEROP) y el número de horas por semana que el empleado trabaja en el proyecto (HORAS). No obstante, ambos esquemas tienen un significado bien definido, sin ambigüedad. El esquema LUGARES_DEPTOS representa un atributo multivaluado de DEPARTAMENTO, en tanto que TRABAJA_EN representa un vínculo M : N entre EMPLEADO y PROYECTO. Así pues, todos los esquemas de relación de la figura 12.1 pueden considerarse buenos en lo tocante a la claridad de su semántica. Podemos enunciar la siguiente pauta para el diseño de un esquema de relación:

PAUTA 1: Diseñe un esquema de relación de modo que sea fácil explicar su significado. No combine atributos de varios tipos de entidades y tipos de vínculos en una sola relación. Intuitivamente, si un esquema de relación corresponde a un tipo de entidades o a un tipo de vínculos, el significado tiende a ser claro. En caso contrario, tiende a ser una mezcla de múltiples entidades y vínculos y, por tanto, será semánticamente confuso. •

Los esquemas de relación de las figuras 12.3 (a) y (b) también tienen semántica clara. (Por ahora, el lector deberá hacer caso omiso de las líneas que están abajo de las relaciones, pues servirán para ilustrar la notación de dependencias funcionales en la sección 12.2.) Una tupia del esquema de relación EMP_DEPTO de la figura 12.3 (a) representa un solo empleado pero contiene información adicional; a saber, el nombre (NOMBRED) del departamento al que pertenece el empleado y el número de seguro social (NSSGTED) del gerente del departamento. En el caso de la relación EMP_PROY de la figura 12.3(b), cada tupia relaciona un empleado con un proyecto pero también incluye el nombre del empleado (NOMBREE), el nombre del proyecto (NOMBREPR) y la ubicación del proyecto (LUGARP). Aunque no hay nada incorrecto en estas relaciones desde el punto de vista lógico, se les considera diseños deficientes porque violan la pauta 1 al *mezclar atributos de entidades distintas del mundo real;* EMP_DEPTO mezcla atributos de empleados y departamentos y EMP_PROY mezcla atributos de empleados y proyectos. Pueden servir como vistas, pero provocan problemas cuando se usan como relaciones base, como veremos en la siguiente sección.

12.1.2 *Información redundante en las tupias y anomalías de actualización*

Uno de los objetivos en el diseño de esquemas es minimizar el espacio de almacenamiento que ocupan las relaciones base (archivos). La agrupación de atributos en esquemas de relación tiene un efecto significativo sobre el espacio de almacenamiento. Por ejemplo, basta con comparar el espacio utilizado por las dos relaciones base EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 12.2 con el espacio de la relación base EMP_DEPTO de la figura 12.4, que es el resultado de aplicar la operación de reunión natural a EMPLEADO y DEPARTAMENTO. En

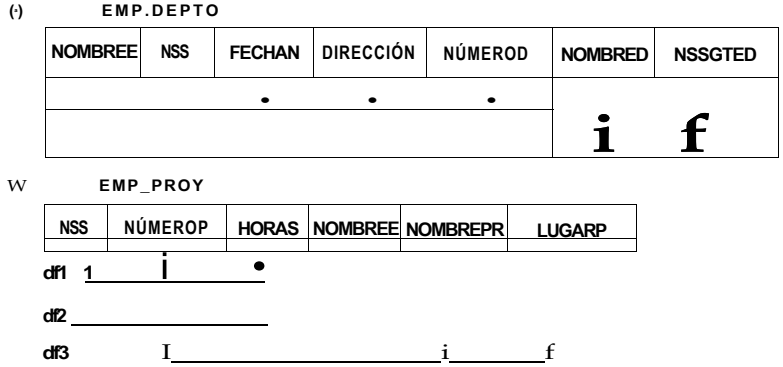


Figura 12.3 Dos esquemas de relación y sus dependencias funcionales, (a) El esquema de relación EMPJDEPTO. (b) El esquema de relación EMP_PROY.

EMP_DEPTO, los valores de los atributos pertenecientes a un departamento en particular (NÚMEROD, NOMBRED, NSSGTED) se repiten para cada empleado que trabaja para ese departamento. En cambio, la información de cada departamento aparece sólo una vez en la relación DEPARTAMENTO de la figura 12.2. Sólo el número del departamento (NÚMEROD) se repite en la relación EMPLEADO para cada empleado que pertenece al departamento. Podemos hacer comentarios similares respecto a la relación EMP_PROY (Fig. 12.4) que hace crecer la relación TRABAJA_EN con atributos adicionales de EMPLEADO y PROYECTO.

Otro problema grave que surge al emplear las relaciones de la figura 12.4 como relaciones base es el de las **anomalías de actualización.** Éstas pueden clasificarse en anomalías de inserción, anomalías de eliminación y anomalías de modificación.[1]

Anomalías de inserción. Éstas pueden diferenciarse en dos tipos, que ilustramos con los siguientes ejemplos basados en la relación EMP_DEPTO:

- Si queremos insertar la tupia de un nuevo empleado en EMP_DEPTO, debemos incluir los valores de los atributos del departamento al que pertenece, o bien nulos (si

EMP DEPTO

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	NÚMEROD	NOMBRED	NSSGTED
Silva, José B.	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Vizcarra, Federico T.	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Zapata, Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX	4	Administración	987654321
Valdés, Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	4	Administración	987654321
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 957, Heras, MX	5	Investigación	333445555
Esparza, Josefa A.	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Jabbar, Ahmed V.	987987987	29-MAR-59	Dalias 980, Higueras, MX	4	Administración	987654321
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	1	Dirección	888665555

EMP.PROY

NSS	NÚMEROP	HORAS	NOMBREE	NOMBREPR	LUGARP
123456789	1	32.5	Silva, José B.	ProductoX	Belén
123456789	2	7.5	Silva, José B.	ProductoY	Sacramento
666884444	3	40.0	Nieto, Ramón K.	ProductoZ	Higueras
453453453	1	20.0	Esparza, Josefa A.	ProductoX	Sacramento
453453453	2	20.0	Esparza, Josefa A.	ProductoY	Sacramento
333445555	2	10.0	Vizcarra, Federico T.	ProductoY	Sacramento
333445555	3	10.0	Vizcarra, Federico T.	ProductoZ	Higueras
333445555	10	10.0	Vizcarra, Federico T.	Automatización	Santiago
333445555	20	10.0	Vizcarra, Federico T.	Reorganización	Higueras
999887777	30	30.0	Zapata, Alicia J.	Nuevasprestaciones	Santiago
999887777	10	10.0	Zapata, Alicia J.	Automatización	Santiago
987987987	10	35.0	Jabbar, Ahmed V.	Automatización	Santiago
987987987	30	5.0	Jabbar, Ahmed V.	Nuevasprestaciones	Santiago
987654321	30	20.0	Valdés, Jazmín S.	Nuevasprestaciones	Santiago
987654321	20	15.0	Valdés, Jazmín S.	Reorganización	Higueras
888665555	20	nulo	Botello, Jaime E.	Reorganización	Higueras

Figura 12.4 Ejemplos de relaciones para los esquemas de la figura 12.3 que resultan de aplicar una REUNIÓN NATURAL a las relaciones de la figura 12.2.

tCodd (1972a) identificó estas anomalías para justificar la necesidad de normalizar estas relaciones,
mos en la sección 12.3.

el empleado todavía no pertenece a ningún departamento). Por ejemplo, para insertar una nueva tupia de un empleado que pertenece al departamento 5, debemos introducir correctamente los valores del departamento 5 para que sean *congruentes* con los valores del departamento 5 en otras tupias de EMP_DEPTO. En el diseño de la figura 12.2 no tenemos que preocuparnos por este problema de congruencia ya que sólo introduciremos el número del departamento en la tupia del empleado; todos los demás atributos del departamento 5 se registrarán una sola vez en la base de datos, como una tupia única de la relación DEPARTAMENTO.

- Es difícil insertar en la relación EMP_DEPTO un nuevo departamento que todavía no tenga empleados. La única forma de hacer esto es colocar valores nulos en los atributos de empleado. Esto originará problemas porque NSS es la clave primaria de EMP_DEPTO, y se supone que cada tupia representa una entidad empleado, no una entidad departamento. Es más, cuando se asigne el primer empleado a ese departamento ya no necesitaremos la tupia con valores nulos. Este problema no se presentará en el diseño de la figura 12.2, porque los departamentos se introducen en la relación DEPARTAMENTO sin importar si algún empleado pertenece a ellos o no; y siempre que un empleado se asigna a ese departamento se insertará una tupia correspondiente en EMPLEADO.

Anomalías de eliminación. Este problema se relaciona con la segunda situación de anomalía de inserción que acabamos de ver. Si eliminamos de EMP_DEPTO una tupia de empleado que representa al último empleado perteneciente a un cierto departamento, la información concerniente a ese departamento se perderá de la base de datos. Este problema no ocurre en la base de datos de la figura 12.2, porque las tupias de DEPARTAMENTO se almacenan aparte.

Anomalías de modificación. En EMP_DEPTO, si alteramos el valor de uno de los atributos de un departamento dado —digamos, el gerente del departamento 5— deberemos actualizar las tupias de todos los empleados que pertenezcan a ese departamento; de lo contrario, la base de datos se volverá inconsistente. Si dejamos algunas tupias sin actualizar, el mismo departamento tendrá dos valores de gerente distintos en diferentes tupias de empleado, lo que no debe suceder.

Con base en las tres anomalías anteriores, podemos enunciar la siguiente pauta:

PAUTA 2: Diseñe los esquemas de las relaciones base de modo que no haya anomalías de inserción, eliminación o modificación en las relaciones. Si hay anomalías, señálelas con claridad a fin de que los programas que actualicen la base de datos operen correctamente. •

La segunda pauta es congruente con la primera y, en cierta forma, es otro modo de expresarla. También podemos percatarnos de la necesidad de un mecanismo más formal para evaluar si un diseño sigue o no estas pautas. En las secciones 12.2 a 12.4 se presentarán estos conceptos formales necesarios. Es importante señalar que hay ocasiones en que *es preciso violar* estas pautas para *mejorar el rendimiento* de ciertas consultas. Por ejemplo, si una consulta importante obtiene información relativa al departamento de un empleado, junto con los atributos del empleado, el esquema EMP_DEPTO puede servir como relación base. Sin embargo, debemos tomar nota de las anomalías de EMP_DEPTO y entenderlas

perfectamente de modo que, al actualizar la relación base, no se produzcan inconsistencias. En general, es aconsejable usar relaciones base libres de anomalías y especificar vistas que incluyan las reuniones para colocar juntos los atributos a los que frecuentemente se hace referencia en consultas importantes. Esto reduce el número de términos de reunión especificados en la consulta, lo que facilitará su escritura correcta y en muchos casos[1] mejorará el rendimiento.

12.13 *Valores nulos en las tupias*

En algunos diseños de esquemas quizá agruparemos muchos atributos para formar una relación "gruesa". Sí muchos de los atributos no se aplican a todas las tupias de la relación, acabaremos con un gran número de nulos en esas tupias. Esto puede originar un considerable desperdicio de espacio en el nivel de almacenamiento y posiblemente dificultar el entendimiento del significado de los atributos y la especificación de operaciones de REUNIÓN en el nivel lógico. Otro problema con los nulos es cómo manejarlos cuando se aplican funciones agregadas como COUNT o SUM. Además, los nulos pueden tener múltiples interpretaciones, como los siguientes:

- El atributo *no se aplica* a esta tupia.
- Se *desconoce* el valor del atributo para esta tupia.
- El valor *se conoce pero está ausente;* esto es, todavía no se ha registrado.

Tener la misma representación para todos los nulos puede hacer que se confundan los diferentes significados que podrían tener. Por tanto, podemos expresar otra pauta como sigue:

PAUTA 3: Hasta donde sea posible, evite incluir en una relación base atributos cuyos valores puedan ser nulos. Si no es posible evitar los nulos, asegúrese de que se apliquen sólo en casos excepcionales y no a la mayoría de las tupias de una relación. •

Por ejemplo, si sólo el 10% de los empleados tienen oficinas individuales, no se justificará incluir un atributo NÚM_0FICINA en la relación EMPLEADO; más bien, podríamos crear una relación 0FICINAS_EMPS(NSSE, NÚM_0FICINA) que contenga exclusivamente tupias para los empleados con oficinas individuales.

12.1.4 *Tupias espurias**

Consideremos los dos esquemas de relación LUGARES_EMPS y EMP_PROY1 de la figura 12.5(a), que podríamos usar en vez de la relación EMP_PROY de la figura 12.3(b). Una tupia en LUGARES_EMPS significa que el empleado cuyo nombre es NOMBREE trabaja en *algún proyecto* cuya ubicación es LUGARP. Una tupia en EMP_PROY1 significa que el empleado cuyo número de seguro social es NSS trabaja HORAS por semana en el proyecto cuyo nombre, número y ubicación son NOMBREPR, NÚMEROP y LUGARP. La figura 12.5 (b) muestra extensiones de

[1] El rendimiento de una consulta especificada sobre una vista que es la reunión de varias relaciones base depende de la manera en que el SGBD implemente la vista. Muchos SGBD relaciónales materializan una vista que se use con frecuencia para no tener que realizar las reuniones muy seguido. Sigue siendo obligación del SGBD actualizar automáticamente la vista materializada cada vez que se actualizan las relaciones base.

(a)

LUGARESJEMP

NOMBREE	LUGARP

el. p.

EMP_PROY1

NSS	NÚMEROP	HORAS	NOMBREPR	LUGARP

—Y—
el. p.

(b)

LUGARES_EMP

NOMBREE	LUGARP
Silva, José B.	Belén
Silva, José B.	Sacramento
Nieto, Ramón K.	Higueras
Esparza, Josefa A.	Belén
Esparza, Josefa A.	Sacramento
Vizcarra, Federico T.	Sacramento
Vizcarra, Federico T.	Higueras
Vizcarra, Federico T.	Santiago
Zapata, Alicia J.	Santiago
Jabbar, Ahmed V.	Santiago
Valdés, Jazmín S.	Santiago
Valdés, Jazmín S.	Higueras
Botello, Jaime E.	Higueras

EMP_PROY1

NSS	NÚMEROP	HORAS	NOMBREPR	LUGARP
123456789	1	32.5	ProductoX	Belén
123456789	2	7.5	ProductoY	Sacramento
666884444	3	40.0	ProductoZ	Higueras
453453453	1	20.0	ProductoX	Belén
453453453	2	20.0	ProductoY	Sacramento
333445555	2	10.0	ProductoY	Sacramento
333445555	3	10.0	ProductoZ	Higueras
333445555	10	10.0	Automatización	Santiago
333445555	20	10.0	Reorganización	Higueras
999887777	30	30.0	Nuevasprestaciones	Santiago
999887777	10	10.0	Automatización	Santiago
987987987	10	35.0	Automatización	Santiago
987987987	30	5.0	Nuevasprestaciones	Santiago
987654321	30	20.0	Nuevasprestaciones	Santiago
987654321	20	15.0	Reorganización	Higueras
888665555	20	nulo	Reorganización	Higueras

Figura 12.5 Representación alternativa de ÈMP_PROY. (a) Representación de EMP_PROY de la figura 12.3 (b) con dos esquemas de relación: LUGARES_EMPS y EMP_PROY1. (b) Resultado de proyectar la relación EMP_PROY de la figura 12.4 sobre los atributos de EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS.

las relaciones LUGARES_EMPS y EMP_PROY1 que corresponden a la relación EMP_PROY de la figura 12.4 y que se obtienen aplicando las operaciones PROYECTAR *(n)* apropiadas a EMP_PROY (haga caso omiso por ahora de las líneas punteadas en la figura 12.5(b)).

Suponga que EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS son las. relaciones base, en vez de EMP_PROY. Esto produce un diseño de esquema particularmente insatisfactorio, porque no es posible recuperar la información contenida originalmente en EMP_PROY a partir de EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS. Si intentamos una operación de REUNIÓN NATURAL con EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS obtendremos muchas más tupias de las que tenía EMP_PROY. En la figura 12.6 se muestra sólo el resultado de aplicar la reunión a las tupias que están *arriba* de las líneas punteadas en la figura 12.5(b), para reducir el tamaño de la relación resultante. Las tupias adicionales que no estaban en EMP_PROY se denominan **tupias espurias** porque representan información espuria o *errónea* que no es válida. En la figura 12.6, las tupias espurias están marcadas con asteriscos (*).

La descomposición de EMP_PROY en LUGARES_EMPS y EMP_PROY1 no es satisfactoria porque, cuando las reunimos otra vez con una REUNIÓN NATURAL, no obtenemos la información original correcta. Esto se debe a que LUGARP es el atributo que relaciona LUGARES_EMPS y EMP_PROY1, y LUGARP no es ni clave primaria ni clave externa en cualquiera de esas dos relaciones. Ahora podemos expresar informalmente otra pauta de diseño:

PAUTA 4: Diseñe los esquemas de relación de modo que puedan reunirse mediante condiciones de igualdad sobre atributos que sean claves primarias o claves externas, a fin de garantizar que no se formarán tupias espurias. •

	NSS	NÚMEROP	HORAS	NOMBREPR	LUGARP	NOMBREE
	123456789	1	32.5	ProductoX	Belén	Silva, José B.
*	123456789	1	32.5	ProductoX	Belén	Esparza, Josefa A.
	123456789	2	7.5	ProductoY	Sacramento	Silva, José B.
*	123456789	2	7.5	ProductoY	Sacramento	Esparza, Josefa A.
*	123456789	2	7.5	ProductoY	Sacramento	Vizcarra, Federico T.
	666884444	3	40.0	ProductoZ	Higueras	Nieto, Ramón K.
*	666884444	3	40.0	ProductoZ	Higueras	Vizcarra, Federico T.
*	453453453	1	20.0	ProductoX	Belén	Silva, José B.
	453453453	1	20.0	ProductoX	Belén	Esparza, Josefa A.
*	453453453	2	20.0	ProductoY	Sacramento	Silva, José B.
	453453453	2	20.0	ProductoY	Sacramento	Esparza, Josefa A.
*	453453453	2	20.0	ProductoY	Sacramento	Vizcarra, Federico T.
*	333445555	2	10.0	ProductoY	Sacramento	Silva, José B.
*	333445555	2	10.0	ProductoY	Sacramento	Esparza, Josefa A.
	333445555	2	10.0	ProductoY	Sacramento	Vizcarra, Federico T.
*	333445555	3	10.0	ProductoZ	Higueras	Nieto, Ramón K.
	333445555	3	10.0	ProductoZ	Higueras	Vizcarra, Federico T.
	333445555	10	10.0	Automatización	Santiago	Vizcarra, Federico T.
*	333445555	20	10.0	Reorganización	Higueras	Nieto, Ramón K.
	333445555	20	10.0	Reorganización	Higueras	Vizcarra, Federico T.

Figura 12.6 Resultado de aplicar la operación de REUNIÓN NATURAL a EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS, con las tupias espurias marcadas con *.

Es obvio que esta pauta informal deberá expresarse de manera más formal. En el capítulo 13 trataremos una condición formal, la llamada propiedad de reunión no aditiva (o sin pérdidas), con la que se garantizará que ciertas reuniones no producirán tupias espurias.

12.1.5 *Análisis*

En las secciones 12.1.1 a 12.1.4 estudiamos informalmente situaciones que dan origen a esquemas de relación problemáticos y propusimos pautas informales para un buen diseño relacional. En lo que resta del capítulo expondremos conceptos y teorías formales con los que podremos definir con mayor precisión qué tan "bueno" o "malo" es un esquema de relación *individual*. Especificaremos varias formas normales para los esquemas de relación, y en el capítulo 13 presentaremos criterios adicionales para especificar que un *conjunto de esquemas de relación* constituye un buen esquema de base de datos relacional. También presentaremos algoritmos que aprovechan esta teoría para diseñar esquemas de bases de datos, relaciónales y definiremos formas normales adicionales que van más allá de la FNBC. Las formas normales que definiremos en este capítulo se basan en el concepto de dependencia funcional, que describiremos a continuación, en tanto que las formas normales que veremos en el capítulo 13 contemplan otros tipos de dependencias de los datos, que se denominan dependencias multivaluadas y dependencias de reunión.

12.2 Dependencias funcionales

El concepto individual más importante en el diseño de esquemas relaciónales es el de dependencia funcional. En esta sección definiremos formalmente el concepto, y en la sección 12.3 veremos cómo da lugar a esquemas de relación en formas normales.

12.2.1 *Definición de dependencia funcional*

Una dependencia funcional es una restricción entre dos conjuntos de atributos de la base de datos. Suponga que nuestro esquema de base de datos relacional tiene n atributos $A_1, A_2, \ldots A_n$, y que toda la base de datos se describe con un solo esquema de relación universal $R = \{A_1, A_2, \ldots A_n\}$.[1] Con esto no implicamos que de hecho almacenaremos la base de datos como una sola tabla universal; únicamente vamos a usar este concepto para desarrollar la teoría formal de las dependencias de datos.[2]

Una dependencia funcional, denotada por X -> Y, entre dos conjuntos de atributos X y Y que son subconjuntos de R especifica una restricción sobre las posibles tupias que podrían formar un ejemplar de relación r de R. La restricción dice que, para cualesquier dos tupias t_1 y t_2 de r tales que $t_1[X] = t_2[X]$, debemos tener también $t_1[Y] = t_2[Y]$. Esto significa que los valores del componente Y de una tupia de r dependen de los valores del componente X, o están determinados por ellos; o bien, que los valores del componente X de una tupia determinan de manera única (o funcionalmente) los valores del componente Y. También decimos que hay una dependencia funcional de X a Y o que Y depende funcionalmente de X. Abreviaremos la dependencia funcional con DF. El conjunto de atributos X se denomina miembro izquierdo de la DF, y Y es el miembro derecho.

Así pues, X determina funcionalmente a Y en un esquema de relación R si y sólo si, siempre que dos tupias r(R) coincidan en su valor X, necesariamente deben coincidir en su valor Y. Observe que:

- Si una restricción de R dice que no puede haber más de una tupia con un valor X dado en cualquier ejemplar de relación r(R) —esto es, X es una clave candidata de R— esto implica que X -> Y para cualquier subconjunto de atributos Y de R.
- Si X —> Y en R, esto no nos dice si Y —» X en R o no.

Las dependencias funcionales son propiedades del significado o la semántica de los atributos. Aprovechamos nuestra comprensión de la semántica de los atributos de R —esto es, qué relación hay entre ellos— para especificar las dependencias funcionales que deben cumplirse en *todos* los estados de relación (extensiones) r de R. Siempre que la semántica de dos conjuntos de atributos de R indique que debe cumplirse una dependencia funcional, especificaremos esa dependencia como una restricción. Las extensiones de relación r(R) que satisfagan las restricciones de dependencia funcional se denominarán extensiones permitidas (o estados de relación permitidos) de R, porque obedecen las restricciones de dependencia funcional. Por ende, la utilidad principal de las dependencias funcionales es describir mejor un esquema de relación R mediante la especificación de restricciones sobre sus atributos que deban cumplirse *siempre*.

Consideremos el esquema de relación EMP_PROY de la figura 12.3(b); a partir de la semántica de los atributos, sabemos que deben cumplirse las siguientes dependencias funcionales:

(a) NSS -> NOMBREE
(b) NÚMEROP-» {NOMBREPR, LUGARP}
(c) {NSS, NÚMEROP}-CHORAS

Estas dependencias funcionales especifican que (a) el valor del número de seguro social de un empleado (NSS) determina de manera única el nombre de ese empleado (NOMBREE), (b) el valor del número de un proyecto (NÚMEROP) determina de manera única el nombre del proyecto (NOMBREPR) y su lugar (LUGARP), y (c) una combinación de valores de NSS y NÚMEROP determina de manera única el número de horas que el empleado trabaja en el proyecto cada semana (HORAS). Alternativamente, podemos decir que NOMBREE está determinado funcionalmente por (o depende funcionalmente de) NSS, o "dado un valor de NSS, conocemos el valor de NOMBREE", y así sucesivamente.

La figura 12.3 también presenta una notación diagramática para indicar las dependencias funcionales: cada DF se muestra como una línea horizontal. Los atributos del miembro izquierdo de la DF se conectan mediante líneas verticales a la línea horizontal que representa la DF. Los atributos del miembro derecho de la DF se conectan a la línea horizontal mediante flechas que apuntan a los atributos, como se aprecia en las figuras 12.3 (a) y (b).

Una dependencia funcional es una *propiedad del esquema de relación* (intensión) R, y no de un ejemplar de relación permitido (extensión) r de R en particular. Por ello, una DF *no puede* inferirse automáticamente de una extensión de relación r dada, sino que debe definirla explícitamente alguien que conozca la semántica de los atributos de R. Por ejemplo,

[1] Este concepto de relación universal adquirirá importancia cuando analicemos los algoritmos para diseñar bases de datos en el capítulo 13.

[2] Esta suposición significa que todos los atributos de la base de datos deben tener un *nombre distinto*. En el capítulo 6 pusimos como prefijos los nombres de relación a los nombres de atributos para lograr la unicidad cada vez que los atributos de diferentes relaciones tenían el mismo nombre.

IMPARTIR

PROFESOR	CURSO	TEXTO
Silva	Estructuras de datos	Bartram
Silva	Gestiqn de datos	Al-Nour
Heras	Compiladores	Hoffman.
Bravo	Estructuras de datos	Augenthaler

Figura 12.7 La relación IMPARTIR.

la figura 12.7 ilustra un ejemplar de relación específico del esquema de relación **IMPARTIR.** Aunque a primera vista podríamos sentirnos tentados a decir que **TEXTO —» CURSO,** no podremos confirmar esto a menos que sepamos que se cumple para todos los posibles estados de relación de **IMPARTE.** Por otro lado, basta con presentar un solo contraejemplo para demostrar que no existe una dependencia funcional. Por ejemplo, del hecho de que 'Silva' imparte tanto 'Estructuras de datos' como 'Gestión de datos' podemos concluir que **PROFESOR** no determina funcionalmente **CURSO.** Denotamos esto con **PROFESOR ^> CURSO.** A partir de la figura 12.7 podemos decir también que **CURSO ->TEXTO.**

12.2.2 *Reglas deinferencia para las dependencias funcionales*

Denotamos con F el conjunto de dependencias funcionales que se especifican sobre el esquema de relación R. Por lo regular, el diseñador del esquema especifica las dependencias funcionales que son *semánticamente obvias,* pero es común que muchas otras dependencias funcionales se cumplan en todos los ejemplares de relación permitidos que satisfagan las dependencias de F. El conjunto de todas estas dependencias funcionales se denomina cerradura de F y se denota con F⁺. Por ejemplo, suponga que especificamos el siguiente conjunto F de dependencias funcionales obvias sobre el esquema de relación de la figura 12.3(a):

F = { NSS —» {NOMBREE, FECHAN, DIRECCIÓN, NÚMEROD},
NÚMEROD-^ {NOMBRED, NSSGTED}}

Podemos inferir las siguientes dependencias funcionales adicionales a partir de F:

NSS -> {NOMBRED, NSSGTED},
NSS—> NSS,
NÚMEROD -» NOMBRED

Una **DF** X —> Y se infiere de un conjunto de dependencias F especificado sobre R si se cumple X —> Y en *todo* estado de relación r que sea una extensión permitida de R; es decir, siempre que r satisfaga todas las dependencias de F, X -> Y también se cumpla enr. La cerradura F⁺ de F es el conjunto de todas las dependencias funcionales que pueden inferirse de F Para determinar una forma sistemática de inferir dependencias, tendremos que descubrir un conjunto de reglas de inferencia que pueda servir para deducir nuevas dependencias a partir de un conjunto dado de dependencias. A continuación veremos algunas de estas reglas de inferencia. Con la notación F 0 f= -> *Y* denotaremos que la dependencia funcional X -> Y se infiere del conjunto de dependencias funcipnales F.

En el análisis que sigue, usaremos una notación abreviada para referirnos a las dependencias funcionales. Por comodidad, concatenaremos las variables de atributos y omitiremos las comas. Así pues, la **DF** {X,Y} -» Z se abreviará como XY—»Z, y la **DF** {X,Y,Z} -> {U,V} se abreviará como XYZ -> *UV.* Las seis reglas que siguen **(Rll** a **Rió)** son reglas de inferencia bien conocidas para las dependencias funcionales:

(Rll) (Regla reflexiva) Si X **D** Y, entonces X ->Y.
(Ri2) (Regla de aumento*) {X->Y} \= XZ->YZ.
(Rl3) (Regla transitiva) {X-> Y, Y -> Z} \= X -> Z.
(Rl4) (Regla de descomposición (o proyectiva)) {X->YZ} (= X -»Y.
(Ri5) (Regla de unión (o aditiva)) {X->Y, X ->Z} \= X -»YZ.
(RIÓ) (Reglapseudotransitiva) {X->Y, WY->Z} |= WX->Z.

La regla reflexiva **(Rll)** dice que un conjunto de atributos siempre se determina a sí mismo, lo cual es obvio. La regla de aumento **(Rl2)** dice que añadir el mismo conjunto de atributos a los dos miembros, izquierdo y derecho, de una dependencia produce otra dependencia válida. Según Rl3, las dependencias funcionales son transitivas. La regla de descomposición (Rl4) dice que podemos quitar atributos del miembro derecho de una dependencia; la aplicación repetida de esta regla puede descomponer la **DF** X -> {A_1, A_2, A_n}'en el conjunto de dependencias {X->A_1, X -» A_2, X -»A_n}. La regla de unión (Rl5) nos permite hacer lo opuesto: combinar un conjunto de dependencias {X-> Aj, X - » A_2, X ->A_n} en una sola **DF** X {A_1 A_2, A_n}.

Todas las reglas de inferencia anteriores pueden demostrarse a partir de la definición de dependencia funcional, sea por demostración directa o por contradicción. Una demostración por contradicción (o reducción al absurdo) supone que la regla no se cumple y muestra que esto no es posible. A continuación demostraremos que las tres primeras reglas **(Rll** a Rl3) son válidas. La segunda demostración es por contradicción.

DEMOSTRACIÓN DE R11
Suponga que X D Y y que existen dos tupias t, y t_2 en algún ejemplar de relación r de R tales que tJX] = t_2[X]. Entonces, tJY] = t_1[Y] porque X 2 Y; por tanto, debe cumplirse X -> Y en r.

DEMOSTRACIÓN DE R12 (POR CONTRADICCIÓN)
Suponga que X -> Y se cumple en un ejemplar de relación r de R, pero que XZ -> YZ no se cumple. En tal caso, deben existir dos tupias t_1 y t_2 en r tales que (1) t_1[X] = t_2[X], **(2)** tJY] = t_2[Y], (3) tJXZ] = t_2[XZ] y (4) t_1[YZ] * c_2[YZ]. Esto no es posible porque a partir de (1) y (3) se deduce (5) tJZ] = tJZ], y a partir de **(2)** y (5) se deduce (6) t_1[YZ] = tJYZ], lo que contradice (4).

DEMOSTRACIÓN DE R13
Suponga que se cumplen (1) X -> Y y **(2)** Y -> Z en una relación r. Entonces, para cualesquier dos tupias t, y t_2 en r tales que tJX] = t_2[X], debemos tener (3) tJY] = t_2[Y] (por la suposición (1)), y por tanto también debemos tener (4) tJZ] = tJZ], (por (3) y a partir de la suposición **(2));** por tanto, se debe cumplir X -> Z en r.

[1]La regla de aumento también puede expresarse como {X -»Y} N XZ -> Y; es decir, aumentar los atributos del miembro izquierdo de una DF producirá otra DF válida.

Con argumentos similares podemos demostrar las reglas de inferencia Rl4 a Rió y cualesquier otras reglas de inferencia válidas. Sin embargo, una forma más simple de demostrar que una regla de inferencia para dependencias funcionales es válida consiste en demostrarla mediante reglas de inferencia cuya validez ya se ha demostrado. Por ejemplo, podemos demostrar Rl4 a Rió a partir de Rl1 a Rl3, como sigue:

DEMOSTRACIÓN DE R14

1. X->YZ (dado).
2. YZ -> Y (por Rl1 y sabiendo que YZ 2 Y).
3. X->Y(porRl3en1y2).

DEMOSTRACIÓN DE R15

1. X^ Y (dado).
2. X->Z(dado).
3. X->XY (por **Rl2** en 1 aumentándolo con X; observe que XX = X).
4. XY-»YZ (por **Rl2** en **2** aumentándolo con Y).
5. X->YZ(porRl3en3y4).

DEMOSTRACIÓN DE R16

1. X^ Y (dado).
2. WY-^Z(dado).
3. WX->WY (con **Rl2** en 1 aumentándolo con W).
4. WX->Z(conRl3en3y2).

Armstrong (1974) demostró que las reglas de inferencia Rl1 a Rl3 son **correctas** y **com* pletas.** Con correctas queremos decir que, dado un conjunto de dependencias funcionales F especificado sobre un esquema de relación R, cualquier dependencia que podamos inferir de F con Rl1, **Rl2** y Rl3 se cumplirá en todos los estados de relación r de R que satisfagan las *dependencias* de F Con completas queremos decir que el empleo repetido de Rl1, **Rl2** y Rl3 para inferir dependencias hasta que no sea posible inferir más dependencias producirá el conjunto completo de *todas las dependencias posibles* que se pueden inferir de H En otras palabras, el conjunto de dependencias F·, al que llamamos cerradura de F, se puede determinar a partir de F utilizando sólo las reglas de inferencia Rl1, **Rl2** y Rl3. Las reglas de inferencia Rl1 a Rl3 se conocen como **reglas de inferencia de Armstrong.**[1]

Por lo regular, los diseñadores de bases de datos especifican primero el conjunto de dependencias funcionales F que se pueden determinar sin dificultad a partir de la semántica de los atributos de R. Luego, pueden usar las reglas de inferencia de Armstrong para inferir dependencias funcionales adicionales que también se cumplirán en R. Una forma sistemática de determinar estas dependencias funcionales adicionales consiste en determinar primero todos y cada uno de los conjuntos de atributos X que aparezcan como miembro izquierdo de alguna dependencia funcional en F y después usar las reglas de inferencia

[1]En realidad se conocen como axiomas de Armstrong, aunque no son axiomas en el sentido matemático. En términos estrictos, los axiomas son las dependencias funcionales de F, pues suponemos que son correctas, y Rl1, Rl2 y Rl3 son las reglas de inferencia para deducir nuevas dependencias funcionales.

de Armstrong para determinar el conjunto de todos los atributos que dependan de X. Así, para cada conjunto de atributos X, determinamos el conjunto X· de atributos determinados funcionalmente por X; X · se denomina **cerradura de X bajo F.** Podemos usar el algoritmo 12.1 para calcular X·.

ALGORITMO 12.1 Determinar X·, la cerradura de X bajo F.

```
X· := X;
repetir
        viejoX* := X·;
        para cada dependencia funcional Y -> Z en F hacer
        si Ye X· entonces X· := X· u Z;
hasta que (viejoX* = X·);
```

El algoritmo 12.1 comienza por igualar X· a todos los atributos de X. Por Rl1, sabemos que todos estos atributos dependen funcionalmente de X. En virtud de las reglas de inferencia Rl3 y Rl4, añadimos atributos a X·, empleando cada una de las dependencias funcionales en *E* Seguimos pasando por todas las dependencias en F (el ciclo repetir) hasta que no se añadan más atributos a X· durante un recorrido completo de las dependencias en *E* Por ejemplo, consideremos el esquema de relación EMP_PROY de la figura 12.3(b); por la semántica de los atributos, especificamos el siguiente conjunto F de dependencias funcionales que deben cumplirse en EMP_PROY:

```
F = { NSS –> NOMBREE,
      NÚMEROP -» {NOMBREPR, LUGARP},
      {NSS, NÚMEROP}      HORAS }
```

Con el algoritmo 12.1 podemos calcular los siguientes conjuntos de cerradura respecto a F:

```
{NSS}· = {NSS, NOMBREE}
{ NÚMEROP }· = { NÚMEROP, NOMBREPR, LUGARP }
{ NSS, NÚMEROP }· = { NSS, NÚMEROP, NOMBREE, NOMBREPR, LUGARP,
                      HORAS}
```

12.23 *Equivalencia de conjuntos de dependencias funcionales**

En esta sección analizaremos la equivalenca de dos conjuntos de dependencias funcionales. Primero, daremos algunas definiciones preliminares. Un conjunto de dependencias funcionales *E* está **cubierto por** un conjunto de dependencias funcionales F — o bien, se dice que F **cubre** a *E* — si toda DF en E también está en F·; es decir, E está cubierto si toda dependencia en E puede inferirse a partir de E Dos conjuntos de dependencias funcionales *E* y F son **.equivalentes** si E · = F·. Así pues, la equivalencia significa que todas las DF en E se pueden inferir de F y que todas las DF en F se pueden inferir de E; esto es, E es equivalente a F si se cumple que E cubre a F y que F cubre a E.

Podemos determinar si F cubre a *E* calculando X· respecto a F para cada DF X -» Y en E, y comprobando después que este X · incluya los atributos en Y. Si esto se cumple para *todas* las DF en E, entonces F cubre a E. Determinamos si E y F son equivalentes verificando que *E* cubra a F y que F cubra a E.

12.2.4 *Conjuntos mínimos de dependencias funcionales**

Un conjunto de dependencias funcionales F es mínimo si satisface las siguientes condiciones:

1. Toda dependencia en F tiene un solo atributo en su miembro derecho.
2. No podemos quitar ninguna dependencia de F y seguir teniendo un conjunto de dependencias equivalente a F.
3. No podemos reemplazar ninguna dependencia X -> A en F por una dependencia Y -> A, donde Y es un subconjunto propio de X, y seguir teniendo un conjunto de dependencias equivalente a F.

Podemos concebir un conjunto mínimo de dependencias como un conjunto de dependencias que está en una forma estándar o canónica sin redundancias. Las condiciones 2 y 3 garantizan que no habrá redundancias en las dependencias, y la condición 1 asegura que toda dependencia está en una forma canónica con un solo atributo en el miembro derecho. Una cobertura mínima de un conjunto de dependencias funcionales F es un conjunto mínimo de dependencias F_{min} que es equivalente a E Desafortunadamente, un conjunto de dependencias funcionales puede tener varias coberturas mínimas. Siempre podemos hallar por *lo menos una* cobertura mínima F_{min} para cualquier conjunto de dependencias F (véase la Sec. 13.1.2).

12.3 Formas normales basadas en claves primarias

En esta sección estudiaremos el proceso de normalización y definiremos las tres primeras formas normales para los esquemas de relación. Las definiciones de segunda y tercera formas normales que aquí presentamos se basan en las dependencias funcionales y claves primarias de un esquema de relación. Veremos cómo se desarrollaron históricamente estas formas normales y la idea intuitiva en que se apoyaron. En la sección 12.4 presentaremos definiciones más generales de estas formas normales, que tienen en cuenta *todas las claves candidatas* de una relación y *no sólo la clave primaria.* En la sección 12.5 definiremos la forma normal de Boyce-Codd (FNBC), y en el capítulo 13 definiremos otras formas normales que se basan en otros tipos de dependencias con respecto a los datos.

Primero, en la sección 12.3.1, analizaremos informalmente qué son las formas normales y qué motivos hubo para su creación; además, recordaremos algunas de las definiciones del capítulo 6 que vamos a necesitar aquí. En seguida, explicaremos la primera forma normal (IFN) en la sección 12.3.2. En las secciones 12.3.3 y 12.3.4 presentaremos definiciones de la segunda y tercera formas normales (2FN y 3FN), respectivamente, las cuales se basan en las claves primarias.

12.3.1 *Introducción a la normalización*

En el proceso de normalización, según la propuesta original de Codd (1972a), se somete un esquema de relación a una serie de pruebas para "certificar" si pertenece o no a una cierta **forma normal.** En un principio, Codd propuso tres formas normales, a las cuales llamó primera, segunda y tercera formas normales. Posteriormente, Boyce y Codd propusieron una

definición más estricta de 3FN, a la que se conoce como forma normal de Boyce-Codd. Todas estas formas normales se basan en las dependencias funcionales entre los atributos de una relación. Más adelante se propusieron una cuarta forma normal (4FN) y una quinta (5FN), con fundamento en los conceptos de dependencias multivaluadas y dependencias de reunión, respectivamente; éstas se estudiarán en el capítulo 13.

La **normalización de los datos** puede considerarse como un proceso durante el cual los esquemas de relación insatisfactorios se descomponen repartiendo sus atributos entre esquemas de relación más pequeños que poseen propiedades deseables. Un objetivo del proceso de normalización original es garantizar que no ocurran las anomalías de actualización que vimos en la sección 12.1.2. Las formas normales proveen a los diseñadores de bases de datos lo siguiente:

- Un marco formal para analizar ios esquemas de relación con base en sus claves y en las dependencias funcionales entre sus atributos.
- Una serie de pruebas que pueden efectuarse sobre esquemas de relación individuales de modo que la base de datos relacional pueda **normalizarse** hasta el grado deseado. Cuando una prueba falla, la relación que provoca el fallo debe descomponerse en relaciones que individualmente satisfagan las pruebas de normalización.

Las formas normales, consideradas *aparte* de otros factores, no garantizan un buen diseño de base de datos. En general, no basta con comprobar por separado que cada esquema de relación de la base de datos esté en, digamos, FNBC o 3FN. Más bien, el proceso de normalización por descomposición debe confirmar también la existencia de propiedades adicionales que los esquemas relaciónales, en conjunto, deben poseer. Dos de estas propiedades son:

- La propiedad de reunión sin pérdida o reunión no aditiva, que garantiza que no se presentará el problema de las tupias espurias (véase la Sec. 12.1.4).
- La propiedad de conservación de las dependencias, que asegura que todas las dependencias funcionales estén representadas en algunas de las relaciones individuales resultantes.

Dejaremos para el capítulo 13 la exposición de los conceptos formales y de las técnicas que garantizan las dos propiedades mencionadas. En esta sección nos concentraremos en un *análisis intuitivo* del proceso de normalización. Cabe señalar que las formas normales mencionadas en esta sección no son las únicas posibles. Es posible definir formas normales adicionales para satisfacer otros criterios deseables, basados en tipos de restricciones adicionales. Las formas normales hasta FNBC se definen considerando sólo las restricciones de dependencia funcional y de clave, en tanto que la 4FN considera una restricción adicional denominada dependencia multivaluada, y la 5FN considera una restricción más llamada dependencia de reunión. La utilidad práctica de las formas normales queda en entredicho cuando las restricciones en las que se basan son difíciles de entender o de detectar por parte de los diseñadores de bases de datos y usuarios que deben descubrir estas restricciones.

Otro punto que merece la pena destacar es que los diseñadores de bases de datos *no tienen que* normalizar hasta la forma normal más alta posible. Las relaciones pueden dejarse en formas normales inferiores por razones de rendimiento, como las que examinamos al final de la sección 12.1.2.

Antes de continuar, recordemos las definiciones de claves de un esquema de relación que dimos en el capítulo 6. Una **superclave** de un esquema de relación $R = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ es un conjunto de atributos $S \subseteq R$ con la propiedad de que no habrá un par de tupias t_1 y t_2 en ningún estado de relación permitido r de R tal que $t_1[S] = t_2[S]$. Una **clave** K es una superclave con la propiedad adicional de que la eliminación de cualquier atributo de K hará que K deje de ser una superclave. La diferencia entre una clave y una superclave es que la primera tiene que ser "mínima"; esto es, si tenemos una clave $K = \{A_1, A_2, \ldots, A_k\}$, entonces $K - A_i$ no es una clave para $1 < i < k$. En la figura 12.1 {NSS} es una clave de EMPLEADO, y {NSS}, {NSS, NOMBREE}, {NSS, NOMBREE, FECHAN}, etc., son todas superclaves.

Si un esquema de relación tiene más de una clave "mínima", todas son **claves candidatas.** Una de las claves candidatas se designa *arUtrariamente* como **clave primaria,** y las demás se denominan claves secundarias. Todo esquema de relación debe tener una clave primaria. En la figura 12.1 {NSS} es la única clave candidata de EMPLEADO, así que también es la clave primaria.

Un atributo del esquema He relación R se denomina **atributo primo** de R si es miembro de *cualquier clave* de R. Un atributo es **no primo** si no es un atributo primo; es decir, si no es miembro de ninguna clave candidata.. En la figura 12.1 tanto NSS como NÚMEROP son atributos primos de TRABAJA_EN, y los demás atributos de TRABAJA_EN son no primos.

Ahora presentaremos las tres primeras formas normales: 1FN, 2FN y 3FN. Codd (1972a) las propuso como una secuencia para alcanzar el estado deseable de relaciones 3FN avanzando por los estados intermedios de 1FN y 2FN, si es necesario.

12.3.2 *Primera forma normal (l*FN)

La **primera forma normal** se considera ahora parte de la definición formal de relación; históricamente, se definió para prohibir los atributos multivaluados, los atributos compuestos y. sus combinaciones. Establece que los dominios de los atributos deben incluir sólo *valores atómicos* (simples, indivisibles) y que el valor de cualquier atributo en una tupia debe ser un *valor individual* proveniente del dominio de ese atributo. Así pues, 1FN prohibe tener un conjunto de valores, una tupia de valores o una combinación de ambos como valor de un atributo para una *tupia individual* En otras palabras, 1FN prohibe las "relaciones dentro de relaciones" o las "relaciones como atributos de tupias". Los únicos valores de atributos que permite 1FN son **valores atómicos** (o **indivisibles).**

Consideremos el esquema de relación DEPARTAMENTO de la figura 12.1, cuya clave primaria es NÚMEROD, y supongamos que la extendemos al incluir el atributo LUGARESD que aparece en líneas punteadas. Suponemos que cada departamento puede tener *varios* lugares. En la figura 12.8 se muestra el esquema DEPARTAMENTO y un ejemplo de extensión. Es evidente que no está en 1FN porque LUGARESD no es un atributo atómico, como puede verse en la primera tupia de la figura 12.8(b). Hay dos formas de considerar el atributo LUGARESD:

- El dominio de LUGARESD contiene valores atómicos, pero algunas tupias pueden tener un conjunto de esos valores. En este caso, NSS LUGARESD.
- El dominio de LUGARESD contiene conjuntos de valores y por tanto no es atómico. En este caso, NSS —> LUGARESD, porque cada conjunto se considera un miembro individual del dominio del atributo.[1]

[1] En este caso podemos considerar que el dominio de LUGARESD es el **conjunto potencia** del conjunto de lugares individuales; esto es, el dominio consiste en *todos los posibles subamjuntos* del conjunto de lugares individuales.

(a) **DEPARTAMENTO**

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTED	LUGARESD

DEPARTAMENTO

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTED	LUGARESD
Investigación	5	333445555	(Belén, Sacramento, Higueras)
Administración	4	987654321	(Santiago)
Dirección	1	888665555	(Higueras)

(°) **DEPARTAMENTO**

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTED	LUGARESD
Investigación	5	333445555	Belén
Investigación	5	333445555	Sacramento
Investigación	5	333445555	Higueras
Administración	4	987654321	Santiago
Dirección	1	888665555	Higueras

Figura 12.8 Normalización a 1FN. (a) Esquema de relación que no está en 1FN. (b) Ejemplo de ejemplar de relación, (c) Relación 1FN con redundancia.

En cualquier caso, la relación DEPARTAMENTO de la figura 12.8 no está en 1FN; de hecho, ni siquiera califica como una relación, según nuestra definición de la sección 6.1. Para normalizarla a relaciones 1FN, dividimos sus atributos entre las dos relaciones DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS de la figura 12.2. La idea es eliminar el atributo LUGARESD que viola 1FN y colocarlo en una relación aparte LUGARES_DEPTOS junto con la clave primaria NÚMEROD de DEPARTAMENTO. La clave primaria de esta relación es la combinación {NÚMEROD, LUGARD}, como se aprecia en la figura 12.2. Hay una tupia distmta en LUGARES_DEPTOS por *cada ubicación* de un departamento. El atributo LUGARESD se quír>de la relación DEPARTAMENTO de la figura 12.8, descomponiendo la relación que no es 1FN en las dos relaciones 1FN DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS de la figura 12.2.

Observe que una segunda manera de normalizar a 1FN es tener una tupia en la relación DEPARTAMENTO original por cada ubicación de un DEPARTAMENTO, como se muestra en la figura 12.8(c). En este caso, la clave primaria se convierte en la combinación {NÚMEROD, LUGARD} y hay redundancia en las tupias. La primera solución es mejor porque no padece este problema de redundancia. De hecho, si elegimos la segunda solución, experimentará más descomposiciones durante los pasos de normalización subsecuentes hasta dar la primera solución.

La primera forma normal también prohibe los atributos compuestos que por sí mismos son multivaluados. Estos se denominan relaciones anidadas porque cada tupia puede tener una relación *dentro de sí.* La figura 12.9 muestra cómo podría representarse una relación EMP_PROY si se permitiera la anidación. Cada tupia representa una entidad empleado, y una relación PROYS(NÚMEROP, HORAS) *dentro de cada tupia* representa los proyectos del

empleado y las horas por semana que trabaja en cada proyecto. El esquema de la relación EMP_PROY podría representarse así:

EMP_PROY(NSS, NOMBREE, {PROYS(NÚMEROP, HORAS)})

Las llaves de conjunto {} identifican el atributo PROYS como multivaluado, y listamos los atributos componentes que forman PROYS entre paréntesis. Resulta interesante que investigaciones recientes sobre el modelo relacional intenten ahora que las relaciones anidadas puedan ser válidas, y formalizarlas, lo que por principio no era posible con la 1FN (véase la Sec. 21.6.2).

Adviértase que NSS es la clave primaria de la relación EMP_PROY en las figuras 12.9(a) y (b), mientras que NÚMEROP es la clave primaria parcial de cada relación anidada; esto es, dentro de cada tupia, la relación anidada debe tener valores únicos de NÚMEROP. Para normalizar esta relación a 1FN, pasamos los atributos de la relación anidada a una nueva relación y propagamos la clave primaria en ella; la clave primaria de la nueva relación combinará la clave parcial con la clave primaria de la relación original. La descomposición y la propagación de la clave primaria producirán los esquemas que ilustramos en la figura 12.9(c).

Este procedimiento puede aplicarse recursivamente a una relación con anidación de múltiples niveles para desanidar la relación y producir un conjunto de relaciones 1FN. Como veremos en el capítulo 13, si restringimos las relaciones a 1FN daremos pie a los problemas asociados a las dependencias multivaluadas y 4FN.

12.33 *Segunda forma normal* (2FN)

La segunda forma normal se basa en el concepto de dependencia funcional total. Una dependencia funcional X -> Y es una dependencia funcional total si la eliminación de cualquier atributo A de X hace que la dependencia deje de ser válida; es decir, para cualquier atributo A e X, (X - {A}) -*» Y. Una dependencia funcional X - » Y es una dependen* cia parcial si es posible eliminar un atributo AG X de X y la dependencia sigue siendo válida; es decir, para algún A e X, (X - {A}) -> Y. En la figura 12.3(b), {NSS, NÚMEROP}-> HORAS es una dependencia total (no se cumplen ni NSS -> HORAS ni NÚMEROP ->HORAS). No obstante, la dependencia {NSS, NÚMEROP} -> NOMBREE es parcial porque se cumple que NSS -> NOMBREE.

Un esquema de relación R está en 2FN si todo atributo no primo A en R *depende funcionalmente de manera total* de la clave primaria de R. La relación EMP_PROY de la figura 12.3(b) está en 1FN pero no en 2FN. El atributo no primo NOMBREE viola **2FN** debido a **df2,** y lo mismo sucede con los atributos no primos NOMBREPR y LUGARP debido a df3. Las dependencias funcionales **df2** y df3 hacen que NOMBREE, NOMBREPR y LUGARP dependan parcialmente de la clave primaria {NSS, NÚMEROP} de EMP_PROY, violándose así 2FN.

Si un esquema de relación no está en **2FN,** se le puede normalizar a varias relaciones 2FN en las que los atributos no primos estén asociados sólo a la parte de la clave primaria de la que dependen funcionalmente de manera total. Así, las dependencias funcionales df1, **df2** y df3 de la figura 12.3(b) originan la descomposición de EMP_PROY en los tres esquemas de relación EP1, **EP2** y EP3 que ilustra la figura 12.10(a), cada uno de los cuales está en **2FN. ES** evidente que las relaciones EP1, **EP2** y EP3 carecen de las anomalías de actualización de las que adolece EMP_PROY en la figura 12.3 (b).

(a) EMP_PROY

NSS	NOMBREE	PROYS	
		NÚMEROP	HORAS

(b) EMP_PROY

NSS	NOMBREE	NÚMEROP	HORAS
123456789	Silva, José B.	1	32.5
		2	7.5
666884444	Nieto, Ramón K.	3	40.0
453453453	Esparza, Josefa A.	1	20.0
		2	20.0
333445555	Vizcarra, Federico T.	2	10.0
		3	10.0
		10	10.0
		20	10.0
999887777	Zapata, Alicia J.	30	30.0
		10	10.0
987987987	Jabbar, Amhed V.	10	35.0
		30	5.0
987654321	Valdés Jazmín S.	30	20.0
		20	15.0
888665555	Botello, Jaime E.	20	nulo

(c) EMP_PROY

NSS NOMBREE

EMP_PROY

NSS NUMEROP HORAS

Figura 12.9 Normalización de relaciones anidadas a 1FN. (a) Esquema de la relación EMP_PROY con una "relación anidada" PROYS dentro de EMP_PROY. (b) Ejemplo de extensión de la relación EMP_PROY con relaciones anidadas dentro de cada tupia, (c) Descomposición de EMP_PROY a relaciones 1FN por migración de la clave primaria.

12.3.4 *Tercera forma normal* (3FN)

La tercera forma normal se basa en el concepto de dependencia transitiva. Una dependencia funcional X -> Y en un esquema de relación R es una **dependencia transitiva** si existe un conjunto de atributos Z que *no sea un subconjunto* de cualquier clave[1] de R, y se cumplen

[1] sta es la definición general de dependencia transitiva. Como sólo nos ocupamos de las claves primarias en esta sección, permitimos dependencias transitivas en las que X es la clave primaria, pero Z puede ser (un subconjunto de) una clave candidata.

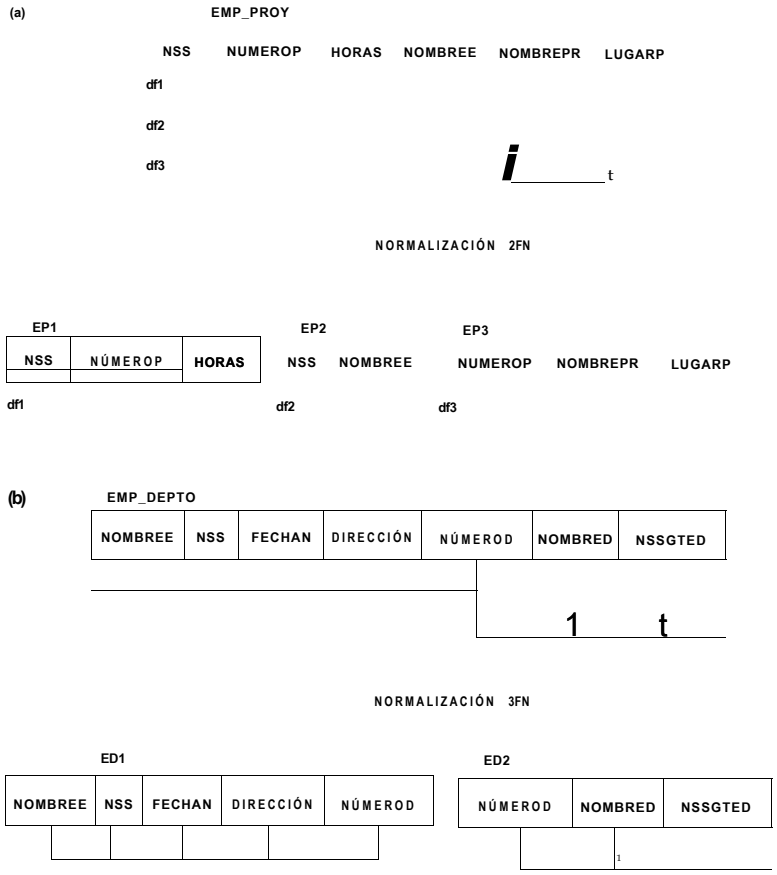


Figura 12.10 El proceso de normalización, (a) Normalización de EMP_PROY a relaciones 2FN. (b) Normalización de EMP_DEPTO a relaciones 3FN.

tanto X -> Z como Z *Y*. La dependencia NSS —> NSSGTED es transitiva a través de NÚMEROD de EMP_DEPTO en la figura 12.3 (a), porque se cumplen las dos dependencias NSS -> NÚMEROD y NÚMEROD —> NSSGTED y NÚMEROD no es un subconjunto de la clave de EMP_DEPTO. Intuitivamente, podemos ver que en EMP-DEPTO no es deseable la dependencia de NSSGTED con respecto a NÚMEROD porque NÚMEROD no es una clave de EMP_DEPTO.

De acuerdo con la definición original de Codd, un esquema de relación R está en 3FN si está en 2FN y ningún atributo no primo de R depende transitivamente de la clave primaria. El esquema de relación EMP_DEPTO de la figura 12.3 (a) está en 2FN, pues no existen dependencias parciales de una clave. Sin embargo, no está en 3FN debido a que NSSGTED (y también NOMBRED) dependen transitivamente de NSS a través de NÚMEROD. Podemos normalizar EMP_DEPTO descomponiéndolo en los dos esquemas de relación 3FN ED1 y ED2 que aparecen en la figura 12.10(b). Intuitivamente, vemos que EDÍ y ED2 representan hechos independientes acerca

de las entidades empleados y departamentos. Una operación de REUNIÓN NATURAL aplicada a ED1 y ED2 recuperará la relación original EMP_DEPTO sin generar tupias espurias.

12.4 Definiciones generales de la segunda y tercera formas normales

En general, queremos diseñar nuestros esquemas de relaciones de modo que no tengan dependencias parciales ni transitivas, ya que estos tipos de dependencias provocan las anomalías de actualización que vimos en la sección 12.1.2. Según las definiciones de segunda y tercera forma normal expuestas en la sección 12.3, los pasos para la normalización a relaciones 3FN prohiben las dependencias parciales y transitivas sobre la *clave primaria*. Estas definiciones, empero, no tienen en cuenta otras claves candidatas de una relación, si existen.

En esta sección presentaremos las definiciones más generales de 2FN y 3FN que tienen en cuenta *todas* las claves candidatas de una relación. Cabe señalar que esto no afecta la definición de 1FN, ya que es independiente de las claves y de las dependencias funcionales. Usaremos las *definiciones generales* de los atributos primos, de las dependencias funcionales parciales y totales y de las dependencias transitivas que explicamos antes y que consideran todas las claves candidatas de una relación.

12,4.1 *Definición general de segunda forma normal* (2FN)

Un esquema de relación R está en segunda forma normal (2FN) si ningún atributo no primo A de R depende parcialmente de *cualquier clave* de R.[1] Consideremos el esquema de relación LOTES que aparece en la figura 12.11 (a) y que describe terrenos a la venta en diversos municipios de un estado. Supongamos que hay dos claves candidatas: ID_PROPIEDAD y {NOMBRE_MUNIC, NÚM_LOTE}; es decir, los NÚM_LOTE son únicos sólo dentro de cada municipio, pero los identificadores de propiedad (ID_PROPIEDAD) son únicos para todo el estado, sin importar el municipio.

Con base en las dos claves candidatas ID_PROPIEDAD y {NOMBRE_MUNIC, NÚM_LOTE}, sabemos que las dependencias funcionales df1 y df2 de la figura 12.11 (a) sí se cumplen. Escogemos ID_PROPIEDAD como clave primaria, y por ello está subrayada en la figura 12.11 (a). Supongamos que también se cumplen las siguientes dos dependencias funcionales en LOTES:

df3: NOMBRE>ÍUNIC->TASAJISCAL
df4: ÁREA-^PRECIO

En español, la dependencia df3 dice que la tasa fiscal es fija para un municipio dado (no varía de un lote a otro dentro del mismo municipio), y df4 indica que el precio de un lote lo determina su área sin importar en qué municipio se encuentre (supongamos que éste es el precio del lote para fines fiscales).

El esquema de relación LOTES viola la definición general de 2FN porque TASA_FISCAL depende parcialmente de la clave candidata {NOMBRE_MUNIC, NÚM_LOTE} debido a df3. Para normalizar LOTES a 2FN, la descomponemos en las dos relaciones LOTES1 y LOTES2 que se muestran en la figura 12.11 (b). Construimos LOTES1 eliminando de LOTES el atributo

[1] Esta definición puede expresarse como sigue: un esquema de relación *R* está en 2NF si todo atributo no primo A de *R* depende funcionalmente de manera total de *toda clave* de R.

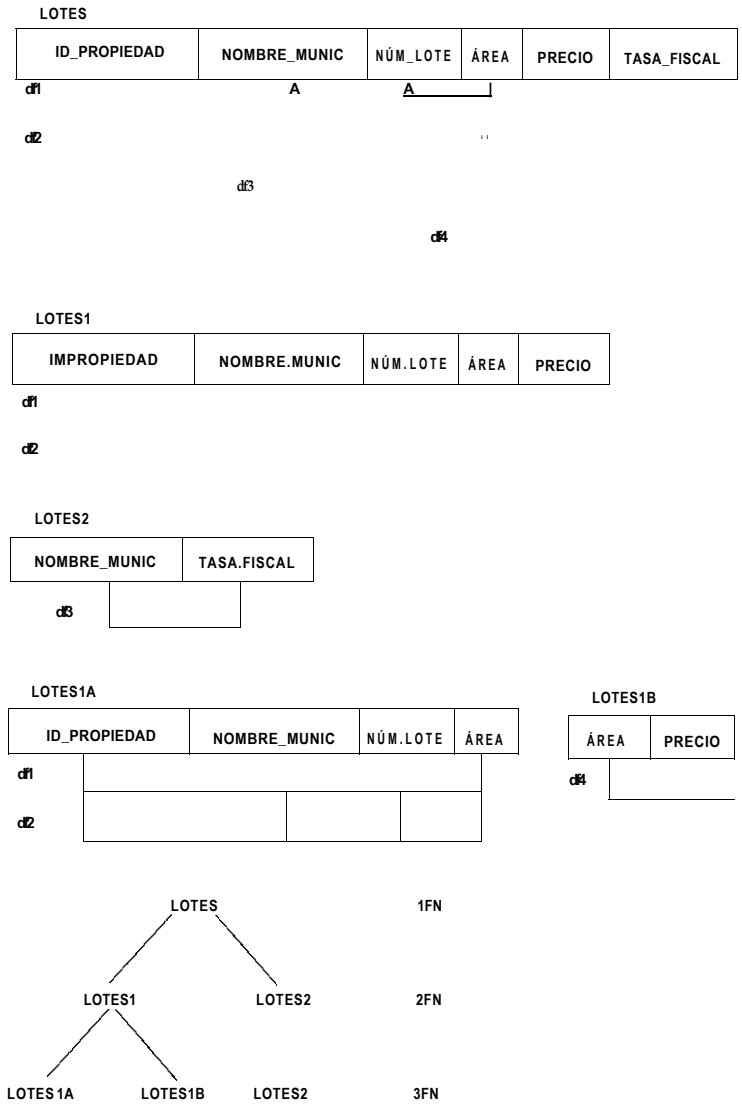


Figura 12.11 Normalización a 2FN y 3FN. (a) El esquema de relación LOTES y sus dependencias funcionales df1 a df i (b) Descomposición de LOTES en las relaciones 2FN LOTES1 y LOTES2. (c) Descomposición de LOTES1 en las relaciones 3FN LOTES 1A y LOTES1B. (d) Resumen de la normalización de LOTES.

TASA_FISCAL que viola 2FN y colocándolo junto con NOMBRE_MUN1C (el miembro izquierdo de d£3 que causa la dependencia parcial) en otra relación LOTES2. Tanto LOTES1 como LOTES2 están en 2FN. Adviértase que df4 no viola 2FN y persiste en LOTES1.

12.4.2 *Definición general de tercera forma normal* (3FN)

Un esquema de relación R está en 3FN si, siempre que una dependencia funcional X –> A se cumple en R, o bien (a) X es una superclave de R, o (b) A es un atributo primo de R. De acuerdo con esta definición, LOTES2 (Fig. 12.11 (b)) está en 3FN. Sin embargo, df4 de LOTES1 viola 3FN porque ÁREA no es una superclave de LOTES1 y PRECIO no es un atributo primo. Para normalizar LOTES1 a 3FN, la descomponemos en los esquemas de relación LOTES1A y LOTES1B, como en la figura 12.11 (c). Construimos LOTES1A eliminando de LOTES1 el atributo PRECIO que viola 3FN y colocándolo junto con ÁREA (el miembro izquierdo de df4 que causa la dependencia transitiva) en otra relación LOTES1B. Tanto LOTES1A como LOTES1B están en 3FN. Vale la pena destacar dos puntos acerca de la definición general de 3FN:

- Esta definición puede aplicarse *directamente* para comprobar si un esquema de relación está en 3FN; *no* tiene que pasar primero por 2FN . Si aplicamos la definición 3FN a LOTES con las dependencias df1 a df4, veremos que *tanto* d£3 *como* df4 violan 3FN. ASÍ pues, podríamos descomponer LOTES en LOTES1A, LOTES1B y LOTES2 directamente.
- LOTES1 viola 3FN porque PRECIO depende transitivamente de cada una de las claves candidatas de LOTES1 a través del atributo no primo ÁREA.

12.4.3 *Interpretación de la definición general de* 3FN

Un esquema de relación R viola la definición general de 3FN si una dependencia funcional X -> A válida en R viola ambas condiciones, (a) y (b), de 3FN. La violación de (b) implica que A es un atributo no primo. La violación de (a) implica que X no es un superconjunto de ninguna clave de R; por tanto, X podría ser no primo o podría ser un subconjunto propio de una clave de R. Si X no es primo, por lo regular tenemos una dependencia transitiva que viola 3FN, y si X es un subconjunto propio de una clave de R, tenemos una dependencia parcial que viola 3FN (y también 2FN). Por tanto, podemos expresar una definición general alternativa de 3FN como sigue: Un esquema de relación R está en 3FN si todo atributo no primo de R es:

- dependiente funcionalmente de manera total de toda clave de R, y
- dependiente de manera no transitiva de toda clave de R.

12.5 Forma normal de Boyce-Codd (FNBC)*

La forma normal de Boyce-Codd es más estricta que la 3FN, lo que significa que toda relación que esté en FNBC también está en 3FN; sin embargo, una relación en 3FN *no está necesariamente* en FNBC. Intuitivamente, podemos ver por qué es necesaria una forma normal más estricta que la 3FN si volvemos al esquema de relación LOTES de la figura 12.11 (a) con sus cuatro dependencias funcionales df1 a df4. Suponga que tenemos miles de lotes en la relación pero que dichos lotes pertenecen a sólo dos municipios: Malinalco y Libertad. Suponga también que los tamaños de los lotes en el municipio Malinalco son de sólo 0.5, 0.6, 0.7, 0.8, 0.9 y 1.0 hectáreas, mientras que los tamaños de los lotes en el municipio

Libertad están restringidos a 1.1, 1.2, 1.9 y 2.0 hectáreas. En una situación así tendríamos la dependencia funcional adicional df5: ÁREA N0MBRE_MUNIC. Si añadimos ésta a las demás dependencias, el esquema de relación LOTES1A seguirá estando en 3FN porque N0MBRE_MUNIC es un atributo primo.

La interrelación de área y municipio representada por df5 puede representarse con 16 tupias en una relación aparte R(ÁREA, N0MBRE_MUNIC), ya que sólo hay 16 posibles valores de ÁREA. Esta representación reduce la redundancia de repetir la misma información en las miles de tupias LOTES1A. FNBC es una *forma normal más estricta* que prohibiría LOTES1A y sugeriría que habría que descomponerla.

Esta definición de Boyce-Codd difiere un poco de la definición de 3FN. Un esquema de relación R está en FNBC si, siempre que una dependencia funcional X -> A es válida en R, entonces X es una superclave de R. La única diferencia entre FNBC y 3FN es que la condición (b) de 3FN, que permite que A sea primo si X no es una superclave, está ausente en FNBC.

En nuestro ejemplo, df5 viola FNBC en LOTES1A porque ÁREA no es una superclave de LOTES1A. Observe que df5 satisface 3FN en LOTES1A porque N0MBRE_MUNIC es un atributo primo (condición (b)), pero esta condición no existe en la definición de FNBC. Podemos descomponer LOTES1A en las dos relaciones FNBC LOTES1AX y LOTES1AY, que aparecen en la figura 12.12 (a).

En la práctica, casi todos los esquemas de relación que están en 3FN también están en FNBC. Sólo si existe una dependencia X -> A en un esquema de relación R, y X no es una superclave y A es un atributo primo, R estará en 3FN pero no en FNBC. El esquema de relación R que se aprecia en la figura 12.12(b) ilustra el caso general de una relación así. Es mejor tener los esquemas de relación en FNBC; si esto no es posible, bastará con que estén en 3FN. Sin embargo, ni 2FN ni 1FN se consideran buenos diseños de esquemas de relación. Estas formas normales se desarrollaron históricamente como escalones para llegar a 3FN y FNBC.

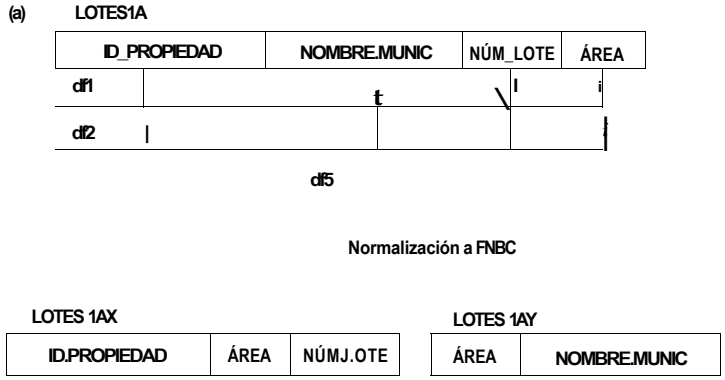


Figura 12.12 FNBC. (a) Normalización a FNBC: la dependencia df2 se "pierde" en la descomposición, (b) Relación *R* que está en 3FN pero no en FNBC.

12.6 Resumen

En este capítulo estudiamos desde una perspectiva intuitiva varios errores que pueden cometerse al diseñar bases de datos relacionales, y luego presentamos algunos conceptos formales básicos que son decisivos en el diseño de una base de datos relacional. En el capítulo 13 continuaremos con los temas tratados en este capítulo y examinaremos conceptos más avanzados de la teoría del diseño relacional.

En la sección 12.1 analizamos de manera informal algunas de las medidas que indican si un esquema de relación es "bueno" o "malo", y explicamos ciertas pautas informales para lograr un buen diseño. Examinamos los problemas de las anomalías de actualización que se presentan cuando hay redundancia en las relaciones. Otras medidas informales de los buenos esquemas de relación son una semántica de atributos simple y clara y pocos nulos en las relaciones correspondientes a los esquemas.

En la sección 12.1.4 tratamos el problema de las tupias espurias. Este problema se formalizará y resolverá en el capítulo 13, donde presentaremos algoritmos de descomposición para el diseño de bases de datos relacionales a partir de dependencias funcionales. Ahí estudiaremos los conceptos de "reunión sin pérdida" y "conservación de dependencias" que en algunos de estos algoritmos son obligatorios. La propiedad de reunión sin péidida garantiza que no habrá tupias espurias. En el capítulo 13 veremos, entre otros temas, las\dependencias multivaluadas, las dependencias de reunión y las formas normales adicionales que tienen en cuenta estas dependencias.

En la sección 12.2 examinamos el concepto de dependencia funcional y analizamos algunas de sus propiedades. Las dependencias funcionales son restricciones fundamentales que se especifican entre los atributos de un esquema de relación. Mostramos cómo se pueden inferir las dependencias funcionales a partir de un conjunto de dependencias y cómo verificar si dos conjuntos de dependencias funcionales son equivalentes.

En la sección 12.3 usamos el concepto de dependencia funcional para definir las formas normales con base en las claves primarias. En la sección 12.4 proporcionamos definiciones más generales de la segunda forma normal (2FN) y de la tercera forma normal (3FN), teniendo en cuenta todas las claves candidatas de una relación. Por último, presentamos la forma normal de Boyce-Codd (FNBC) en la sección 12.5 y examinamos en qué se diferencia de 3FN. Ilustramos con ejemplos la forma de usar estas formas normales para descomponer una relación no normalizada hasta obtener un conjunto de relaciones en 3FN O FNBC.

Preguntas de repaso

12.1. Analice la semántica de los atributos como medida informal de la "bondad" de un esquema de relación.

12.2. Explique las anomalías de inserción, eliminación y modificación. ¿Por qué se consideran indeseables?

12.3. ¿Por qué no se considera bueno tener muchos nulos en una relación?

12.4. Analice el problema de las tupias espurias y la forma de evitarlo.

12.5. Comente las pautas informales para diseñar esquemas de relación.

12.6. ¿Qué es una dependencia funcional? ¿Quién especifica las dependencias funcionales que han de mantenerse entre los atributos de un esquema de relación?

12.7. ¿Por qué no podemos deducir una dependencia funcional a partir de un ejemplar de relación específico?

12.8. ¿A qué nos referimos cuando decimos que las reglas de inferencia de Armstrong son correctas y completas?

12.9. ¿Qué es la cerradura de un conjunto de dependencias funcionales?

12.10. ¿Cuándo son equivalentes dos conjuntos de dependencias funcionales? ¿Cómo podemos determinar su equivalencia?

12.11. ¿Oué es un conjunto mínimo de dependencias funcionales? ¿Tiene todo conjunto de dependencias un conjunto equivalente mínimo?

12.12. Defina las formas normales primera, segunda y tercera cuando sólo se consideran las claves primarias. ¿Qué diferencias hay entre las definiciones generales de 2FN y 3FN, que consideran todas las claves de una relación, y las que consideran sólo las claves primarias?

12.13. ¿Por qué en general se considera buena una relación que está en 3FN?

12.14. Defina la forma normal de Boyce-Codd. ¿Qué diferencias presenta respecto a 3FN?

12.15. ¿Cómo se desarrollaron históricamente las formas normales?

Ejercicios

12.16. Suponga que tenemos los siguientes requerimientos para una base de datos universitaria con que se manejan las boletas de notas de los estudiantes:

a. Para cada estudiante, la universidad mantiene su nombre (NOMBREE), SU número (NÚMEST), SU número de seguro social (NSSE), SU dirección y teléfono actuales (DIRACEST y TELACEST), su dirección y teléfono permanentes (DIRPEREST y TELPEREST), SU fecha de nacimiento (FECHAN), su sexo (SEXO), su grado (GRADO) (primero, segundo, graduado), su departamento de carrera (CÓDDEPCARR), SU departamento de especialización (CÓDDEPESP) (si lo tiene) y su programa de grado (PROG) (B.A., B.C., DOC). Tanto NSS como NÚMEST tienen valores únicos para cada estudiante.

b. Cada departamento se describe mediante un nombre (NOMDEPTO), un código (CÓDDEPTO), un número de oficina (OFICDEPTO), un teléfono de oficina (TELDEPTO) y un colegio (COLEGIODEPTO). Tanto el nombre como el código tienen valores únicos para cada departamento.

c. Cada curso tiene un nombre (NOMCURSO), una descripción (DESCCUR), un código numérico (NÚMCURSO), un número de horas por semestre (CRÉDITO) un nivel (NIVEL) y un departamento que lo ofrece (DEPCURSO). El valor del código numérico es único para cada curso.

d. Cada sección (curso impartido) tiene un profesor (NOMBREPROF), un semestre (SEMESTRE), un año (AÑO), un curso (CURSOSEC) y un número de sección (NÚMSEC). El número de sección distingue las diferentes secciones (grupos) del mismo curso impartidas durante el mismo semestre/año; sus valores son 1, 2, 3,...; hasta el número total de secciones impartidas durante cada semestre.

e. Una boleta se refiere a un estudiante (NSSE), a una sección (SECCIÓN) y a una nota (NOTAS) determinados.

Diseñe un esquema de base de datos relacionai para esta aplicación. Primero indique todas las dependencias funcionales que deben cumplirse entre los atributos. Luego diseñe esquemas de relación para la base de datos que estén en 3FN o FNBC. Especifique los atributos clave de cada relación. Señale cualesquier requerimientos que no se hayan especificado y haga las suposiciones apropiadas para completar dichas especificaciones.

12.17. Demuestre o refute las siguientes reglas de inferencia para las dependencias funcionales. Puede hacerse la demostración con un argumento de demostración o con las reglas de inferencia R11, R12 y Rl3. La refutación deberá efectuarse citando un ejemplar de relación que satisfaga las condiciones y dependencias funcionales del miembro izquierdo de la regla de inferencia, pero que no satisfaga las dependencias del miembro derecho.

a. $\{W \cap Y, X \rightarrow Z\} \quad h \{WX \rightarrow Y\}$.
b. $\{X \rightarrow Y\}$ y $Z \subset Y$ f $= \{X \rightarrow Z\}$.
c. $\{X \rightarrow Y, X \rightarrow W, WY \rightarrow Z\} \quad h (X \rightarrow Z\}$.
d. $\{X Y \cap Z, Y \rightarrow W\} \quad M XW \rightarrow Z\}$.
e. $\{X \rightarrow Z, Y \rightarrow Z\} \quad h$ í $X \cap Y\}$.
f. $\{X \rightarrow Y, XY \rightarrow Z\} \quad h \{X \rightarrow Z\}$.
g. $\{X \cap Y, Z \rightarrow W\} \quad h \{XZ \rightarrow YW\}$.
h. $\{XY \rightarrow Z, Z \rightarrow X\} \setminus = \{Z \rightarrow Y\}$.
i. $\{X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z\} \quad M X \rightarrow YZ\}$.
j. $\{XY \rightarrow Z, \quad Z \cap W\} \quad M X \rightarrow W\}$.

12.18. ¿Por qué son importantes las tres reglas de inferencia R11, R12 y Rl3 (reglas de inferencia de Armstrong)?

12.19. Considere los siguientes dos conjuntos de dependencias funcionales: F = {A -> C, AC -» D, E -» AD, E -> H} y G = {A -> CD, E -» AH}. Compruebe si son equivalentes.

12.20. Considere el esquema de relación EMP_DEPTO de la figura 12.3(a) y el siguiente conjunto G de dependencias funcionales en EMP_DEPTO: G = {NSS-> {NOMBREE, FECHAN, DIRECCIÓN, NÚMEROD}, NÚMEROD^ {NOMBRED, NSSGTED}}. Calcule las cerraduras {NSS}· y {NÚMEROD}· con respecto a G.

12.21. ¿Es mínimo el conjunto de dependencias funcionales G del ejercicio 12.20? Si no, trate de encontrar un conjunto mínimo de dependencias funcionales que sea equivalente a G. Demuestre que su conjunto es equivalente a G.

12.22. ¿Por qué se consideran malas en un esquema relacionai las dependencias transitivas y las dependencias parciales?

12.23. ¿Qué anomalías de actualización ocurren en las relaciones EMP_PROY y EMP_DEPTO de las figuras 12.3 y 12.4?

12.24. ¿En qué forma normal está el esquema de relación LOTES de la figura 12.11 (a) con respecto a las interpretaciones restrictivas de forma normal que tienen en cuenta *sólo la clave primaria!* ¿Estaría en la misma forma normal si se usaran las definiciones generales de forma normal?

12.25. ¿Por qué se considera que FNBC es mejor que 3FN?

12.26. Demuestre que cualquier esquema de relación con dos atributos está en FNBC.

12.27. ¿Por qué aparecen tupias espurias en el resultado de reunir las relaciones EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS de la figura 12.5? (El resultado aparece en la figura 12.6.)

12.28. Considere la relación universal R = {A, B, C, D, E, F, G, H, í,]} y el conjunto de dependencias funcionales F = {{A, B}->{C}, {A}->{D, E}, {B}->{F}, {F}-> {G, H}, {D}-> {I, J}}. ¿Cuál es la clave de R? Descomponga R en relaciones 2FN y luego 3FN.

12.29. Repita el ejercicio 12.28 con un conjunto de dependencias funcionales distinto, a saber: G = {{A, B}^ {C}, {B, D}-> {E, F}, {A, D}-> {G, H}, {A}^ {I}, {H}-> {/}}•

12.30. Considere la relación R que contiene atributos relativos a los horarios de cursos y secciones en una universidad: R = {NúmCurso, NúmSec, DeptoOfrece, HorasCrédito, NivelCurso, NSSProfesor, Semestre, Año, Días_Horas, NúmAula, NúmDeEstudiantes}. Suponga que son válidas las siguientes dependencias funcionales en R:

{NúmCurso}-» {DeptoOfrece, HorasCrédito, NivelCurso}

{NúmCurso, NúmSec, Semestre, Año}->

{Días_Horas, NúmAula, NúmDeEstudiantes, NSSProfesor}

{NúmAula, Días_Horas, Semestre, Año}->

{NSSProfesor, NúmCurso, NúmSec}

Trate de determinar cuáles conjuntos de atributos forman claves de R. ¿Cómo normalizaría esta relación?

Bibliografía selecta

La exposición original sobre las dependencias funcionales fue de Codd (1970). Las definiciones originales de la primera, segunda y tercera formas normales también se deben a Codd (1972a), y ahí mismo puede encontrarse una explicación de las anomalías de actualización. La forma normal de Boyce-Codd se definió en Codd (1974). La definición alternativa de tercera forma normal aparece en Ullman(1988), lo mismo que la definición de FNBC que aquí dimos. Los textos de Ullman (1988) y Maier (1983) contienen muchos de los teoremas y demostraciones relativos a las dependencias funcionales.

Armstrong (1974) demuestra la corrección y compleción de las reglas de inferencia R11, R12 y R13. En el capítulo 13 se darán referencias adicionales sobre la teoría del diseño relacional.

CAPÍTULO 13

Algoritmos de diseño de bases de datos relacionóles^ y dependencias adicionales

Hay dos técnicas principales para diseñar esquemas de bases de datos relaciónales. La primera implica diseñar un esquema conceptual en un modelo de datos de alto nivel, como el modelo ER, y luego transformar el esquema conceptual a un conjunto de relaciones empleando un procedimiento de transformación como el que vimos en la sección 6.8. Esto puede denominarse **diseño descendente.** En esta técnica podemos aplicar informalmente los principios de normalización que estudiamos en el capítulo 12, como evitar las dependencias transitivas y parciales, *tanto* al diseño del esquema conceptual *como* a las relaciones que resultan del procedimiento de transformación. El segundo enfoque, más purista, implica contemplar el diseño de esquemas de bases de datos relaciónales estrictamente en términos de las dependencias funcionales y de otros tipos especificadas para los atributos de la base de datos. Esto suele denominarse **síntesis relacional,** porque los esquemas de relación en 3FN y FNBC se *sintetizan* agrupando los atributos apropiados. Cada esquema de relación individual debe representar una agrupación lógicamente coherente de atributos y debe poseer las características de "bondad" asociadas a la normalización.

En el capítulo 12 estudiamos algunas medidas de bondad para esquemas de relación individuales basados en sus claves y sus dependencias funcionales; a saber, que estén en FNBC o —si esto no es posible— en 3FN. Durante el proceso de normalización, **descomponemos** una relación que no está en una cierta forma normal produciendo múltiples esquemas de relación hasta lograr un diseño final con relaciones en la forma normal deseada. Un caso extremo de este proceso de diseño se denomina **descomposición estricta,** en la cual comenzamos por sintetizar un esquema de relación gigante, llamado **relación universal,** que incluye todos los atributos de la base de datos. A continuación realizamos repetidamente una descomposición hasta que ya no sea factible o deseable seguir.

En este capítulo primero presentaremos varios algoritmos basados en dependencias funcionales que pueden servir para el diseño de bases de datos relaciónales. En la sección 13.1 examinaremos los conceptos de conservación de las dependencias y reuniones sin pérdidas (o no aditivas), con los que los algoritmos de diseño efectúan las descomposiciones deseables. Demostraremos que las formas normales son *insuficientes por sí solas* como criterios para diseñar un buen esquema de base de datos relacional.

Después estudiaremos otros tipos de dependencias con respecto a los datos y algunas de las formas normales que producen. Estas dependencias especifican restricciones que *no pueden* expresarse mediante dependencias funcionales. Trataremos las dependencias multivaluadas, las dependencias de reunión, las dependencias de inclusión y las dependencias de patrón. También definiremos la cuarta forma normal (4FN), la quinta forma normal (5FN) y, someramente, la forma normal de dominio-clave (FNDC: *domain-key normal form).*

Es posible pasar por alto algunas de las siguientes secciones, o todas: 13.3,13.4,13.5.

13.1 Algoritmos para el diseño de esquemas de bases de datos relaciónales

En la sección 13.1.1 daremos ejemplos con los que se verá que comprobar que una relación *individual* está en una forma normal superior no garantiza un buen diseño; más bien, un *conjunto de relaciones* que juntas constituyen el esquema de base de datos relacional deben poseer ciertas propiedades adicionales para asegurar un buen diseño. En la sección 13.1.2 trataremos una de esas propiedades, la de conservación de las dependencias. En la sección 13.1.3 estudiaremos otra de esas propiedades, la de reunión sin pérdidas o no aditiva. Presentaremos algoritmos de descomposición que garanticen estas propiedades (que son conceptos formales) y que además aseguren que las relaciones individuales estén correctamente normalizadas. En la sección 13.1.4 veremos los problemas asociados a los valores nulos, y en la sección 13.1.5 resumiremos los algoritmos de diseño y sus propiedades.

13.1.1 *Descomposición de relaciones e insuficiencia de las formas normales*

Los algoritmos de diseño de bases de datos relaciónales que presentamos aquí parten de un solo **esquema de relación universal** R = {A₁, A₂, ..., Aₙ} que contiene *todos* los atributos de la base de datos. Hacemos implícitamente la suposición de relación universal, que nos dice que todos los nombres de atributos son únicos. El conjunto F de dependencias funcionales que deben cumplir los atributos de R lo especifican los diseñadores de la base de datos y está disponible para los algoritmos de diseño. Con las dependencias funcionales, los algoritmos **descomponen** el esquema de relación universal R en un conjunto de esquemas de relación D = {R_1, R_2, ..., R_m}, que se convertirá en el esquema de la base de datos relacional; D es una **descomposición** de R.

Debemos asegurarnos de que todos los atributos de R aparezcan en por lo menos un esquema de relación R_i de la descomposición, de modo que no se "pierdan" atributos. En términos formales:

$$\bigcup_{i=1}^{m} R_i = R$$

Esta es la condición de **conservación de atributos** de una descomposición.

Otro objetivo es lograr que cada relación individual R_i de la descomposición D esté en FNBC (o 3FN). Sin embargo, esta condición no basta por sí sola para garantizar un buen diseño de base de datos. Debemos considerar la descomposición como un todo, además de examinar las relaciones individuales. Para ilustrar este punto, consideremos la relación LUGARES_EMPS de la figura 12.5, que está en 3FN y también en FNBC. De hecho, cualquier esquema de relación que sólo tenga dos atributos estará automáticamente en FNBC (Ejercicio 12.26). Aunque LUGARES_EMPS está en FNBC, producirá tupias espurias cuando se le reúna con EMP_PROY1 (que no está en FNBC) (Fig. 12.6). Por esto, LUGARES_EMPS representa un esquema de relación notablemente malo debido a lo rebuscado de su semántica según la cual LUGARP da la ubicación de *uno de los proyectos* en los que un empleado trabaja. Si reunimos LUGARES_EMPS con PROYECTO de la figura 12.2 (que está en FNBC) también tendremos tupias espurias. Necesitamos otros criterios que, aunados a las condiciones de 3FN o FNBC, eviten tales diseños deficientes. En las siguientes tres subsecciones examinaremos las condiciones adicionales que debe satisfacer globalmente una descomposición D.

13.1.2 *Descomposición y conservación de las dependencias*

Sería útil que toda dependencia funcional X -> Y especificada en F apareciera directamente en uno de los esquemas de relación R_i de la descomposición D o bien que pudiera inferirse de las dependencias que aparecen en alguna R_i. Informalmente, ésta es la condición de conservación de las dependencias. Queremos conservarlas porque cada dependencia en F representa una restricción sobre la base de datos. Si alguna de las dependencias no está representada en alguna relación individual R_i de la descomposición, no podremos imponer esta restricción con sólo examinar una relación individual; en vez de ello, tendremos que reunir dos o más relaciones de la descomposición y luego verificar que la dependencia funcional se cumpla en el resultado de la operación de reunión. Esto es a todas luces un procedimiento ineficiente que no servirá en un sistema práctico.

No es necesario que las dependencias exactas especificadas en F aparezcan en relaciones individuales de la descomposición D. Basta con que la unión de las dependencias que se cumplen en las relaciones individuales de D sea equivalente a F. Ahora definiremos estos conceptos en términos más formales. Primero necesitamos una definición preliminar: dado un conjunto de dependencias F sobre R, la **proyección** de F sobre R_i, denotada por $\pi_{R_i}(F)$ donde R_i es un subconjunto de R, es el conjunto de dependencias X -> Y en F^+ tal que los atributos en X u Y estén todos contenidos en R_i. Así pues, la proyección de F sobre cada esquema de relación R_i de la descomposición D es el conjunto de dependencias funcionales en F^+, la cerradura de F, tales que todos sus atributos de miembro izquierdo y miembro derecho estén en R_i. Decimos que una descomposición D = {R_1, R_2, ..., R_m} de R es **conservadora de las dependencias** respecto a F si la unión de las proyecciones de F sobre cada R_i de D es equivalente a F; esto es,

$$((\pi_{R_1}(F)) \cup \ldots \cup (\pi_{R_m}(F)))^+ = F^+$$

Si una descomposición no conserva las dependencias, alguna dependencia se **perderá** en la descomposición. Como ya mencionamos, para comlprobar si se cumple o no una dependencia perdida deberemos obtener la REUNIÓN de varias relaciones de la descomposición para obtener una relación que incluya todos los atributos de los miembros izquierdo y derecho de la dependencia perdida, y luego comprobar que la dependencia sea válida en el resultado de la REUNIÓN, opción que no resulta práctica.

En la figura 12.12(a) se muestra un ejemplo de descomposición que no conserva las dependencias, pues ahí se pierde la dependencia funcional df2 cuando LOTES1A se descompone en {LOTES1AX, LOTES1AY}. Las descomposiciones de la figura 12.11, en cambio, sí conservan las dependencias. Siempre es posible encontrar una descomposición D conservadora de las dependencias respecto a F tal que toda relación R. en D esté en 3FN. El algoritmo 13.1 crea una descomposición de esta índole. Este algoritmo garantiza sólo la propiedad de conservación de las dependencias; no garantiza la propiedad de reunión sin pérdidas que analizaremos en la siguiente sección. El primer paso del algoritmo 13.1 es encontrar una cobertura mínima G para F. Un algoritmo para llevar a cabo este paso se bosqueja como algoritmo 13.1a en seguida. Recordemos, de la sección 12.2.4, que una cobertura mínima G de F es un *conjunto mínimo* de dependencias funcionales equivalente a F. El algoritmo 13.1a se basa en las tres condiciones que debe satisfacer un conjunto mínimo de dependencias (véase la Sec. 12.2.4). El paso 2 del algoritmo se encarga de que toda dependencia funcional en G tenga un solo atributo como miembro derecho. El paso 3 garantiza que no quedarán dependencias funcionales redundantes en G. El paso 4 elimina cualesquier atributos redundantes del miembro izquierdo de una dependencia funcional.

ALGORITMO 13.1 Descomposición en esquemas de relación 3FN conservando las dependencias

1. **encontrar una cobertura mínima *G* para F;**
2. **para cada miembro izquierdo *X* de una dependencia funcional que aparezca en *G***
   crear un esquema de relación *{X*UNIÓN>A UNIÓN A,... UNIÓN A_m*]* en *D*, donde *X-^A*$_v$ X->A,, *X->A*$_m$ sean las únicas dependencias en Gcon Xcomo miembro izquierdo;
3. **colocar cualesquier atributos restantes (no colocados) en un solo esquema de relación para.asegurar la propiedad de conservación de las dependencias;**

ALGORITMO 13.1a Encontrar una cobertura mínima G para F

1. hacer ***G* := F;**
2. reemplazar cada dependencia funcional ***X^A*$_v$ *A* $_2$, *A* $_n$** en ***G*** por las ***n*** dependencias funcionales ***X->A*$_v$ X->A>,X->4$_n$;**
3. para cada dependencia funcional X-> ***A*** en ***G***
   {calcular ***X***$^+$ respecto al conjunto de dependencias **(G - (X->A));**
   si ***X***$^+$ contiene a ***A,*** eliminar **X-> *A*** de ***G};***
4. para cada dependencia funcional restante ***X->AenG***
   para cada atributo ***B*** que sea un elemento de ***X***
   {calcular **(X- *B)***$^+$ respecto al conjunto de dependencias funcionales ***((G-(X ->A))* UNIÓN *((X- B)^A));***
   si ***(X- B)***$^+$ contiene a ***A,*** reemplazar ***X -> A*** por ***(X- B) -> A*** en **G};**

No haremos una demostración formal, pero es posible comprobar que todo esquema de relación creado por el algoritmo 13.1 está en 3FN. La demostración se basa en el hecho de que G es una cobertura mínima, de modo que las dependencias en G satisfacen las propiedades mencionadas en la sección 12.2.4. Es obvio que el algoritmo conserva todas las dependencias en G porque cada una de las dependencias aparece en una de las relaciones R. de la

descomposición D. Puesto que G es una cobertura mínima de F, es equivalente a F, y todas las dependencias en F se conservan directamente en la descomposición o bien pueden derivarse de las que se cumplen en las relaciones resultantes. El algoritmo 13.1 se denomina algoritmo de síntesis relacional porque cada uno de los esquemas de relación R. en la descomposición se "sintetiza" a partir de un conjunto de dependencias en G con el mismo miembroizquierdo.

13.1.3 *Descomposición y reuniones sin pérdidas (no aditivas)*

Otra propiedad que debe poseer una descomposición es la de reunión sin pérdidas o no aditiva, la cual garantiza que no se generarán tupias espurias cuando se aplique una operación de REUNIÓN NATURAL a las relaciones de la descomposición. Ya ilustramos este problema en la sección 12.1.4 con el ejemplo de las figuras 12.5 y 12.6. Como ésta es una propiedad de una descomposición de esquemas de relación, la condición de ausencia de tupias espurias deberá cumplirse en *todos bs ejemplares de relación permitidos;* esto es, todos los ejemplares de relación que satisfagan las dependencias funcionales especificadas sobre los esquemas. Por ello, la propiedad de reunión sin pérdidas siempre se define con respecto a un conjunto específico de dependencias F. En términos formales, una descomposición D = *{R.* R_2, *RJ* de R tiene la propiedad de reunión sin pérdidas (no aditiva) respecto al conjunto de dependencias F sobre R si, por cada estado de relación r de R que satisfaga F, se cumple lo siguiente:

$$*(71_{<R1>}W,\ldots,71_{<Rm>}(r)) = r$$

El término *sin pérdidas* se refiere a la pérdida de información, no a la pérdida de tupias. Si una descomposición no posee la propiedad de reunión sin pérdidas, es posible que tengamos tupias espurias adicionales después de aplicar las operaciones PROYECTAR (TI) y REUNIÓN NATURAL (*); estas tupias adicionales representan información errónea. Preferimos el término reunión no aditiva porque describe la situación con mayor exactitud; si la propiedad es válida en una descomposición, estaremos seguros de que no se *añadirán* tupias espurias con información errónea al resultado de aplicar las operaciones PROYECTAR y REUNIÓN NATURAL.

Es obvio que la descomposición de EMP_PROY en LUGARES_EMPS y EMP_PROY1 en la figura 12.5 no posee la propiedad de reunión sin pérdidas. En general, querremos poder verificar si una descomposición D dada posee la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a un conjunto de dependencias funcionales F. Podemos emplear el algoritmo 13.2 para efectuar esta comprobación.

El algoritmo 13.2 crea un ejemplar de relación r en la matriz S que satisface todas las dependencias funcionales en F. Al final del ciclo de aplicación de dependencias funcionales, cualesquier dos filas de S —que representan dos tupias de r— que coincidan en sus valores para los atributos del miembro izquierdo X de una dependencia funcional X -> Y en F, también coincidirán en sus valores para los atributos del miembro derecho Y. Puede mostrarse que, si cualquier fila de S termina únicamente con símbolos "a" al final del algoritmo, la descomposición poseerá la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a F. Si, en cambio, ninguna fila termina sólo con símbolos "a", el ejemplar de relación r representado por S al final del algoritmo será un ejemplo de ejemplar de relación r de R que satisfará las dependencias en F pero que no poseerá la propiedad de reunión sin pérdidas. Esta relación sirve

como contraejemplo, así que la descomposición D no tiene la propiedad de reunión sin pérdidas en este caso. Adviértase que los símbolos V y "b" no tienen ningún significado especial al final del algoritmo.

La figura 13.1 (a) muestra cómo aplicamos el algoritmo 13.2 a la descomposición del esquema de relación EMP_PROY de la figura 12.3 (b) para dar los dos esquemas de relación EMP_PROY1 y LUGARES_EMPS de la figura 12.5(a). El algoritmo no puede cambiar ningún símbolo *"b"* a V, así que la descomposición no posee la propiedad de reunión sin pérdidas.

La figura 13.1 (b) muestra otra descomposición de EMP_PROY que posee la propiedad de reunión sin pérdidas, y la figura 13.1 (c) ilustra cómo aplicamos el algoritmo a esa descomposición. Tan pronto como una fila conste únicamente de símbolos V, sabremos que la descomposición posee la propiedad de reunión sin pérdidas, y podremos dejar de aplicar las dependencias funcionales a la matriz S.

ALGORITMO 13.2 Comprobación de la propiedad de reunión sin pérdidas

1. **crear una matriz S con una fila / por cada relación *R.* en la descomposición *D,* y una columna / por cada atributo *A.* en *R***
2. **hacer *S(i,j)*:=£>.. para todas las entradas de la matriz;**
   (* cada *b..* es un símbolo distinto asociado a los índices (*i,j*) *)
3. **para cada fila *I* que represente el esquema de relación *R.***
   para cada columna y que represente el atributo A
   si *Rj* incluye el atributo A
   entonces hacer S(*i,y*):= *aj*,
   (* cada a. es un símbolo distinto asociado al índice (*j*) *)
4. **repetir lo que sigue hasta que una ejecución no modifique S**
   para cada dependencia funcional *X* -» Ven *F*
   para todas las filas en S *que tienen los mismos símbolos* en las columnas correspondientes a los atributos en *X*
   hacer que los símbolos de cada columna que correspondan a un atributo en Y sean iguales en todas estas filas como sigue: si cualquiera de las filas tiene un símbolo "a" en la columna, asignar el *mismo* símbolo "a" a las otras filas en esa columna; si no hay ningún símbolo "a" para el atributo en ninguna de las filas, escoger uno de los símbolos "b" que aparecen en una de las filas del atributo y asignar ese símbolo "b" a las otras filas en esa columna;
5. **si una fila consta exclusivamente de símbolos "a", la descomposición posee la propiedad de reunión sin pérdidas; en caso contrario, no la posee;**

Ahora podemos comprobar si una descomposición D específica obedece la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a un conjunto de dependencias funcionales F La siguiente pregunta es si hay algún algoritmo para descomponer un esquema de relación $R = \{A_1, A_2, A_n\}$ en una descomposición $D = \{R_1, R_2, R_J\}$, tal que cada *R.* esté en FNBC y la descomposición D tenga la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a F. La respuesta es afirmativa; existe un algoritmo así, pero antes de darlo necesitamos presentar algunas propiedades de las descomposiciones con reunión sin pérdidas.

D=(R1 R2)

(a) R={NSS, NOMBREE, NÚMEROP, NOMBREPR, LUGARP, HORAS}
R1=LUGARES_EMPS={NOMBREE,LUGARP}
R2=EMP_PROY1={NSS, NÚMEROP, HORAS, NOMBREPR, LUGARP}

F={NSS-> NOMBREE; NÚMEROP^ {NOMBREPR, LUGARP}; {NSS, NÚMEROP}-*- HORAS}

	NSS	NOMBREE	NÚMEROP	NOMBREPR	LUGARP	HORAS
R1						
R2						

(la matriz no cambia después de aplicar dependencias funcionales)

(b)

EMP: NSS, NOMBREE

PROYECTO: NÚMEROP, NOMBREPR, LUGARP

TRABAJA_EN: NSS, NÚMEROP, HORAS

(c) R={NSS, NOMBREE, NÚMEROP, NOMBREPR, LUGARP, HORAS} D={R1,R2,R3}
R1=EMP={NSS, NOMBREE}
R2=PROYECTO={NÚMEROP, NOMBREPR, LUGARP}
R3=TRABAJA_EN={NSS, NÚMEROP, HORAS}

={NSS ^NOMBREE; NÚMEROP -^{NOMBREPR, LUGARP}; {NSS, NÚMEROP} CHORAS}

	NSS	NOMBREE	NÚMEROP	NOMBREPR	LUGARP	HORAS
R1						
R2						
R3						

(matriz original S al principio del algoritmo)

	NSS	NOMBREE	NÚMEROP	NOMBREPR	LUGARP	HORAS
R1						
R2						
R3				V	V5	

(la matriz *S* después de aplicar las dos primeras dependencias funcionales - la última fila sólo tiene símbolos "a", así que nos detenemos)

Figura 13.1 El algoritmo de comprobación de la reunión sin pérdidas, (a) Aplicación de este algoritmo a la descomposición de EMP_PROY en EMP PROY1 y LUGARES_EMPS. (b) Otra descomposición de EMP_PROY. (c) Aplicación del algoritmo a la descomposición de la figura 13.1(b).

PROPIEDAD RSP1

Una descomposición D = {R,, R₂} de R tiene la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a un conjunto de dependencias funcionales F sobre R si y sólo si:

• la DF ((R, n R₂) -> (R, - R₂)) está en F⁺, o bien

• la DF ((R, n R₂) -> (R₂ - R,)) está en F⁺.

Observe que la propiedad RSP1 constituye una prueba más sencilla de la propiedad de reunión sin pérdidas que el algoritmo 13.2. Sin embargo, RSP1 *sólo* es aplicable a descomposiciones en *dos esquemas de relación*. Recomendamos al lector verificar que esta propiedad se cumpla en nuestros ejemplos de normalización informal sucesiva de las secciones 12.3 y 12.4.

PROPIEDAD RSP2

Si una descomposición D = {R₁, R₂, ..., *RJ* de R posee la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a un conjunto de dependencias funcionales F sobre R, y si una descomposición D, = {Q,, Q₂, Q₃, } de R. posee la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a la *proyección* de F sobre R., entonces la descomposición D₂ = {R₁, R₂, ..., *RJ* de R posee la propiedad de reunión sin pérdidas respecto a F.

La propiedad RSP2 dice que, *si* una descomposición D ya posee la propiedad de reunión sin pérdidas —respecto a F— y descomponemos uno de los esquemas de relación R. de D en otra descomposición D, que también tenga la propiedad de reunión sin pérdidas —respecto a $\pi_1(R_1)$—, *entonces* el reemplazo de R. de D por D_1 ocasionará una descomposición que también habrá de poseer la propiedad de reunión sin pérdidas —respecto a F—. Supusimos implícitamente esta propiedad en los ejemplos de normalización informal de las secciones 12.3 y 12.4.

Con base en las propiedades RSP1 y RSP2 podemos elaborar el algoritmo 13.3 que crea una descomposición con reunión sin pérdidas D para R respecto a F tal que cada esquema de relación R. en la descomposición D esté en FNBC.

ALGORITMO 13.3 Descomposición con reunión sin pérdidas para dar relaciones FNBC

1. **hacer D:={** *R};*
2. **mientras haya un esquema de relación Q en D que no esté en FNBC hacer**
   comenzar
   escoger un esquema de relación Q en *D* **que no esté en FNBC;**
   encontrar una dependencia funcional X-> *Y* **en Q que viole FNBC;**
   reemplazar Q en *D* **por dos esquemas (Q-** *Y)* **y (X u** *Y)*
   fin;

En cada repetición del ciclo del algoritmo 13.3 descomponemos un esquema de relación Q que no esté en FNBC para obtener dos esquemas de relación. En virtud de las propiedades RSP1 y RSP2, la descomposición D posee la propiedad de reunión sin pérdidas. Al final del algoritmo, todos los esquemas de relación en D estarán en FNBC. El lector puede comprobar que el ejemplo de normalización de las figuras 12.11 y 12.12 básicamente seguirá este

algoritmo. Las dependencias funcionales df3, df4 y, posteriormente, df5 violan FNBC, así que la relación LOTES se descompone correctamente en relaciones FNBC, y entonces la descomposición satisfará la propiedad de reunión sin pérdidas. En el paso 2 del algoritmo 13.3 es necesario determinar si un esquema de relación Q está en FNBC o no. Un método para lograrlo consiste en comprobar, para cada dependencia funcional X -» Y en Q, si X⁺ no incluye todos los atributos de Q. Si es así, X -> Y violará FNBC, ya que en tal caso X no puede ser una (super)clave. Otra técnica se basa en la observación de que, siempre que un esquema de relación Q viole FNBC, existirá un par de atributos A y B en Q tales que (Q - {A, B}) -» A; si calculamos la cerradura (Q - {A, B})⁺ para cada par de atributos {A, B} de R, y si verificamos que la cerradura incluya a A (o a B), podremos determinar si Q está en FNBC.

Si queremos que una descomposición posea la propiedad de reunión sin pérdidas *y* conserve las dependencias, tendremos que conformarnos con esquemas de relación en 3FN, en vez de FNBC. Una simple modificación del algoritmo 13.1, que aparece en el algoritmo 13.4, produce una descomposición D de R que:

• Conserva las dependencias.

• Posee la propiedad de reunión sin pérdidas.

• Es tal que cada esquema de relación resultante en la descomposición está en 3FN.

ALGORITMO 13.4 Descomposición en esquemas de relación 3FN con reunión sin pérdidas y conservación de las dependencias

1. encontrar una cobertura mínima ***G*** para F;
   (* F es el conjunto de dependencias funcionales especificadas sobre *R* *)
2. para cada miembro izquierdo X que aparezca en ***G,***
   crear un esquema de relación {X UNIÓN ***A***₁, UNIÓN ***A***₂... UNIÓN ***AJ,*** donde ***X-^A***₁, ***X->A***₂, ***X->A***ₘ sean todas las dependencias en ***G*** con X como miembro izquierdo;
3. colocar cualesquier atributos restantes (no colocados) en un solo esquema de relación;
4. si ninguno de los esquemas de relación contiene una clave de *R,* crear un esquema de relación adicional que contenga atributos que formen una clave de F?;

Puede demostrarse que la descomposición formada a partir del conjunto de esquemas de relación creado por el algoritmo anterior conservará las dependencias y poseerá la propiedad de reunión sin pérdidas. Es más, cada uno de los esquemas de relación en la descomposición está en 3FN. El paso 4 del algoritmo 13.4 implica identificar una clave de R. Podemos usar el algoritmo 13.4a para identificar una clave *K* de R basada en el conjunto de dependencias funcionales dadas. Comenzamos por igualar *K* al conjunto de todos los atributos de R; luego eliminamos un atributo a la vez y verificamos si los atributos restantes siguen formando una superclave. Observe que el conjunto de dependencias funcionales con el que se determina una clave en el algoritmo 13.4 podría ser F o bien G, puesto que son equivalentes. Observe también que el algoritmo 13.4a determina sólo *una clave para* R; la clave devuelta depende del orden en que se eliminen los atributos de R en el paso 2.

ALGORITMO 13.4a Obtención de una clave K para el esquema de relación R

1. **hacer** $K := R$;
2. **para cada atributo** A **en** K
   {calcular $(K - A)^+$ **respecto al conjunto dado de dependencias funcionales;**
   si $(K - A)^+$ **contiene todos los atributos de** R, **hacer** $K := K - \{A\}$**};**

No siempre es posible encontrar una descomposición que conserve las dependencias y permita que cada esquema de relación de la descomposición esté en FNBC, más que en 3FN (como en el algoritmo 13.4). Podemos verificar individualmente los esquemas de relación de la descomposición para ver si satisfacen FNBC. Si algún esquema de relación R. no está en FNBC, podemos optar por descomponerlo más o dejarlo en 3FN (con la posibilidad de algunas anomalías de actualización). El hecho de que no siempre podremos encontrar una descomposición en esquemas de relación en FNBC que conserve las dependencias puede ilustrarse con los ejemplos de la figura 12.12. Las relaciones LOTES1A (Fig. 12.12(a)) y R (Fig. 12.12(b)) no están en FNBC pero sí en 3FN. Cualquier intento por descomponer alguna de esas relaciones en relaciones FNBC ocasionará la pérdida de la dependencia df2 en LOTES 1A **0** en R.

Es importante señalar que4a teoría de las descomposiciones con reunión sin pérdidas se basa en la suposición de que *no se permiten valores nulos en ¡os atributos de reunión.* En la siguiente sección analizaremos algunos de los problemas que pueden provocar los **nulos** en las descomposiciones relaciónales.

13.1.4 *Problemas con valores nulos y tupias colgantes*

Es preciso considerar con cuidado los problemas asociados a los **nulos** al diseñar un esquema de base de datos relacional. Todavía no existe una teoría de diseño relacional completamente satisfactoria que incluya valores **nulos.** Un problema se da cuando algunas tupias tienen valores **nulos** en atributos que servirán para reunir relaciones individuales en la descomposición. Como ilustración, consideremos la base de datos de la figura 13.2(a), donde se muestran dos relaciones, EMPLEADO y DEPARTAMENTO. Las últimas dos tupias de empleados —Bernal y Benítez— representan empleados recién contratados que todavía no se han asignado a un departamento (suponiendo que esto no viola ninguna restricción de integridad). Ahora suponga que deseamos obtener una lista de valores (NOMBREE, NOMBRED) para todos los empleados. Si aplicamos la operación * con EMPLEADO y DEPARTAMENTO (Fig. 13.2(b)), las dos tupias antes mencionadas *no* aparecerán en el resultado. La operación de REUNIÓN EXTERNA, analizada en el capítulo 6, puede resolver este problema. Recordemos que, si obtenemos la REUNIÓN EXTERNA IZQUIERDA de EMPLEADO con DEPARTAMENTO, las tupias de EMPLEADO que tienen **nulo** en el atributo de reunión sí aparecerán en el resultado, reunidas con una tupia "imaginaria" de DEPARTAMENTO que tiene **nulos** en todos sus valores de atributos. La figura 13.2(c) muestra el resultado.

En general, siempre que se diseñe un esquema de base de datos relacional en el que dos o más relaciones estén interrelacionadas a través de claves externas, debemos tener especial cuidado con los posibles valores nulos en dichas claves. Esto puede provocar una pérdida inesperada de información en las consultas que impliquen reuniones. Es más, si hay nulos en otros atributos, como SALARIO, su efecto sobre las funciones integradas como SUMA y PROMEDIO deberá evaluarse con mucho cuidado.

Un problema afín es el de las **tupias** colgantes, que pueden presentarse si llevamos demasiado lejos una descomposición. Suponga que descomponemos la relación EMPLEADO de la figura 13.2 (a) en EMPLEADO_1 y EMPLEADO_2, como en la figura 13.3 (a) y 13.3 (b).[1] Si aplicamos la operación * a EMPLEADO_1 y EMPLEADO_2, obtendremos la relación EMPLEADO original. Sin embargo, podríamos usar una representación alternativa para el caso en que un empleado todavía no se haya asignado a un departamento. Esto se ilustra en la figura 13.3(c), donde *no incluimos una tupia* en EMPLEADO_3 si el empleado todavía no se ha asignado a un departamento. Esta representación contrasta con la inclusión de una tupia con nulo en NÚMD, como en EMPLEADO_2. Suponga que usamos EMPLEADO_3 en vez de EMPLEADO_2. Ahora, si aplicamos una REUNIÓN NATURAL a EMPLEADO_1 y EMPLEADO_3, las tupias de Bernal y Benítez desaparecerán. Estas se llaman **tupias** colgantes porque sólo se representan en una de las dos relaciones que representan empleados y, por tanto, se perderán si aplicamos una operación de reunión (interna).

13.1.5 *Análisis*

En las subsecciones precedentes presentamos varios algoritmo para diseñar bases de datos relaciónales. Estos algoritmos descomponen un esquema de relación universal para producir un conjunto de esquemas de relación que se basan en los conceptos de dependencias funcionales, de formas normales, de conservación de dependencias y de descomposición con reunión sin pérdidas. También explicamos los problemas con los valores nulos y las tupias colgantes en el diseño relacional.

Uno de los problemas con los algoritmos aquí descritos es que el diseñador de bases de datos debe especificar primero *todas* las dependencias funcionales pertinentes entre los atributos de la base de datos. Esta no *es una tarea sencilla* en el caso de una base de datos grande con cientos de atributos. Si se omite la especificación de una o dos dependencias importantes el resultado puede ser un diseño deficiente. Otro problema es que estos algoritmos, en general, no sean deterministas. Por ejemplo, los algoritmos de síntesis requieren la especificación de una cobertura mínima para el conjunto de dependencias funcionales. Como en general puede haber muchas coberturas mínimas que correspondan a un conjunto de dependencias funcionales, el algoritmo puede producir diferentes diseños para el mismo conjunto de dependencias funcionales, dependiendo de la cobertura mínima que se use. Es posible que algunos de estos diseños no sean deseables. Otros algoritmos producen una descomposición que depende del orden en que se alimentan las dependencias funcionales al algoritmo; en este caso también pueden generarse muchos diseños diferentes que correspondan al mismo conjunto de dependencias funcionales.

Por las razones precedentes, estos algoritmos no pueden usarse a ciegas. Hasta ahora no han demostrado ser muy populares en la práctica; el diseño descendente de bases de datos apoyado en el modelo ER y otros modelos de datos de alto nivel se utiliza actualmente con mucha mayor frecuencia. Una técnica combina ambos enfoques. Por ejemplo, podemos comenzar con el modelo ER para producir un esquema conceptual y transformarlo a relaciones. Luego podemos aplicar los algoritmos a las relaciones individuales obtenidas del diseño ER, especificar sus dependencias funcionales y ver si aún necesitan descomponerse más. Otra alternativa es analizar los tipos de entidades del diseño ER y descomponerlos, si es necesario aplicando una teoría similar.

[1] Esto sucede a veces cuando aplicamos fragmentación vertical a una relación en el contexto de una base de datos distribuida (véase el Cap. 23).

(a) EMPLEADO

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	NÚMD
Silva, José B.	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	5
Vizcarra, Federico T.	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	5
Zapata, Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX	4
Valdés, Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	4
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX	5
Esparza, Josefa A.	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	5
Jabbar, Ahmed V.	987987987	29-MAR-54	Dalias 980, Higueras, MX	4
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	1
Bernal, Andrés C.	999775555	26-ABR-55	Becerra 6530, Belén, MX	nulo
Benítez, Carlos M.	888664444	09-ENE-53	Bejuco 7654, Higueras, MX	nulo

DEPARTAMENTO

NOMBRED	NUMD	NSSGTED
Investigación		333445555
Administración		987654321
Dirección		888665555

(b)

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	NUMD	NOMBRED	NSSGTED
Silva, José B.	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Vizcarra, Federico!	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Zapata, Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX	4	Administración	987654321
Valdés, Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	4	Administración	987654321
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX	5	Investigación	333445555
Esparza, Josefa A.	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Jabbar, Ahmed V.	98798798?	29-MAR-59	Dalias 980, Higuera, MX	4	Administración	987654321
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	1	Dirección	888665555

(c)

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	NÚMD	NOMBRED	NSSGTED
Silva, José B.	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Vizcarra, Federico T.	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Zapata, Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX	4	Administración	987654321
Valdés, Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX	4	Administración	987654321
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX	5	Investigación	333445555
Esparza, Josefa A.	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX	5	Investigación	333445555
Jabbar, Ahmed V.	987987987	29-MAR-59	Dalias 980, Higuera, MX	4	Administración	987654321
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX	1	Dirección	888665555
Bernal, Andrés C.	999775555	26-ABR-55	Becerra 6530, Belén, MX	nulo	nulo	nulo
Benitez, Carlos M.	888664444	09-ENE-53	Bejuco 7654, Higueras, MX	nulo	nulo	nulo

Figura 13.2 El problema de reunión con valores nulos, (a) Base de datos con nulos en algunos atributos de reunión, (b) Resultado de aplicar la operación de REUNIÓN NATURAL a las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO, (c) Resultado de aplicar la operación de REUNIÓN EXTERNA a EMPLEADO con DEPARTAMENTO.

(a) EMPLEADO.!

NOMBREE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN
Silva, José B.	123456789	09-ENE-55	Fresnos 731, Higueras, MX
Vizcarra, Federico T.	333445555	08-DIC-45	Valle 638, Higueras, MX
Zapata, Alicia J.	999887777	19-JUL-58	Castillo 3321, Sucre, MX
Valdés, Jazmín S.	987654321	20-JUN-31	Bravo 291, Belén, MX
Nieto, Ramón K.	666884444	15-SEP-52	Espiga 975, Heras, MX
Esparza, Josefa A.	453453453	31-JUL-62	Rosas 5631, Higueras, MX
Jabbar, Ahmed V.	987987987	29-MAR-54	Dalias 980, Higueras, MX
Botello, Jaime E.	888665555	10-NOV-27	Sorgo 450, Higueras, MX
Bernal, Andrés C.	999775555	26-ABR-55	Becerra 6530, Belén, MX
Benítez, Carlos M.	888664444	09-ENE-53	Bejuco 7654, Higueras, MX

EMPLEAD0.2

NSS	NÚMD
123456789	5
333445555	5
999887777	4
987654321	4
666884444	5
453453453	5
987987987	4
888665555	1
999775555	nulo
888664444	nulo

EMPLEADO_3

NSS	NÚMD
123456789	5
333445555	5
999887777	4
987654321	4
666884444	5
453453453	5
987987987	4
888665555	1

Figura 13.3 El problema de la "tupia colgante", (a) La relación EMPLEADO_1, que incluye todos los atributos de la relación EMPLEADO excepto NÚMEROD. (b) La relación EMPLEADO_2, que incluye el atributo NÚMEROD de EMPLEADO con valores nulos, (c) La relación EMPLEADO_3, que no incluye las tupias en las cuales NÚMEROD tiene un valor nulo.

Hasta ahora hemos analizado exclusivamente la dependencia funcional, que es, por mucho, el tipo de dependencias más importante en la teoría de diseño de bases de datos relacionales. No obstante, en muchos casos las relaciones tienen restricciones que no se pueden especificar como dependencias funcionales. En las siguientes secciones describiremos tipos adicionales de dependencias que servirán para representar otros tipos de restricciones sobre las relaciones. Algunas de estas dependencias conducen a otras formas normales. En la sección 13.2 veremos la dependencia multivaluada y definiremos la cuarta forma normal, que se basa en esta dependencia. Después, en la sección 13.3, trataremos brevemente las dependencias de reunión y la quinta forma normal. Por último, analizaremos someramente las dependencias de inclusión, las dependencias de patrón y la forma normal de dominio-clave.

13.2 Dependencias multivaluadas y cuarta forma normal

Las dependencias multivaluadas son una consecuencia de la primera forma normal, que prohibe que un atributo de una tupia tenga un conjunto de valores. Si tenemos dos o más atributos multivaluados independientes en el mismo esquema de relación, nos enfrentaremos al

al problema de tener que repetir todos los valores de uno de los atributos con cada valor del otro atributo para que los ejemplares de la relación sigan siendo consistentes. Esta restricción se especifica con una dependencia multivaluada.

Por ejemplo, consideremos la relación EMP que se muestra en la figura 13.4(a). Una tupia de esta relación representa el hecho de que un empleado cuyo nombre es NOMBREE *trabaja en el proyecto* cuyo nombre es NOMBREPR y tiene *un dependiente* cuyo nombre es NOMBRED. Un empleado puede trabajar en varios proyectos y tener varios dependientes, y los proyectos y dependientes de un empleado no están relacionados directamente entre sí.[1] Para que las tupias de la relación sean consistentes, deberemos tener una tupia por cada una de las

(a) EMP

NOMBREE	NOMBREPR	NOMBRED
Silva	X	Juan
Silva	Y	Ana
Silva	X	Ana
Silva	Y	Juan

PROYECTOS_EMP

NOMBREE	NOMBREPR
Silva	X
Silva	Y

DEPENDIENTES_EMP

NOMBREE	NOMBRED
Silva	Juan
Silva	Ana

(c) SUMINISTRAR

NOMPROV	NOMRECOMP	NOMPROY
Silva	Perno	ProyX
Silva	Tuerca	ProyY
Aldama	Perno	ProyY
Velasco	Tuerca	ProyZ
Aldama	Clavo	ProyX
Aldama	Perno	ProyX
Silva	Perno	ProyY

R1

NOMPROV	NOMBRECOMP
Silva	Perno
Silva	Tuerca
Aldama	Perno
Velasco	Tuerca
Aldama	Clavo

R2

NOMPROV	NOMPROY
Silva	ProyX
Silva	ProyY
Aldama	ProyY
Velasco	ProyZ
Aldama	ProyX

R3

NOMBRECOMP	NOMPROY
Perno	ProyX
Tuerca	ProyY
Perno	ProyY
Tuerca	ProyZ
Clavo	ProyX

Figura 13.4 4FN y 5FN. (a) La relación EMP con dos DMV: NOMBREE -» NOMBREPR y NOMBREE -» NOMBRED. (b) Descomposición de EMP en dos relaciones que están en 4FN. (C) La relación SUMINISTRAR, sin ninguna DMV, que está en 4FN (sin embargo, no estará en 5FN si se cumple la DR(R1,R2,R3). (d) Descomposición de la relación SUMINISTRAR con la dependencia de reunión para dar tres relaciones 5FN.

[1] En un diagrama ER, cada uno se representaría como un atributo multivaluado o como un tipo de entidades débil (véase el Cap. 3).

posibles combinaciones de dependiente y proyecto de un empleado. Esta restricción se especifica como una dependencia multivaluada sobre la relación EMP. En términos informales, siempre que en la misma relación se mezclan dos vínculos 1:N *independientes* A:B y A:C, puede surgir una DMV.

13.2.1 *Definición formal de dependencia multivaluada*

En términos formales, una **dependencia multivaluada** (DMV) X ~» Y especificada sobre el esquema de relación R, donde X y Y son subconjuntos de R, especifica la siguiente restricción sobre cualquier relación r de R:

Si existen dos tupias t_1 y t_2 en r tales que $t_1[X] = t_2[X]$, entonces deberán existir también dos tupias t_3 y t_4 en r con las siguientes propiedades:[*]

- $t_3[X] = t_4[X] = t_1[X] = t_2[X]$.
- $t_3[Y] = t_1[Y]$ y $t_4[Y] = t_2[Y]$.
- $t_3[R - (XY)] = t_2[R - (XY)]$ y $t_4[R - (XY)] = t_1[R - (XY)]$.

Siempre que se cumple X Y, decimos que X **multidetermina** Y. Debido a la simetría de la definición, siempre que X -» Y se cumple en R, también se cumple X ~» (R - (XY)). Recordemos que R - (XY) es lo mismo que R - (X u Y) = Z. Por tanto, X -» Y implica X Z, por lo que en ocasiones se escribe como X ~» Y/Z.

La definición formal especifica que, dado un cierto valor de X, el conjunto de valores de Y determinado por este valor de X está determinado completamente por X solo, y *no depende* de los valores de los atributos restantes Z del esquema de relación R. Así pues, siempre que existan dos tupias con distintos valores de Y pero el mismo valor de X, estos valores de Y deberán repetirse con cada valor distinto de Z que ocurra con ese mismo valor de X. De manera informal, esto equivale a que Y sea un atributo multivaluado de las entidades representadas por las tupias de R.

En la figura 13.4(a) las DMV NOMBREE "» NOMBREPR y NOMBREE "» NOMBRED, O NOMBREE -» NOMBREPR/NOMBRED son válidas en la relación EMP. El empleado cuyo NOMBREE es 'Silva' trabaja en los proyectos cuyos NOMBREPR son 'X' y T y tiene dos dependientes cuyos NOMBRED son 'Juan' y Ana'. Si almacenamos sólo las dos primeras tupias de EMP (<'Silva', 'X', 'Juan'> y <'Silva', T, Ana'>), mostraremos, incorrectamente, asociaciones entre el proyecto 'X' y 'Juan' y entre el proyecto 'Y' y Ana'; esto no debe expresarse, porque no es el significado que se quiere de la relación. Así pues, deberemos almacenar las otras dos tupias (<'Silva', 'X', Ana'> y <'Silva', 'Y, 'Juan'>) para hacer evidente que {'X', 'Y'} y {'Juan', Ana'} sólo están asociados a 'Silva'; esto es, que no hay asociación entre NOMBREPR y NOMBRED.

Una DMV X -» Y en R se denomina DMV **trivial** si (a) Y es un subconjunto de X o (b) X u Y = R. Por ejemplo, la relación PROYECTOS_EMP de la figura 13.4(b) tiene la DMV trivial NOMBREE -» NOMBREPR. Una DMV que no satisface (a) ni (b) es una DMV **no trivial.** Una DMV trivial se cumple en *cualquier* ejemplar de relación r de R; se dice que es trivial porque no especifica ninguna restricción sobre R.

Si tenemos una DMV trivial en una relación, tal vez tengamos que repetir valores de manera redundante en las tupias. En la relación EMP de la figura 13.4(a), los valores 'X' y 'Y de NOMBREPR se repiten con cada valor de NOMBRED (o, simétricamente, los valores 'Juan'

[*] Las tupias t_1, t_2, t_3 y t_4 no son necesariamente distintas.

y Ana' de **NOMBRED** se repiten con cada valor de **NOMBREPR).** Esta redundancia es a todas luces indeseable. Sin embargo, el esquema **EMP** está en **FNBC** porque no hay *ninguna* dependencia funcional que se cumpla en **EMP.** Por tanto, necesitamos definir una cuarta forma normal que sea más estricta que **FNBC** y prohiba los esquemas de relación del tipo de **EMP.** Primero estudiaremos algunas de las propiedades de las DMV y la manera en que se relacionan con las dependencias funcionales.

13.2.2 *Reglas de inferencia para las dependencias funcionales y multivaluadas*

Al igual que con las dependencias funcionales **(DF),** podemos desarrollar reglas de inferencia para las **DMV.** No obstante, es mejor desarrollar una armazón unificada que incluya tanto las **DF** como las **DMV** para poder considerar en conjunción ambos tipos de restricciones. Las siguientes reglas de inferencia, **RI1** a **RI8,** constituyen un conjunto correcto y completo para inferir dependencias funcionales y multivaluadas a partir de un conjunto dado de dependencias. Supongamos que todos los atributos están incluidos en un esquema de relación "universal" *R* = {A_1 A_2, A_n} y que X, Y, Z y *W* son subconjuntos de R.

(RI1) (Regla reflexiva para **DF):** Si X **c** Y, entonces X -> Y.

(RI2) (Regla de aumento para **DF):** {X->Y} **0** XZ->YZ.

(RI3) (Regla transitiva para **DF):** {X -> Y, Y -> Z} **0** X -> Z.

(RI4) (Regla de complemento para **DMV):** {X -» Y} **0** {X -» (R - (X u Y))}.

(RI5) (Regla de aumento para **DMV)** : S i X ^ Y y v 7 c Z entonces WX -» YZ.

(Rió) (Regla transitiva para **DMV)** : {X -» Y, Y Z} **0** X -» (Z - Y).

(RI7) (Regla de réplica **(DF** a **DMV)):** {X -> Y} **0** X -» Y.

(RI8) (Regla de combinación para **DF** y **DMV):** Si X -» Y y existe *W* con las propiedades de que (a) *W* n Y está vacío, (b) *W*-> Z y (c) Y c Z, entonces *X*->*Z*.

RI1 a **RI3** son las reglas de inferencia de Armstrong para **DF** exclusivamente. **RI4** a **Rió** son reglas de inferencia que atañen sólo a las **DMV. RI7** y **RI8** relacionan las **DF** con las **DMV.** En particular, **RI7** establece que una dependencia funcional es un *caso especial* de una dependencia multivaluada; es decir, toda **DF** es también una **DMV.** Una **DF** X —> Y es una **DMV** X ~» Y con la restricción adicional de que cuando más un valor de Y está asociado a cada valor de X. Dado un conjunto F de dependencias funcionales y multivaluadas especificado sobre R = {Aj, A_2, A_n} , podemos usar **RI1** a **RI8** para inferir el conjunto (completo) de todas las dependencias (funcionales o multivaluadas) F· que se cumplirán en todos los ejemplares de relación **r** de R que satisfacen F. Aquí también llamamos a F · la **cerradura** de F.

13.2.3 *Cuarta forma normal* (4FN)

Ahora presentaremos la definición de 4FN, que se viola cuando una relación tiene dependencias multivaluadas indeseables y que, por tanto, puede usarse para identificar y descomponer tales relaciones. Un esquema de relación R está en 4FN respecto a un conjunto de dependencias **F** si, para cada dependencia multivaluada *no trivial* X -» Y en F ·, X es una superclave de R.

La relación **EMP** de la figura 13.4(a) no está en 4FN porque en las **DMV** no triviales **NOMBREE -» NOMBREPR** y **NOMBREE ~» NOMBRED, NOMBREE** no es una superclave de **EMP.** Descomponemos **EMP** en **PROYECTOS_EMP** y **DEPENDIENTES_EMP,** como se aprecia en la figura 13.4(b); estas dos nuevas relaciones están en **4FN** porque **NOMBREE -» NOMBREPR** es una **DMV** trivial en **PROYECTOS_EMP** y **NOMBREE ~» NOMBRED** es una **DMV** trivial en **DEPENDIENTES_EMP.** De hecho, no se cumple ninguna **DMV** no trivial en **PROYECTOS_EMP** ni en **DEPENDIENTES_EMP.** Tampoco se cumple ninguna **DF** en estos dos esquemas de relación.

A fin de ilustrar por qué es importante que las relaciones estén en **4FN,** la figura 13.5(a) muestra la relación **EMP** con un empleado adicional, 'Bravo', que tiene tres dependientes ('Jaime', 'Juana' y 'Beto') y trabaja en cuatro proyectos distintos ('W, 'X', 'Y' y 'Z'). Hay 16 tupias en la relación **EMP** de esta figura. Si descomponemos **EMP** en **PROYECTOS_EMP** y **DEPENDIENTES_EMP,** como en la figura 13.5(b), sólo necesitaremos almacenar un total de 11 tupias en ambas relaciones. Por añadidura, estas tupias serán mucho más pequeñas que las tupias de **EMP,** y se evitarán las anomalías de actualización asociadas a las dependencias multivaluadas. Por ejemplo, si Bravo comienza a trabajar en otro proyecto, tendríamos que insertar tres tupias más en **EMP,** una por cada dependiente. Si olvidáramos insertar alguna de ellas, la relación se volvería inconsistente al implicar, incorrectamente, un vínculo entre proyecto y dependiente. En cambio, sólo tendríamos que insertar una tupia en la relación **4FN PROYECTOS_EMP.** Si una relación no está en **4FN,** se originarán problemas similares con anomalías de eliminación y modificación.

La relación **EMP** de la figura 13.4(a) no está en **4FN,** porque representa dos vínculos 1:N *independientes:* uno entre los empleados y los proyectos en los que trabajan, y otro entre los empleados y sus dependientes. Hay ocasiones en que tenemos un vínculo entre tres entidades que depende de las tres entidades participantes, como la relación **SUMINISTRAR** de la figura 13.4(c) (consideremos, por ahora, sólo las tupias que están *arriba* de la línea punteada en esa figura). En este caso, una tupia representa un proveedor que suministra un componente específico *a un proyecto en particular,* de modo que *no* hay **DMV** no triviales. La relación **SUMINISTRAR** ya está *en* **4FN** y no deberá descomponerse. Observe que todas las relaciones que contienen **DMV** no triviales tienden a ser relaciones de "sólo claves"; esto es, su clave consta de todos sus atributos juntos,

(a) EMP

NOMBREE	NOMBREPR	NOMBRED
Silva	X	Juan
Silva	Y	Ana
Silva	X	Ana
Silva	Y	Juan
Bravo	W	Jaime
Bravo	X	Jaime
Bravo	Y	Jaime
Bravo	Z	Jaime
Bravo	W	Juana
Bravo	X	Juana
Bravo	Y	Juana
Bravo	Z	Juana
Bravo	W	Beto
Bravo	X	Beto
Bravo	Y	Beto
Bravo	Z	Beto

(b) PROYECTOS_EMP

NOMBREE	NOMBREPR
Silva	X
Silva	Y
Silva	W
Bravo	X
Bravo	Y
Bravo	Z

DEPENDIENTES_EMP

NOMBREE	NOMBRED
Silva	Ana
Silva	Juan
Bravo	Jaime
Bravo	Juana
Bravo	Beto

Figura 13.5 Ventajas de la 4FN. (a) La relación EMP con algunas tupias adicionales, (b) Proyección de EMP sobre PROYECTOS_EMP y DEPENDIENTES_EMP.

13.2.4 *Descomposición con reunión sin pérdidas para dar relaciones* 4FN

Siempre que descomponemos un esquema de relación R en R_1 = (X U Y) y R_2 = (R - Y) con base en una DMV X -» Y que se cumple en R, la descomposición posee la propiedad de reunión sin pérdidas. Puede demostrarse que ésta es una condición necesaria y suficiente para descomponer un esquema en dos esquemas que posean la propiedad de reunión sin pérdidas, según la propiedad RSP1'.

PROPIEDAD RSP1'
Los esquemas de relación R_1 y R_2 forman una descomposición con reunión sin pérdidas de R si y sólo si (Rj n R_2) -» (R_1 - R_2) (o, por simetría, si y sólo si (R_1 n R_2) -» (R_2 - R_1)).

Esta es similar a la propiedad RSP1 de la sección 13.1.3, excepto que RSP1 sólo se refería a las DF, en tanto que RSP1' se refiere tanto a las DF como a las DMV (recuerde que una DF también es una DMV). Podemos modificar ligeramente el algoritmo 13.3 para producir el algoritmo 13.5, que crea una descomposición con reunión sin pérdidas para dar esquemas de relación que estén en 4FN (en vez de FNBC). El algoritmo 13.5 no produce necesariamente una descomposición que conserva las DF.

ALGORITMO 13.5 Descomposición con reunión sin pérdidas para dar relaciones 4FN

Hacer *D:={R}*
mientras haya un esquema de relación *Q* **en** *D* **que no esté en 4FN hacer**
comenzar
escoger un esquema de relación Q en *D* **que no esté en 4FN;**
encontrar una DMV no trivial *X -» Y* **en Q que viole 4FN;**
reemplazar Q en *D* **por dos esquemas** *(Q- Y)* **y (Xu** *Y)*
fin;

13*3 Dependencias de reunión y quinta forma normal*

Vimos que RSP1 y RSP1' establecen la condición para descomponer un esquema de relación R en dos esquemas R_1 y R_2, donde la descomposición posee la propiedad de reunión sin pérdidas. Sin embargo, en algunos casos puede ser que no exista una descomposición con reunión sin pérdidas que dé dos esquemas de relación, pero sí que produzca más de dos esquemas de relación. Estos casos se manejan con la dependencia de reunión y la quinta forma normal. Es importante señalar que estos casos se presentan muy rara vez y que es difícil detectarlos en la práctica.

Una dependencia de reunión (DR), denotada por DR(R_1 R_2, R_n), especificada sobre el esquema de relación R, especifica una restricción sobre los ejemplares r de R. La restricción establece que todo ejemplar permitido r de R debe tener una descomposición con reunión sin pérdidas para dar R_1 R_2, R_n; esto es,

*(ᵃ<Ri>(ᴿ)»ʷ<ᵤ>W»"-^<R»>W)=ᵗᴿ

Observe que una DMV es un caso especial de una DR donde n = 2. Una dependencia de reunión DR(Rj, R_2, R_n), especificada sobre el esquema de relación R, es una DR trivial si uno de los esquemas de relación R. en DR(Rj, R_2, R_n) es igual a R. Se dice que tal dependencia es trivial porque posee la propiedad de reunión sin pérdidas para *cualquier* ejemplar de relación r de R y, por tanto, no especifica ninguna restricción sobre R. Ahora podemos especificar la quinta forma normal, que también se denomina forma normal de proyección-reunión. Un esquema R está en quinta forma normal (5FN) [O forma normal de proyección^reunión (FNPR)(PJNF, *project-join normal form)]* respecto a un conjunto F de dependencias funcionales, multivaluadas y de reunión si, para cada dependencia de reunión no trivial DR(R_1, R_2, *R J* en F⁺ (esto es, implicada por F), toda R. es una superclave de R.

Como ejemplo de DR, consideremos una vez más la relación SUMINISTRAR de la figura 13.4(c). Supongamos que siempre se cumple la siguiente restricción adicional: cuando un proveedor *v* suministra el componente c *y también* un proyecto *p* utiliza el componente c, *y* el proveedor *v* suministra *por lo menos un* componente al proyecto *p*, *entonces* el proveedor *v* suministra el componente c al proyecto *p*. Esta restricción puede expresarse de otras maneras, y especifica una dependencia de reunión DR(R1, R2, R3) entre las tres proyecciones R1(NOMPROV, NOMBRECOMP), R2(NOMPROV, NOMPROY) y R3(NOMBRECOMP, NOMPROY) de SUMINISTRAR. Si se cumple esta restricción, las tupias que están abajo de la línea punteada en la figura 13.4(c) deberán existir en cualquier ejemplar permitido de la relación SUMINISTRAR que también contenga las tupias que están arriba de dicha línea. La figura 13.4(d) muestra cómo se descompone la relación SUMINISTRAR *con la dependencia de reunión* para dar tres relaciones R1, R2 y R3 que están en 5FN. Adviértase que la aplicación de una REUNIÓN NATURAL a *cualesquiera dos* de estas relaciones produce tupias espurias, pero la aplicación de REUNIÓN NATURAL a *las tres juntas* no lo hace. El lector deberá comprobar esto con el ejemplo de la relación de la figura 13.4(c) y sus proyecciones en la figura 13.4(d). Esto se debe a que sólo existe la DR, pero no se especifican DMV. Así mismo, cabe señalar que la DR(R1, R2, R3) se especifica sobre todos los ejemplares de relación permitidos, no sólo sobre el de la figura 13.4(c).

Es difícil descubrir dependencias de reunión en bases de datos reales con cientos de atributos; es por ello que en la práctica actual para el diseño de bases de datos se les presta poca atención.

13A Dependencias de inclusión*

Las dependencias de inclusión se definieron para formalizar las restricciones entre relaciones. Por ejemplo, la restricción de clave externa (o de integridad referencial) no puede especificarse como dependencia funcional o multivaluada porque relaciona atributos de varias relaciones; pero sí puede especificarse como una dependencia de inclusión.[1] En términos formales, una dependencia de inclusión R.X < S.Y entre dos conjuntos de atributos —X del esquema de relación R y Y del esquema de relación S— especifica la restricción de que, si r es un estado de relación de R y s es un estado de relación de S, debe cumplirse:

<X>MC<Y>W

[1]Las dependencias de inclusión también pueden servir para representar la restricción entre dos relaciones que representen un vínculo clase/subclase de más alto nivel, lo que analizaremos en el capítulo 21.

El vínculo c no tiene que ser un subconjunto propio. Por supuesto, los conjuntos de atributos sobre los que se especifica la dependencia de inclusión —X de R y Y de S— deben tener el mismo número de atributos. Además, los dominios de atributos correspondientes deben ser compatibles. Por ejemplo, si X = {Aj, A_2, A_n} y Y = {B_1 B_2, B_n}, una posible correspondencia es que DOM(A.) sea COMPATIBLE-CON DOM(B) para $1 < i < n$. En este caso decimos que **A se corresponde con** B..

Por ejemplo, podemos especificar las siguientes dependencias.de inclusión sobre el esquema relacional de la figura 12.1:

DEPARTAMENTO.NSSGTED < EMPLEADO.NSS
TRABAJA_EN.NSS < EMPLEADO.NSS
EMPLEADO.NÚMEROD < DEPARTAMENTO.NÚMEROD
TRABAJA_EN.NÚMEROP < PROYECTO.NÚMEROP

Todas las dependencias de inclusión anteriores representan **restricciones de inte* gridad referencial.** También podemos usar las dependencias de inclusión para representar **vínculos clase/subclase.** Por ejemplo, en el esquema relacional de la figura 21.12 (véase el Cap. 21), podemos especificar las siguientes dependencias de inclusión:

EMPLEADO.NSS < PERSONA.NSS
GRADOS_EXALUMNO.NSS < PERSONA.NSS
ESTUDIANTE.NSS < PERSONA.NSS

Existen reglas de inferencia para las dependencias de inclusión. Tres ejemplos de ellas son:

(RIDIl) R.X < R.X.
(RIDI2) Si R.X < S.Y, donde X = {A,, A_2,..., A_n} y Y = {B_1,B_2,..., BJ y A.se corresponde con B., entonces RA. < S.B., para $1 < i < n$.
(RIDI3) Si R.X < S.Y y S.Y < T.Z, entonces R.X < T.Z.

Se ha demostrado que las reglas de inferencia anteriores son correctas y completas para las dependencias de inclusión. Hasta ahora no se han desarrollado formas normales basadas en estas dependencias.

13.5 Otras dependencias y formas normales*

13,5.1 *Dependencias de patrón*

Por más tipos de dependencias que desarrollemos, siempre puede surgir alguna restricción peculiar que no se pueda representar con ninguna de ellas. La idea en que se basan las dependencias de patrón es la de especificar un patrón —o ejemplo— que defina cada restricción o dependencia. Hay dos tipos de patrones: generadores de tupias y generadores de restricciones. Un patrón consiste en varias **tupias de hipótesis** cuyo propósito es mostrar un ejemplo de las tupias que pueden aparecer un una o más relaciones. La otra parte del patrón es la **conclusión del patrón.** En el caso de los patrones generadores de tupias, la conclusión es un *conjunto de tupias* que también deben existir en la relación si las tupias de hipótesis están ahí. En el caso de los patrones generadores de restricciones, la conclusión del patrón es una *condición* que deben cumplir las tupias de hipótesis.

La figura 13.6 muestra cómo podemos definir dependencias funcionales, multivaluadas y de inclusión con los patrones. La figura 13.7 ilustra cómo podemos especificar la restricción de que "el salario de un empleado no puede ser mayor que el de su supervisor directo" sobre el esquema de relación EMPLEADO de la figura 6.5.

13.5.2 *Forma normal de dominio-clave (FNDC)*

Siempre es posible definir formas normales más estrictas que tengan en cuenta tipos de dependencias y restricciones adicionales. La idea en que se basa la forma normal de dominio-clave es la de especificar (al menos en teoría) la "forma normal definitiva" que tiene en cuenta todos los posibles tipos de dependencias y restricciones. Se dice que una relación está en FNDC (DKNF: *domain-key normal form)* si todas las restricciones y dependencias que se debieran cumplir en la relación se pueden imponer con sólo hacer cumplir las restricciones de dominio y las restricciones de clave especificadas sobre la relación. Si una relación está en FNDC, resulta muy sencillo imponer las restricciones con sólo comprobar que todos los valores de atributos en una tupia pertenezcan al dominio apropiado y que se cumplan todas las restricciones de clave de la relación. Sin embargo, parece poco probable que se pueda incluir restricciones complejas en una relación FNDC, por lo que su utilidad práctica es limitada.

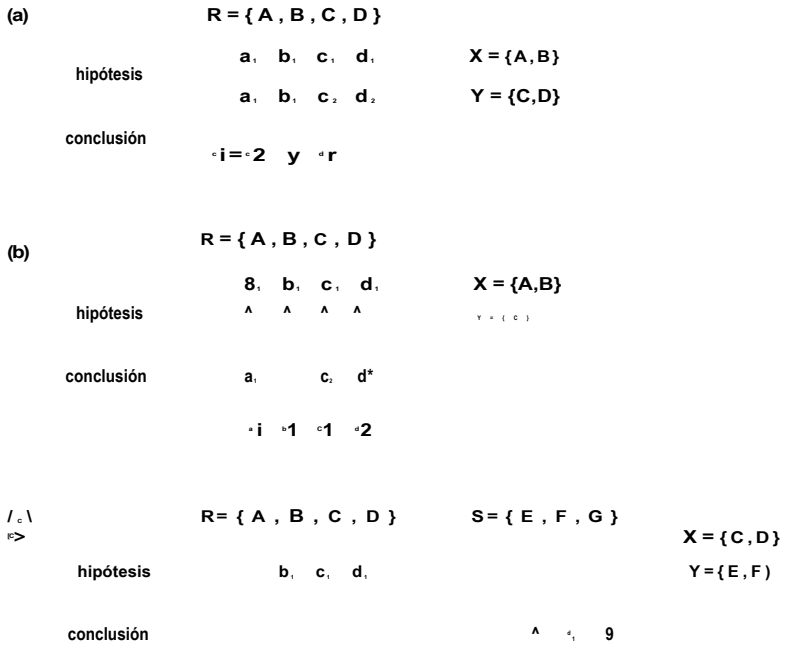


Figura 13.6 Patrones para tipos comunes de dependencias, (a) Patrón para la dependencia funcional X -> Y. (b) Patrón para la dependencia multivaluada X ~* Y. (c) Patrón para la dependencia de inclusión R.X < S.Y.

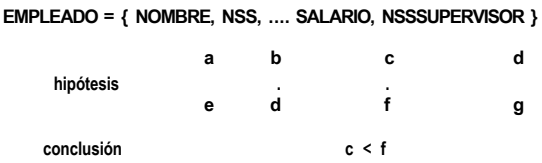


Figura 13.7 Patrón para la restricción de que el salario de un empleado debe ser menor que el de su supervisor.

13.6 Resumen

En la sección 13.1 examinamos el concepto de descomposición de una relación. Después presentamos algoritmos para descomponer un esquema de relación universal en un conjunto de esquemas de relación que están en formas normales y que satisfacen la propiedad de reunión sin pérdidas, la propiedad de conservación de las dependencias, o ambas propiedades, las cuales se basan en las dependencias funcionales especificadas sobre los atributos de la relación universal.

En seguida definimos otros tipos de dependencias y algunas formas normales más. Las dependencias multivaluadas nos llevaron a la cuarta forma normal, y las dependencias de reunión, a la quinta forma normal. También estudiamos las dependencias de inclusión, que sirven para especificar restricciones de integridad referencial y de clase/subclase, y las dependencias de patrón, con las que podemos especificar tipos de restricciones arbitrarios. Por último, tratamos de manera muy somera la forma normal de dominio-clave.

Preguntas de repaso

13.1. En una descomposición, ¿qué significa la condición de conservación de atributos?

13.2. ¿Por qué no bastan las formas normales por sí solas para asegurar un buen diseño de esquema?

13.3. ¿Qué es la propiedad de conservación de las dependencias de una descomposición? ¿Por qué es importante?

13.4. ¿Por qué no podemos garantizar que los esquemas de relación en una descomposición conservadora de las dependencias estén en FNBC?

13.5. ¿Qué es la propiedad de reunión sin pérdidas de una descomposición? ¿Por qué es importante?

13.6. Analice los problemas de los valores nulos y las tupias colgantes.

13.7. ¿Qué es una dependencia multivaluada? ¿Qué tipo de restricción especifica? ¿Cuándo se presenta?

13.8. Defina la cuarta forma normal. ¿Por qué es útil?

13.9. Defina las dependencias de reunión y la quinta forma normal.

13.10. ¿Qué tipos de restricciones intentan representar las dependencias de inclusión?

13.11. ¿Qué diferencia hay entre las dependencias de patrón y los demás tipos de dependencias que vimos?

Ejercicios

13.12. Demuestre que los esquemas de relación producidos por el algoritmo 13.1 están en 3FN.

13.13. Demuestre que, si la matriz S producida por el algoritmo 13.2 no tiene una fila únicamente con símbolos "a", al proyectar S sobre la descomposición y volverla a reunir se originará siempre por lo menos una tupia espuria.

13.14. Demuestre que los esquemas de relación producidos por el algoritmo 13.3 están en FNBC.

13.15. Demuestre que los esquemas de relación producidos por el algoritmo 13.4 están en 3FN.

13.16. Especifique una dependencia de patrón para las dependencias de reunión.

13.17. Especifique todas las dependencias de inclusión para el esquema relacional de la figura 6.5.

13.18. Demuestre que una dependencia funcional también es una dependencia multivaluada.

13.19. Considere el ejemplo de normalizar la relación LOTES de la sección 12.4. Determine si la descomposición de LOTES en {LOTES1AX, LOTES1AY, LOTES1B, LOTES2} posee la propiedad de reunión sin pérdidas, aplicando el algoritmo 13.2.

13.20. Indique cómo pueden surgir las DMV NOMBREE -» NOMBREPR y NOMBREE -» NOMBRED de la figura 13.4(a) durante la normalización a 1FN de una relación, si los atributos NOMBREPR y NOMBRED son multivaluados (no simples).

13.21. Aplique el algoritmo 13.4a a la relación del ejercicio 12.28 para determinar una clave de R. Cree un conjunto mínimo de dependencias G que sea equivalente a F, y aplique el algoritmo de síntesis (algoritmo 13.4) para *descomponer R* en relaciones 3FN.

13.22. Repita el ejercicio 13.21 con las dependencias funcionales del ejercicio 12.29.

13.23. Aplique el algoritmo de descomposición (algoritmo 13.3) a la relación R y al conjunto de dependencias F del ejercicio 12.28. Repítalo con las dependencias G del ejercicio 12.29.

13.24. Aplique el algoritmo 13.4a a la relación del ejercicio 12.30 para determinar una clave de R. Aplique el algoritmo de síntesis (algoritmo 13.4) para descomponer R en relaciones 3FN, y el algoritmo de descomposición (algoritmo 13.3) para descomponer R en relaciones FNBC.

13.25. Escriba programas que implementen los algoritmos 13.3 y 13.4.

13.26. Considere las siguientes descomposiciones para el esquema de relación R del ejercicio 12.28. Determine si cada descomposición posee (i) la propiedad de conservación de las dependencias, y (ii) la propiedad de reunión sin pérdidas, respecto a F. Determine también en cuál forma normal está cada relación de la descomposición.

a. $D_1 = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$; $R_1 = \{A, B, C\}$, $R_2 = \{A, D, E\}$, $R_3 = \{B, F\}$, $R_4 = \{F, G, H\}$, $R_5 = \{D, I, J\}$.

b. $D_2 = \{R_1, R_2, R_3\}$, $R_1 = \{A, B, C, D, E\}$, $R_2 = \{B, F, G, H\}$, $R_3 = \{D, IJ\}$.

c. $D_3 = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$; $R_1 = \{A, B, C, D\}$, $R_2 = \{D, E\}$, $R_3 = \{B, F\}$, $R_4 = \{F, G, H\}$, $R_5 = \{D, IJ\}$.

Bibliografía selecta

La teoría de la conservación de las dependencias y de las reuniones sin pérdidas se explica en el texto de Ullman (1988), donde aparecen demostraciones de algunos de los algoritmos que vimos aquí. La propiedad de reunión sin pérdidas se analiza en Aho *et al* (1979). Los libros de Maier (1983) y Atzeni (1992) hacen un tratamiento muy completo de la teoría de la dependencia relacional.

El algoritmo de descomposición se debe a Bernstein (1976), y otros algoritmos de normalización se presentan en Biskup *et al* (1979) y Tsou y Fischer (1982). En Osborn (1976) aparecen algoritmos para determinar las claves de una relación a partir de las dependencias funcionales; la comprobación de FNBC se analiza en Osborn (1979). La comprobación de 3FN se analiza en Jou y Fischer (1983). En Wang (1990) y en Hernández y Chan (1991) aparecen algoritmos para diseñar relaciones FNBC.

Las dependencias multivaluadas y la cuarta forma normal se definen en Zaniolo (1976) y en Fagin (1977). El conjunto de reglas correctas y completas para las dependencias funcionales y multivaluadas se expuso originalmente en Beeri *et al* (1977). Las dependencias de reunión se analizan en Rissanen (1977) y Aho *et al* (1979). Las reglas de inferencia para las dependencias de reunión se dan en Sciore (1982). La quinta forma normal (llamada forma normal de proyección-reunión) se presentó en Fagin (1979). Las dependencias de inclusión se explican en Casanova *et al* (1981), y su empleo para optimizar esquemas relaciónales se estudia en Casanova *et al* (1989). En Sadri y Ullman (1982) se cubren las dependencias de patrón. Otras dependencias se estudian en Nicolás (1978), Furtado (1978), y Mendelzon y Maier (1979). La forma normal de dominio-clave se definió en Fagin (1981).

CAPÍTULO 14

Panorama del proceso de diseño de bases de datos

En este capítulo estudiaremos el proceso de diseño de bases de datos en sus diferentes fases. En el caso de bases de datos pequeñas que van a ser utilizadas por un número reducido de usuarios, el diseño no necesita ser muy complicado. Sin embargo, cuando se diseñan bases de datos medianas o grandes para el sistema de información de una organización muy grande, este proceso se vuelve bastante complejo, ya que el sistema debe satisfacer los requerimientos de muchos usuarios distintos. En tal caso, es imperativo que las fases de diseño y prueba aseguren que todos esos requerimientos se cumplan de manera satisfactoria. Es común que las bases de datos medianas y grandes las utilicen desde unos 25 hasta varios cientos de usuarios, que contengan millones de bytes de información e impliquen cientos de consultas y programas de aplicación. Tales bases de datos se usan ampliamente en organizaciones del gobierno, la industria y el comercio. Las industrias de servicios, como las bancarias, de energía eléctrica, agua, etc.,,de seguros, de transporte, hoteleras y de comunicaciones dependen totalmente de que sus bases de datos funcionen a la perfección las 24 horas del día. Los sistemas para estos tipos de aplicaciones suelen recibir el nombre de **sistemas de procesamiento de transacciones** por el gran número de transacciones que se aplican cotidianamente a la base de datos. Nos concentraremos aquí en el diseño de bases de datos para este tipo de aplicaciones. En el resto del capítulo, con *diseño de bases de datos* nos referiremos al proceso de diseño en un entorno de esta naturaleza. También veremos el lugar que ocupa una base de datos dentro del sistema de información de una organización grande y estudiaremos el ciclo de vida de un sistema de información representativo y de su sistema de base de datos componente.

En la sección 14.1 analizaremos por qué las bases de datos se han convertido en una parte importante de la gestión de recursos de información en muchas organizaciones, y examinaremos aspectos de su ciclo de vida. En la sección 14.2 trataremos las fases normales del diseño de bases de datos medianas o grandes. La sección 14.3 ofrece un panorama sobre el diseño de bases de datos físicas. Para concluir, en la sección 14.4 haremos un breve

examen de las herramientas de diseño automatizado. Las últimas dos secciones pueden pasarse por alto si no se desea un panorama detallado.

14.1 Papel de los sistemas de información en las organizaciones

14.1.1 *Contexto del empleo de sistemas de bases de datos en una organización*

A continuación estudiaremos, sin entrar en detalles, cómo es que los sistemas de bases de datos se han convertido en parte de los sistemas de información en muchas organizaciones. En la década de 1960, entre los sistemas de información predominaban los sistemas de archivos. Gradualmente, desde principios de los años setenta, las organizaciones han abandonado estos sistemas por las de bases de datos. Muchas organizaciones han creado departamentos dirigidos por un administrador de bases de datos (DBA: *datábase administrator)* para que supervise y controle las actividades que implica el ciclo de vida de las bases de datos. De manera similar, muchas organizaciones grandes reconocen que la gestión de recursos de información (iRM: *information resource management)* es decisiva para dirigir con éxito la empresa. Hay varias razones para ello:

- Más funciones de las organizaciones están computarizadas, lo que aumenta la necesidad de contar con grandes volúmenes de datos totalmente actualizados.
- Al crecer la complejidad de los datos y de las aplicaciones, se hace necesario modelar y mantener vínculos complejos entre los datos.
- Existe una tendencia hacia la consolidación de los recursos de información en muchas organizaciones.

En gran medida, los sistemas de bases de datos satisfacen los tres requerimientos anteriores. Dos características adicionales de estos sistemas son también muy valiosas para el diseño y manejo de bases de datos grandes:

- La *independencia con respecto a los datos* protege a los programas de aplicación contra cambios en la organización lógica primordial y en los caminos de acceso y estructuras de almacenamiento físicos.
- Los *esquemas externos* (vistas) permiten usar los mismos datos para múltiples aplicaciones, pues cada aplicación tiene su propia vista de los datos.

Una justificación adicional para cambiar a los sistemas de bases de datos es el bajo costo de crear nuevas aplicaciones en comparación con el costo de los sistemas de archivos precedentes. A menudo, esto justifica el alto costo inicial del diseño de la base de datos y de la conversión del sistema. La disponibilidad de lenguajes de acceso a datos de alto nivel simplifica la tarea de escribir aplicaciones de bases de datos, y los lenguajes de consulta de alto nivel hacen factible la consulta *ad hoc* de la información por parte de los gerentes de alto nivel.

Desde principios de los años setenta hasta mediados de los años ochenta, la tendencia fue hacia la creación de grandes depósitos centralizados de datos controlados por un solo SGBD centralizado. En fechas más recientes, esta tendencia se ha *invertido,* debido a los siguientes adelantos:

1. Los computadores personales y los productos de software similares a las bases de datos, como VISICALC, LOTUS 1-2-3, SYMPHONY, PARADOX y DBASE IV y V son muy utilizados por usuarios que antes caían en la categoría de usuarios esporádicos y ocasionales. Muchos administradores, ingenieros, científicos, arquitectos y otros similares pertenecen a esta categoría. En consecuencia, la práctica de crear bases **de** datos personales viene adquiriendo gran popularidad. Ahora es posible extraer una copia de parte de una base de datos grande de un computador central o de un servidor de bases de datos, trabajar con ella desde una estación de trabajo personal y volverla a almacenar en el computador central. De manera similar, los usuarios pueden diseñar y crear sus propias bases de datos y luego combinarlas con una más.
2. Con la aparición de los sistemas de gestión de bases de datos distribuidas (SGBDD; veáse el capítulo 23) ahora es posible la opción de distribuir las bases de datos entre múltiples sistemas de computador para mejorar el control local y acelerar el procesamiento local. Al mismo tiempo, los usuarios locales pueden tener acceso a datos remotos mediante los recursos con que cuenta el SGBDD.
3. Muchas organizaciones utilizan ahora sistemas **de** diccionario **de** datos, que son mini-SGBD que manejan los metadatos de un sistema de base de datos; esto es, los datos que describen la estructura, restricciones, aplicaciones, autorizaciones, etc., de la base de datos. A menudo se usan como *herramienta integral* para la gestión de recursos de información. Un sistema de diccionario de datos útil debe almacenar y controlar la siguiente información:
   a. Descripciones de los esquemas del sistema de base de datos.
   b. Información detallada sobre el diseño físico de la base de datos, como estructuras de almacenamiento, caminos de acceso y tamaños de archivos y registros.
   c. Descripciones de los usuarios de la base de datos, sus responsabilidades y sus derechos de acceso.
   d. Descripciones de alto nivel de las transacciones y aplicaciones de la base de datos, y de las interrelaciones entre los usuarios y las transacciones.
   e. La relación entre las transacciones de la base de datos y los elementos de información a los que hacen referencia. Esto resulta útil para determinar cuáles transacciones serán afectadas cuando se modifiquen ciertas definiciones de los datos.
   f. Cifras estadísticas de utilización, como las frecuencias de consultas y transacciones y el número de accesos a diferentes porciones de la base de datos.

   Esta información está disponible para administradores de bases de datos, diseñadores y usuarios autorizados en forma de documentación en línea. Esto mejora el control de los administradores de bases de datos sobre el sistema de información, y la comprensión y el aprovechamiento del sistema por parte de los usuarios. En muchas organizaciones grandes, el sistema de diccionario de datos se considera tan importante como un SGBD.

En fechas recientes, se ha hecho hincapié en los sistemas **de** procesamiento **de** tran* sacciones de alto rendimiento, que requieren una operación continua las 24 horas y se utilizan en la industria de servicios. Es común que cientos de transacciones, provenientes de

terminales remotas y locales, tengan acceso a estas bases de datos cada minuto. El rendimiento de las transacciones, en términos del promedio de transacciones por minuto y del tiempo de respuesta medio y máximo a las transacciones, es decisvo en estas aplicaciones. En estos tipos de sistemas es indispensable un diseño cuidadoso de bases de datos físicas que satisfaga las necesidades del procesamiento de transacciones para la organización.

Algunas organizaciones han subordinado su gestión de recursos de información a ciertos productos de SGBD y de diccionario de datos. Su inversión en el diseño e implementación de sistemas muy grandes y complejos les dificulta mucho cambiar a productos de SGBD más nuevos, y así la organización "se ha comprometido" con su sistema de SGBD actual. En lo tocante a tales bases de datos siempre valdrá la pena insistir en la importancia de cuidar el diseño para que tenga en cuenta la necesidad de una posible modificación del sistema en el futuro si hay cambios en los requerimientos. El costo puede ser muy alto si un sistema grande y complejo no puede evolucionar y se hace necesario sustituirlo por otros productos de SGBD.

14.1.2 *Ciclo de vida de un sistema de información*

En una organización grande, el sistema de base de datos suele ser parte de un sistema de información mucho mayor con el que aquella controla sus recursos de información. Un **sistema de información** incluye todos los recursos dentro de la organización que participan en la recolección, administración, uso y diseminación de la información. En un entorno computarizado, estos recursos incluirán los datos mismos, el SGBD, el hardware del computador y los medios de almacenamiento, el personal que usa y maneja los datos (DBA, usuarios finales, usuarios paramétricos, etc.), el software de aplicación que tiene acceso a los datos y los actualiza, y los programadores que crean estas aplicaciones. Así pues, el sistema de base de datos es sólo una parte de un sistema de información mucho mayor dentro de la organización.

En esta sección examinaremos un ciclo de vida representativo de un sistema de información y veremos el lugar que ocupa el sistema de base de datos dentro de este ciclo de vida. A menudo se llama **macro ciclo de vida** al ciclo de vida del sistema de información, y **micro ciclo de vida** al ciclo de vida del sistema de base de datos. Por lo regular, el macro ciclo de vida incluye las siguientes fases:

1. Análisis de factibilidad: Este se ocupa de analizar las posibles áreas de aplicación, realizar estudios preliminares de costo-beneficios y establecer prioridades entre las aplicaciones.
2. Recolección y análisis de requerimientos: Se obtienen requerimientos detallados interactuando con los posibles usuarios para identificar sus problemas y necesidades específicos.
3. Diseño: Esta fase tiene dos aspectos: El diseño del sistema de base de datos y el diseño de los sistemas de aplicación (programas) que usan y procesan la base de datos.
4. Implementación: El sistema de información se implementa, la base de datos se carga y las transacciones de la base de datos se implementan y prueban.
5. Validación y prueba de aceptación: Se valida la aceptabilidad del sistema en cuanto a la satisfacción de los requerimientos de los usuarios y a los criterios de rendimiento. El sistema se prueba contra los criterios de rendimiento y las especificaciones de comportamiento.
6. Operación: Esta puede ir precedida por la conversión de los usuarios de un sistema anterior así como por la capacitación de los usuarios. La fase operativa comienza cuando todas las funciones del sistema están disponibles y han sido validadas. Al surgir nuevos requerimientos o aplicaciones, pasan por todas las fases anteriores hasta validarse e incorporarse al sistema. La supervisión del rendimiento del sistema y el mantenimiento del sistema son actividades importantes durante la fase de operación.

14.1.3 Ciclo *de vida del sistema de aplicación de base de datos*

Entre las actividades relacionadas con el (micro) ciclo de vida del sistema de aplicación para la base de datos están las siguientes fases:

1. Definición del sistema: Se definen el alcance del sistema de base de datos, sus usuarios y sus aplicaciones.
2. Diseño: Al final de esta fase, estará listo un diseño lógico y físico completo del sistema de base de datos en el SGBD elegido.
3. Implementación: Esto comprende el proceso de escribir las definiciones conceptual, externa e interna de la base de datos, crear archivos de base de datos vacíos e implementar las aplicaciones de software.
4. Carga o conversión de los datos: La base de datos se alimenta ya sea cargando los datos directamente o convirtiendo archivos ya existentes al formato del sistema de base de datos.
5. Conversión de aplicaciones: Cualesquier aplicaciones de software que se usaban en un sistema anterior se convierten al nuevo sistema.
6. Prueba y validación: Se prueba y valida el nuevo sistema.
7. Operación: El sistema de base de datos y sus aplicaciones se ponen en operación.
8. Supervisión y mantenimiento: Durante la fase de operación, el sistema se vigila y mantiene constantemente. Puede haber crecimiento y expansión tanto en el contenido de datos como en las aplicaciones de software. Es posible que de vez en cuando se requieran modificaciones y reorganizaciones importantes.

Las actividades 2, 3 y 4 juntas forman parte de las fases de diseño e implementación del ciclo de vida del sistema de información. En la sección 14.2 destacamos la actividad 2, que cubre la fase de diseño para la base de datos. Casi todas las bases de datos en las organizaciones experimentan todas las actividades del ciclo de vida anterior. Los pasos de conversión (4 y 5) no son aplicables cuando tanto la base de datos como las aplicaciones son nuevas. Cuando una organización pasa de un sistema antiguo bien establecido a uno nuevo, las actividades 4 y 5 tienden a ser las más prolongadas, y es común que se subestime el esfuerzo requerido para llevarlas a cabo. En general, suele haber retroalimentación entre los diversos pasos porque a menudo surgen nuevos requerimientos en todas las etapas.

14.2 El proceso de diseño de bases de datos

Ahora nos concentraremos en el paso **2** del ciclo de vida del sistema de aplicación de base de datos, al que llamaremos diseño de bases de datos. El problema del diseño de bases de datos puede expresarse así: *diseñar la estructura lógica y física de una o más bases de datos para atender las necesidades de información de los usuarios en una organización para un conjunto definido de aplicaciones.*

Las *metas* de un diseño de bases de datos son múltiples: satisfacer los requerimientos de *contenido* de información de los usuarios y aplicaciones especificados; proveer una *estructuración* de la información natural y fácil de entender, y apoyar los *requerimientos de procesamiento* y cualesquier otros objetivos de rendimiento, como el tiempo de respuesta, el tiempo de procesamiento y el espacio de almacenamiento. Es muy difícil lograr y medir estas metas. El problema se agrava porque el proceso de diseño de bases de datos a menudo comienza con requerimientos muy informales y muy mal definidos. En contraste, el resultado de la actividad de diseño es un esquema de base de datos rígidamente definido que no se podrá modificar fácilmente una vez implementada la base de datos. Podemos identificar seis fases principales del proceso de diseño de bases de datos:

1. Recolección y análisis de requerimientos.

2. Diseño conceptual de la base de datos.

3. Elección de un SGBD.

4. Transformación al modelo de datos (llamado también diseño lógico de la base de datos).

5. Diseño físico de la base de datos.

6. Implementación del sistema de base de datos.

El proceso de diseño consta de dos actividades paralelas, como se ilustra en la figura **14.1.** La primera actividad implica el diseño del **contenido de datos y estructura** de la base de datos; la segunda atañe el diseño del **procesamiento de la base de datos y de las aplicaciones de software.** Estas dos actividades están íntimamente entrelazadas. Por ejemplo, podemos identificar los elementos de información que se almacenarán en la base de datos analizando las aplicaciones de esta última. Además, la fase de diseño físico de la base de datos, durante la cual elegimos las estructuras de almacenamiento y los caminos de acceso de los archivos de la base de datos, depende de las aplicaciones que van a utilizar estos archivos. Por otro lado, casi siempre especificamos el diseño de las aplicaciones de base de datos haciendo referencia a los elementos que tiene el esquema de la base de datos, que han de especificarse durante la primera actividad. Es evidente que entre estas dos actividades hay una fuerte influencia mutua. Tradicionalmente, las metodologías de diseño de bases de datos se han concentrado sobre todo en una de estas actividades o en la otra; ello podría calificarse como diseño de bases de datos **controlado por los datos** o **controlado por los procesos.** Hoy día se reconoce que ambas actividades deben efectuarse en coordinación.

Las seis fases que acabamos de mencionar no tienen que realizarse en una secuencia estricta. En muchos casos es posible que nos veamos obligados a modificar el diseño de una fase anterior durante una fase subsecuente. Estos **ciclos de retroalimentación** entre fases —y también dentro de las fases— son comunes durante el diseño de bases de datos. No

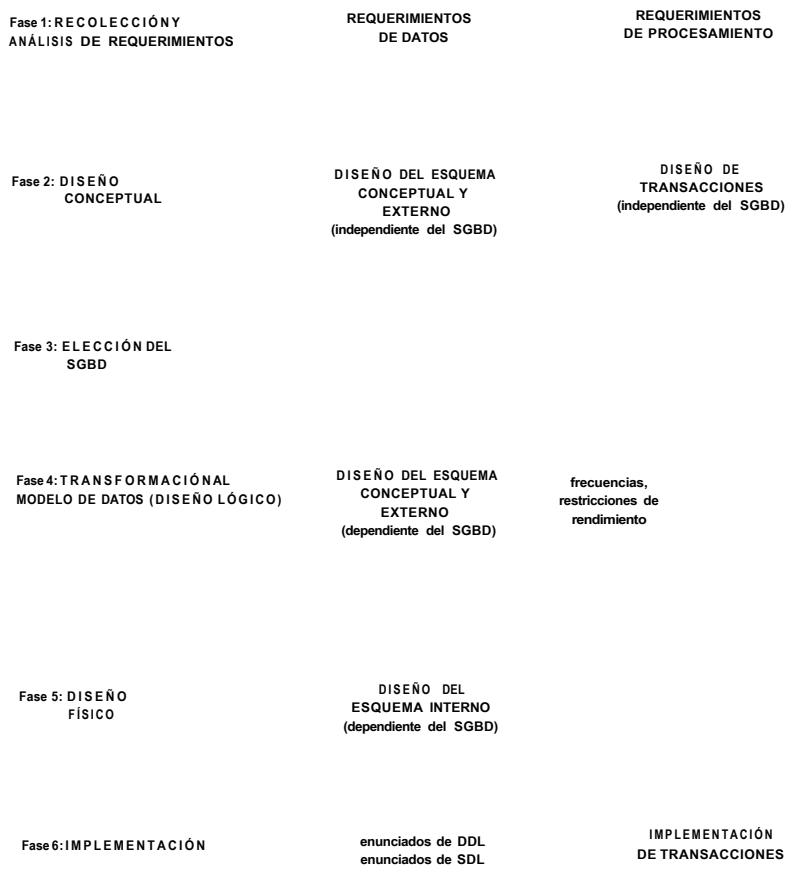


Figura 14.1 Fases del diseño de bases de datos grandes.

mostraremos los ciclos de retroalimentación en la figura **14.1** para que el diagrama no se complique. La fase **1** de dicha figura implica recabar información sobre el uso que se piensa dar a la base de datos, en tanto que la fase **6** se ocupa de la implementación de la base de datos. A veces se considera que las fases **1** y **6** no forman parte del diseño de bases de datos propiamente dicho, sino que son parte del ciclo de vida del sistema de información, más general. El corazón del proceso de diseño de bases de datos lo constituyen las fases **2, 4** y **5,** que resumiremos brevemente aquí:

- Diseño *conceptual de la base de datos (fase 2):* La meta de esta fase es producir un esquema conceptual de la base de datos que sea independiente de un SGBD específico.

A menudo usamos un modelo de datos de alto nivel como el modelo ER o el EER (véase el Cap. 21) durante esta fase. Además, especificamos tantas de las aplicaciones o transacciones conocidas de la base de datos como sea posible, empleando una notación que es independiente de cualquier SGBD específico.

- *Transformación al modelo de datos (fase 4):* Esto se denomina también **diseño lógico de la base de datos.** Durante esta fase **transformamos** el esquema conceptual del modelo de datos de alto nivel empleado en la fase 2 al modelo de datos del SGBD elegido en la fase 3. Podemos iniciar esta fase después de escoger un modelo de datos de implementación, sin esperar la elección de un SGBD específico; por ejemplo, si decidimos usar algún SGBD relacional pero todavía no hemos escogido uno en particular. Llamamos a esto diseño lógico *independiente del sistema* (pero *dependiente del modelo de datos).* En términos de la arquitectura del SGBD de tres niveles que vimos en el capítulo 2, el resultado de esta fase es un *esquema conceptual* en el modelo de datos elegido. Además, es común efectuar durante esta fase el diseño de *esquemas extemos* (vistas) para aplicaciones específicas.

- *Diseño físico de la base de datos (fase 5):* Durante esta fase diseñamos las especificaciones para la base de datos almacenada en términos de estructuras de almacenamiento físicas, colocación de registros y caminos de acceso. Esto corresponde a diseñar el *esquema interno* en la terminología de la arquitectura del SGBD de tres niveles.

En las subsecciones que siguen analizaremos cada una de las seis fases correspondientes al diseño de bases de datos.

14.2.1 *Fase 1: Recolección y análisis de requerimientos*

Antes de poder diseñar eficazmente una base de datos, debemos conocer las expectativas de los usuarios y los usos que se piensa dar a la base de datos con el mayor detalle posible. El proceso de identificar y analizar los usos propuestos se denomina **recolección** y **análisis de requerimientos.** Para especificar los requerimientos, primero debemos identificar las demás partes del sistema de información que van a interactuar con el sistema de base de datos. Entre ellas están los usuarios y las aplicaciones nuevos y ya existentes. Una vez hecho esto, se reunirán y analizarán los requerimientos de dichos usuarios y aplicaciones. Por lo regular, esta fase incluye las siguientes actividades:

- Identificación de las principales áreas de aplicación y grupos de usuarios que utilizarán la base de datos. Se eligen individuos clave dentro de cada grupo como participantes destacados en los pasos subsecuentes de recolección y especificación de requerimientos.

- Estudio y análisis de la documentación existente relativa a las aplicaciones. Se repasa otra documentación —manuales de políticas, formas, informes y diagramas de organización— para determinar si influye de alguna manera sobre el proceso de recolección y especificación de requerimientos.

- Estudio del entorno de operación actual y de los planes de aprovechamiento de la información. Esto incluye el análisis de los tipos de transacciones y de sus frecuencias, así como del flujo de información dentro del sistema. Se especifican los datos de entrada y salida de las transacciones.

- Recolección de respuestas escritas a grupos de preguntas hechas a los posibles usuarios de la base de datos. Estas preguntas se refieren a las prioridades de los usuarios y a la importancia que dan a las diversas aplicaciones. Posiblemente se entrevisten individuos clave que ayudarán a estimar el valor de la información y a establecer las prioridades.

Los métodos anteriores para recabar los requerimientos producen especificaciones de requerimientos mal estructuradas y en su mayor parte informales, las cuales se convierten después a una forma más estructurada mediante una de las técnicas **de** especificación **de** requerimientos más formales. Estas incluyen los diagramas HIPO *(hierarchical input process output:* entrada/procesamiento/salida jerárquicos), SADT *(structured analysis and desiga tecañique:* técnica de análisis y diseño estructurados), DFD *(dataflow diagrams:* diagramas de flujo de datos), diagramas Orr-Warnier y diagramas Nassi-Schneiderman. Todos estos son métodos diagramáticos para organizar y presentar los requerimientos de procesamiento de la información. Los diagramas pueden adoptar la forma de jerarquías, diagramas de flujo, estructuras secuenciales y cíclicas, etc., dependiendo del método. Estos diagramas suelen ir acompañados por documentación adicional en forma de texto, tablas, gráficas y requerimientos de decisión. Hay libros enteros que tratan la fase de recolección y análisis de requerimientos (véanse las notas bibliográficas al final del capítulo). Esta fase puede requerir bastante tiempo, pero es crucial para el éxito futuro del sistema de información.

Se han propuesto algunas técnicas asistidas por computador para ocuparse de la recolección y el análisis de requerimientos. Estas técnicas incluyen herramientas automatizadas para el análisis de requerimientos, para comprobar que las especificaciones son consistentes y completas. Los requerimientos se almacenan en un depósito único, usualmente llamado base de datos de diseño, y se pueden exhibir y actualizar conforme avanza el diseño. Uno de los primeros ejemplos es el lenguaje de especificación de problemas y el analizador de especificación de problemas (PSL/PSA: *Problem Statement Language/Problem* Statement Anacer) creado por el proyecto ISDOS en la University of Michigan (véanse las notas bibliográficas).

14.2.2 *Fase 2: Diseño conceptual de la base de datos*

La segunda fase del diseño de base de datos implica dos actividades paralelas. La primera, el **diseño del esquema** conceptual, examina los requerimientos de datos resultantes de la fase 1 y produce un esquema de base de datos conceptual. La segunda actividad, el **diseño de** transacciones, examina las aplicaciones de base de datos analizadas en la fase 1 y produce especificaciones de alto nivel para estas transacciones.

Fase 2a: Diseño **del** esquema conceptual. El esquema conceptual que resulta de esta fase suele estar contenido en un modelo de datos de alto nivel independiente del SGBD, de modo que no puede usarse directamente para implementar la base de datos. La importancia de un esquema conceptual independiente del SGBD no puede sobreestimarse, por las siguientes razones:

1. La meta del diseño del esquema conceptual es un entendimiento completo de la estructura, el significado (semántica), los vínculos y las restricciones de la base de datos. Lo mejor es lograr esto independientemente de un SGBD específico porque todos los SGBD suelen tener peculiaridades y restricciones que no deben influir sobre el diseño del esquema conceptual.

2. El esquema conceptual es muy valioso como una *descripción estable* del contenido de la base de datos. La elección del SGBD y las decisiones de diseño posteriores pueden cambiar, sin alterar el esquema conceptual independiente del SGBD.

3. Un buen entendimiento del esquema conceptual es decisivo para los usuarios de la base de datos y los diseñadores de aplicaciones. Por ello es sumamente importante el empleo de un modelo de datos de alto nivel que sea más expresivo y general que los modelos de datos de los SGBD individuales.

4. La descripción diagramática del esquema conceptual puede servir como un excelente vehículo de comunicación entre los usuarios, diseñadores y analistas de la base de datos. Como los modelos de datos de alto nivel suelen depender de conceptos que son más fáciles de entender que los modelos de datos de más bajo nivel, específicos para cada SGBD, cualquier comunicación referente al diseño del esquema se hace más exacta y directa.

En esta fase del diseño, es importante usar un modelo de datos de alto nivel —también denominado modelo de datos semántico o conceptual— que tenga las siguientes características:

1. Expresividad: El modelo de datos debe ser lo bastante expresivo para distinguir los diferentes tipos de datos, vínculos y restricciones.

2. Sencillez: El modelo debe ser lo bastante simple para que la generalidad de los usuarios no especialistas comprendan y usen sus conceptos.

3. Minimalidad: El modelo debe tener un número pequeño de conceptos básicos cuyo significado sea distinto y no se traslape.

4. Representación diagramática: El modelo debe contar con una representación diagramática para mostrar un esquema conceptual que sea fácil de interpretar.

5. Formalidad: Un esquema conceptual expresado en el modelo de datos debe representar una especificación formal, sin ambigüedad, de los datos. Por tanto, los conceptos del modelo deben definirse con exactitud y sin que haya posibilidad de confusión.

En ocasiones estos requerimientos entrarán en conflicto. En particular, el requerimiento 1 entra en conflicto con los demás. Se han propuesto muchos modelos conceptuales de alto nivel para el diseño de bases de datos (véase la bibliografía seleccionada para el capítulo 21). En el análisis que sigue, emplearemos la terminología del modelo de entidad-vínculo extendido (EER: *Enhanced Entity-Relationship)* que se presenta en los capítulos 3 y 21, y supondremos que se está utilizando en esta fase.

ENFOQUES PARA EL DISEÑO DE ESQUEMAS CONCEPTUALES: Para diseñar un esquema conceptual debemos identificar los componentes básicos del esquema: los tipos de entidades, los tipos de vínculos y sus atributos. También debemos especificar los atributos clave, la cardinalidad y las restricciones de participación en vínculos, tipos de entidades débiles, y jerarquías y retículas de especialización/generalización (si es necesario). Este diseño se deriva de los requerimientos recabados durante la fase 1.

Hay dos enfoques para diseñar el esquema conceptual. En el primero, al que llamaremos enfoque centralizado (o de una vez por todas) de diseño del esquema, los requerimientos de las diferentes aplicaciones y grupos de usuarios de la fase 1 se combinarán en un solo

de las diferentes aplicaciones y grupos de usuarios de la fase 1 se combinarán en un solo conjunto de requerimientos *antes de iniciarse el diseño del esquema.* A continuación se diseña un solo esquema que corresponde al conjunto combinado de requerimientos. Cuando hay muchos usuarios, la combinación de todos los requerimientos puede ser una tarea ardua y muy tardada. La suposición en que se basa este enfoque es que una autoridad centralizada, el DBA, se encarga de decidir cómo combinar los requerimientos de los diferentes usuarios y aplicaciones, y de diseñar el esquema conceptual para toda la base de datos. Una vez diseñado y terminado el esquema conceptual, el DBA puede especificar esquemas externos para los diferentes grupos de usuarios y aplicaciones.

En el segundo enfoque, al que llamamos enfoque de integración de vistas, no combinamos los requerimientos; más bien, diseñamos un esquema (o vista) para cada grupo de usuarios o aplicación con base sólo en sus requerimientos. Como resultado, creamos un esquema (vista) de alto nivel para cada uno de esos grupos de usuarios o aplicaciones. Durante una fase subsecuente de integración de vistas, estos esquemas se combinan o integran para formar un esquema conceptual global para toda la base de datos. Las vistas individuales pueden reconstruirse como esquemas externos después de la integración de las vistas.

La diferencia principal entre los dos enfoques radica en la manera y las circunstancias en que las diferentes vistas o requerimientos de los múltiples usuarios y aplicaciones se conciban y combinan. En el enfoque centralizado, la reconciliación la efectúa manualmente el personal del DBA antes de diseñar algún esquema, y se aplica directamente a los requerimientos recabados en la fase 1. Este enfoque es el que se ha utilizado tradicionalmente a pesar de la carga que representa para el personal del DBA conciliar las diferencias y conflictos entre los grupos de usuarios para establecer una definición clara de los requerimientos globales *antes* de intentar el diseño del esquema conceptual. Debido a la dificultad inherente a esta tarea, el enfoque de integración de vistas goza cada vez de mayor aceptacjpí^,,,^,^S^

En el enfoque de integración de vistas, cada grupo de usuarios o ap^apé^Sí^^^ft^V mente su propio esquema conceptual (EER) a partir de sus requerimientos.[1] Luego el fe^Xv\ aplica un proceso de integración a estos esquemas (vistas) para forrar el esquema gl^báj integrado. Aunque la integración de vistas puede efectuarse manujbnerite; su aplicación[1] a una base de datos grande en la que intervengan decenas de grupas: de usuarios requerirá una metodología y el empleo de herramientas automatizadas que ayiiden a realizar Ja integración. Las correspondencias entre atributos, tipos de entidades y tipos de vínculos[1] en las, diversas vistas deben especificarse antes de que pueda aplicarse la integmción.[N]Pqr añapmH ra, hay que resolver problemas como por ejemplo la integración de vistan ^onfli^üva^cla verificación de la consistencia de las correspondencias especificadas entre loVesqttdnas.

ESTRATEGIAS PARA EL DISEÑO DE ESQUEMAS: Dado un conjunto de requerimientos, sea para un solo usuario o para una comunidad de usuarios grande, debemos crear un esquema conceptual que satisfaga dichos requerimientos. Hay varias estrategias para diseñar tales esquemas, y la mayoría de ellas seguirán un enfoque incremental; es decir, parten de ciertas construcciones de esquema derivadas de los requerimientos y luego modifican, refinan o desarrollan de manera incremental dichas construcciones. Ahora analizaremos algunas de estas estrategias:

1. Estrategia descendente: Se parte de un esquema que contiene abstracciones de alto nivel y luego se aplican refinaciones descendentes sucesivas. Por ejemplo, podemos comenzar por especificar sólo unos cuantos tipos de entidades de alto nivel; luego,

al especificar sus atributos, los dividimos en tipos de entidades y de vínculos de menor nivel. El proceso de especialización para refinar un tipo de entidades convirtiéndolo en subclases (véase la Sec. 21.1) es otro ejemplo de estrategia de diseño descendente.

2. Estrategia ascendente: Se parte de un esquema que contiene abstracciones básicas, y luego se combinan o se les añaden otras abstracciones. Por ejemplo, podríamos comenzar con los atributos y agruparlos en tipos de entidades y vínculos. Conforme avanza el diseño, podríamos añadir nuevos vínculos entre tipos de entidades. El proceso de generalizar subclases para obtener clases generalizadas de más alto nivel (véase la Sec. 21.1) es otro ejemplo de estrategia de diseño ascendente.

3. Estrategia de adentro hacia afuera: Este es un caso especial de estrategia ascendente, en la que la atención se concentra en un conjunto central de conceptos que son los más evidentes. A continuación el modelado *se extiende hacia afuera* al considerar conceptos nuevos en las cercanías de los ya existentes. Por ejemplo, podríamos especificar en el esquema unos cuantos tipos de entidades obvios y continuar agregando otros tipos de entidades y de vínculos relacionados con ellos.

4. Estrategia mixta: En vez de seguir una estrategia específica durante todo el diseño, los requerimientos se dividirán según una estrategia descendente, y se diseñará una parte del esquema para cada partición de acuerdo con una estrategia ascendente. Por último, se combinarán las diferentes partes del esquema.

Las figuras 14.2 y 14.3 ilustran las refinaciones descendente y ascendente, respectivamente. Un ejemplo de primitiva de refinación descendente es la descomposición de un tipo de entidades en varios tipos. La figura 14.2(a) muestra cómo CURSO se refina en CURSO y SEMINARIO, y el vínculo IMPARTE se divide de manera correspondiente en IMPARTE y OFRECE. La figura 14.2(b) muestra un tipo de entidades OFERTA_CURSO que se refina para dar dos tipos de entidades y un vínculo entre ellos. La figura 14.3(a) muestra la primitiva de refinación ascendente de generar nuevos vínculos entre tipos de entidades. La refinación ascendente empleando generalización se ilustra en la figura 14.3(b), donde se "descubre" el nuevo concepto de DUEÑO_VEHÍCULO a partir de los tipos de entidades existentes PROFESORADO, ESTUDIANTE y PERSONAL; este proceso de generalización y la notación diagramática correspondiente se analizarán en el capítulo 21.

INTEGRACIÓN DE ESQUEMAS (VISTAS): En el caso de bases de datos grandes que se espera tendrán muchos usuarios y aplicaciones, puede usarse el enfoque de integración de vistas, diseñando esquemas individuales y luego combinándolos. Ya que es posible tener vistas individuales relativamente pequeñas, el diseño de los esquemas se simplifica. Sin embargo, se requiere una metodología para integrar las vistas en un esquema de base de datos global. La integración de esquemas puede dividirse en las siguientes subtareas:

1. Identificación de correspondencias y conflictos entre los esquemas: Dado que los esquemas se designan individualmente, es necesario especificar elementos en los esquemas que representen el mismo concepto del mundo real. Estas correspondencias deben identificarse antes de poder efectuar la integración. Durante este proceso, es posible que se descubran varios tipos de conflictos entre los esquemas:

a. Conflictos de nombres: Éstos son de dos tipos: sinónimos y homónimos. Un sinónimo ocurre cuando dos esquemas usan diferentes nombres para describir el mismo concepto; por ejemplo, un tipo de entidades COMPRADOR en un esquema puede describir el mismo concepto que un tipo de entidades CLIENTE en otro. Un homónimo ocurre cuando dos esquemas usan el mismo nombre para describir diferentes conceptos; por ejemplo un tipo de entidades COMPONENTE puede describir componentes de computador en un esquema y componentes de muebles en otro.

b. Conflictos de tipos: El mismo concepto puede representarse en dos esquemas mediante elementos de modelado diferentes. Por ejemplo, el concepto de DEPARTAMENTO puede ser un tipo de entidades en un esquema y un atributo en otro.

c. Conflictos de dominio (conjunto de valores): Un atributo puede tener diferentes dominios en dos esquemas. Por ejemplo NSS puede declararse como entero en un esquema y como cadena de caracteres en el otro. Podría haber conflicto de unidades de medida si un esquema representa PESO en libras y el otro en kilogramos.

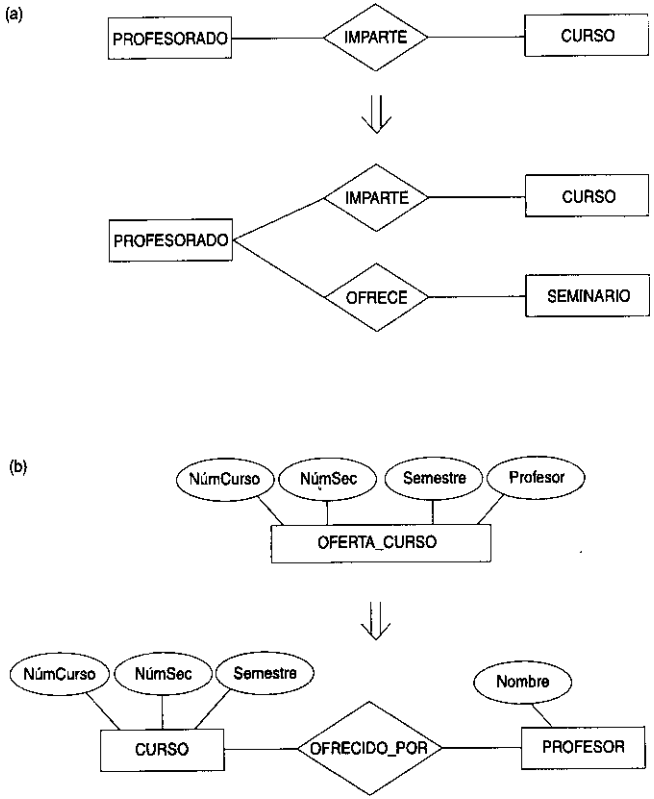


Figura 14.2 Ejemplos de refinación descendente, (a) Generación de un nuevo tipo de entidades, (b) Descomposición de un tipo de entidades en dos tipos de entidades y un vínculo.

d. Conflictos entre restricciones: Dos esquemas pueden imponer diferentes restricciones; por ejemplo, la clave de un mismo tipo de entidades puede ser diferente en cada esquema. Otro ejemplo implica diferentes restricciones estructurales sobre un vínculo como IMPARTE; un esquema puede representarlo como 1:N (un curso tiene un profesor) mientras el otro lo representa como M : N (un curso puede tener más de un profesor).

2. Modificación de las vistas para ajustarías entre sí: Algunos esquemas se modifican de modo que se ajusten mejor a otros esquemas. Algunos de los conflictos identificados en el paso 1 se resuelven durante este paso.

3. Combinación de vistas: El esquema global se crea combinando los esquemas individuales. Los conceptos que se corresponden se representan sólo una vez en el esquema global, y se especifican las transformaciones de las vistas al esquema global.

4. Reestructuración: Como último paso opcional, el esquema global podría analizarse y reestructurarse para eliminar cualesquier redundancias o una complejidad innecesaria.

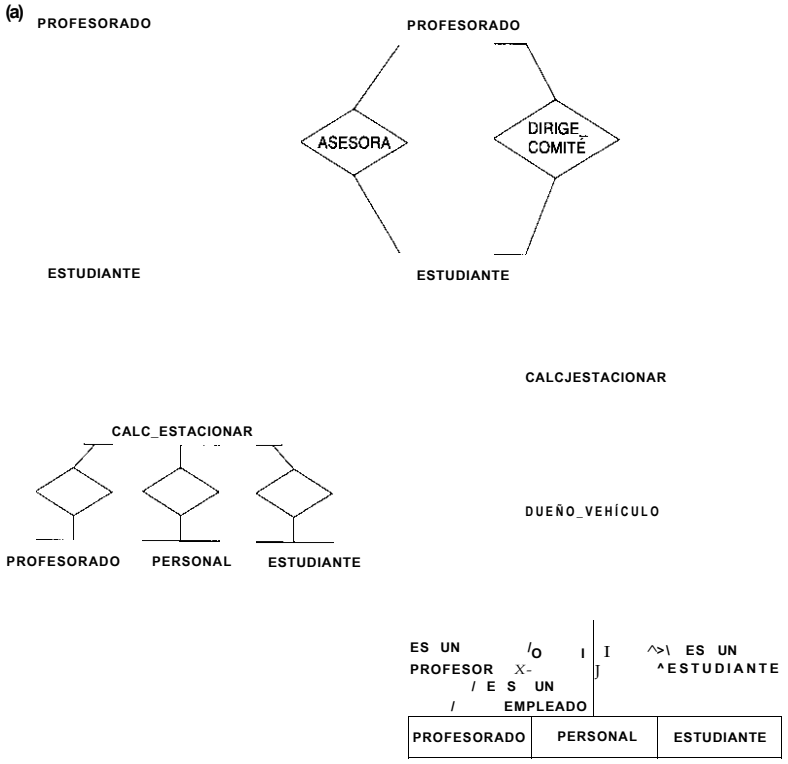


Figura 14.3 Ejemplos de refinación ascendente, (a) Descubrimiento y adición de nuevos vínculos, (b) Descubrimiento de un nuevo tipo de entidades generalizado, vinculándolo.

Algunas de estas ideas se ilustran con el ejemplo, más bien simple, que se presenta en las figuras 14.4 y 14.5. En la figura 14.4, combinamos dos vistas para crear una base de datos bibliográfica. Durante la identificación de correspondencias entre las dos vistas, descubrimos que INVESTIGADOR y AUTOR son sinónimos (en lo que a esta base de datos concierne), lo mismo que CONTRIBUIDO_POR y ESCRITO_POR. Además, decidimos modificar la vista 1 para que incluya un TEMA para ARTÍCULO, como se aprecia en la figura 14.4, *para ajustaría a* la vista 2. La figura 14.5 muestra el resultado de combinar la vista 1 modificada con la vista 2. Los vínculos PERTENECE_A y ESCRITO_POR se combinan, así como los tipos de entidades AUTOR y TEMA. También generalizamos los tipos de entidades ARTÍCULO y LIBRO para dar el tipo de entidades PUBLICACIÓN, con su atributo común, Título. El atributo Editor se aplica sólo al tipo de entidades LIBRO, en tanto que el atributo Tamaño y el tipo de vínculos PUBLICADO_EN se aplican sólo a ARTÍCULO.

Se han propuesto varias estrategias para el proceso de integración de vistas. Como se ilustra en la figura 14.6, éstas incluyen las siguientes:

1. Integración de escalera binaria: Primero se integran dos esquemas que sean muy similares. El esquema resultante se integrará entonces con otro esquema, y el proceso se repetirá hasta que todos los esquemas estén integrados. El ordenamiento de los esquemas para la integración puede basarse en alguna medida de la similitud de los esquemas. Esta estrategia es adecuada para la integración manual en virtud de su enfoque paso por paso.

2. Integración n-aria: Todas las vistas se integran mediante un procedimiento después de analizar y especificar sus correspondencias. Esta estrategia requiere herramientas computarizadas para problemas de diseño grandes.

3. Estrategia binaria balanceada: Primero se integran pares de esquemas; luego se aparean los esquemas resultantes para seguirlos integrando, y el procedimiento se repite hasta que se obtenga un esquema global final.

4. Estrategia mixta: En un principio, los esquemas se dividen en grupos con base en su similitud, y cada grupo se integra por separado. Los esquemas intermedios se agrupan otra vez y se integran, y así sucesivamente.

Fase 2b. Diseño de transacciones. El propósito de la fase 2b, que se realiza en paralelo con la fase 2a, es diseñar las características de las transacciones conocidas de la base de datos con independencia del SGBD. Cuando se está diseñando un sistema de base de datos, los diseñadores están conscientes de muchas aplicaciones conocidas (o transacciones) que se ejecutarán en la base de datos una vez que se implemente. Una parte importante del diseño de bases de datos es especificar las características funcionales de estas transacciones en una etapa temprana del proceso de diseño. Esto garantiza que el esquema de la base de datos incluirá toda la información requerida por dichas transacciones. Además, conocer la importancia relativa de las diversas transacciones y la frecuencia con que se espera invocarlas desempeña un papel crucial en el diseño físico de la base de datos (fase 5). Por lo regular, sólo se conocen algunas de las transacciones de la base de datos en el momento del diseño; una vez implementado el sistema se identificarán e implementarán continuamente nuevas transacciones. Sin embargo, es común que las transacciones más importantes se conozcan antes de la implementación del sistema, y deberán especificarse en una etapa temprana.

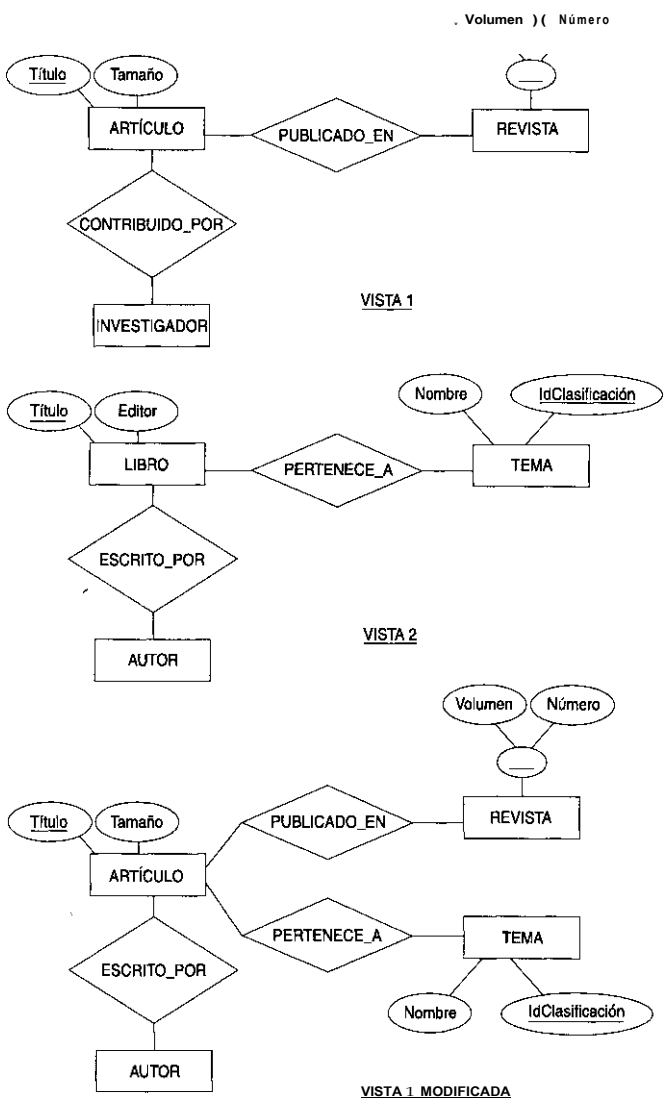


Figura 14.4 Modificación de las vistas para su ajuste antes de la integración.

Una técnica común para especificar transacciones en un nivel conceptual es identificar su comportamiento de entrada/salida y funcional. Al especificar los datos de entrada, los datos de salida y el flujo de control interno, los diseñadores pueden especificar una transacción en una forma conceptual independiente del sistema. Por lo regular, las transacciones

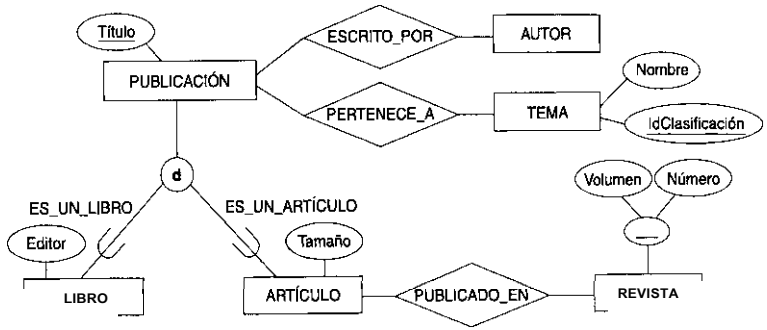


Figura 14.5 Esquema integrado después de combinar las vistas 1 y 2.

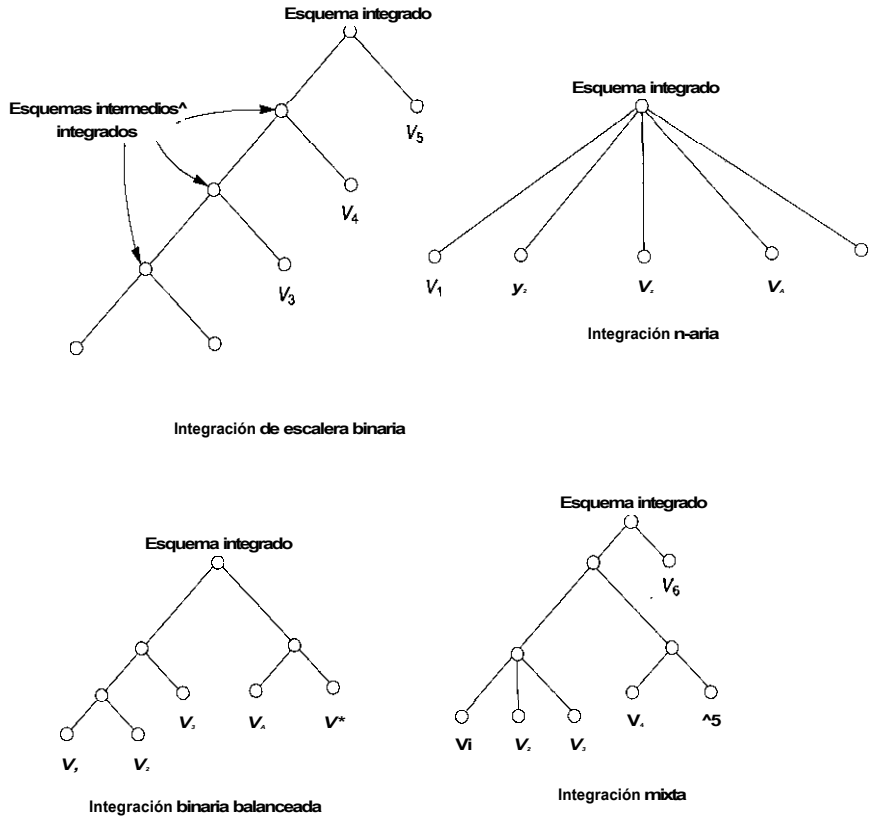


Figura 14.6 Diferentes estrategias para integrar vistas.

pueden agruparse en tres categorías: transacciones de obtención, transacciones de actualización y transacciones mixtas. Las transacciones de obtención sirven para obtener datos para exhibirlos en una pantalla o producir un informe. Las transacciones de actualización sirven para introducir datos nuevos o modificar datos que ya existen en la base de datos. Las transacciones mixtas se usan en aplicaciones más complejas que obtienen y actualizan datos. Por ejemplo, supongamos que estamos diseñando una base de datos de reservaciones en líneas aéreas. Un ejemplo de transacción de obtención sería listar todos los vuelos matutinos entre dos ciudades en una fecha dada. Un ejemplo de transacción de actualización consiste en reservar un asiento en un determinado vuelo. Una transacción mixta podría exhibir primero algunos datos, como mostrar la reservación de un cliente en un vuelo, y luego actualizar la base de datos, digamos cancelando la reservación al eliminarla.

Varias técnicas para especificar los requerimientos cuentan con una notación para especificar procesos, que en este contexto son operaciones más complejas que pueden consistir en varias transacciones. Otras propuestas para especificar transacciones incluyen TAXIS, GALILEO (véase la bibliografía) y GORDAS (véase la Sec. 21.5). El diseño de transacciones es tan importante como el diseño del esquema. Desafortunadamente, muchas metodologías de diseño actuales conceden mayor importancia a uno o al otro. Es mejor llevar a cabo las fases 2a y 2b en paralelo, mediante ciclos de retroalimentación para refinar, hasta lograr un diseño estable de esquema y transacciones.

14.23 Fase 3: *Elección del SGBD*

La elección del SGBD depende de varios factores, algunos de ellos técnicos, otros económicos y otros más relativos a las políticas de la organización. Los factores técnicos tienen que ver con la idoneidad del SGBD para la tarea en cuestión. Lo que debemos considerar aquí son el tipo de SGBD (relacional, de red, jerárquico, orientado a objetos o de otra clase), las estructuras de almacenamiento y caminos de acceso que maneja el SGBD, las interfaces de usuario y programador disponibles, los tipos de lenguajes de consulta de alto nivel, etc. Examinaremos estos factores técnicos en el apéndice C, cuando comparemos los modelos de datos. En esta sección nos concentraremos en los factores económicos y de organización que influyen en la elección del SGBD. Al escoger un SGBD, debemos considerar los siguientes costos:

1. Costo de adquisición del software: Este es el gasto inicial que se hace al comprar el software, en el que se incluyen las opciones de lenguajes, diferentes interfaces como formas y pantallas, opciones de recuperación y respaldo, métodos de acceso especiales y documentación. Debe seleccionarse la versión correcta del SGBD para el sistema operativo específico que se tiene.
2. Costo de mantenimiento: Este es el costo recurrente por concepto del servicio de mantenimiento del proveedor y de la actualización regular de la versión del SGBD.
3. Costo de adquisición de hardware: Tal vez se requiera más equipo, como memoria adicional, terminales, unidades de disco o almacenamiento especializado para el SGBD.
4. Costo de creación y conversión de la base de datos: Este es el costo de crear el sistema de base de datos desde cero o bien de convertir un sistema existente al nuevo software de SGBD. En este último caso, se acostumbra operar el sistema existente en paralelo con el nuevo sistema hasta que todas las aplicaciones recién adquiridas estén perfectamente implementadas y probadas. Es difícil pronosticar este costo, y con frecuencia se subestima.
5. Costo de personal: Cuando una organización adquiere por primera vez un software de SGBD a menudo emprende un proceso de reorganización de su departamento de procesamiento de datos. En casi todas las compañías que adoptan un SGBD se deben crear puestos nuevos para el administrador de bases de datos (DBA) y para su personal.
6. Costo de capacitación: Como los SGBD suelen ser sistemas complejos, casi siempre es preciso capacitar al personal para su uso y programación.
7. Costo de operación: El costo de la operación continua del sistema de base de datos no suele incluirse en la evaluación de las alternativas porque es independiente del SGBD que se seleccione.

No es tan fácil medir y cuantificar los beneficios de adquirir un SGBD. Un SGBD tiene varias ventajas intangibles respecto a los sistemas de archivos tradicionales, como serían la facilidad de uso, la mayor disponibilidad de los datos y un acceso más rápido a la información. Entre los beneficios más tangibles están la reducción en el costo de crear aplicaciones, la menor redundancia de los datos y el mejor control y seguridad. Con base en un análisis de costo-beneficios, una organización tiene que decidir cuándo cambiar a un SGBD. En general, este paso depende de los siguientes factores:

- Complejidad de los datos: Cuanto más complejas sean las interrelaciones de los datos, mayor será la necesidad de contar con un SGBD.
- Compartimiento entre aplicaciones: Cuanto más se compartan los datos entre las aplicaciones, mayor redundancia habrá entre los archivos, así que será más necesario un SGBD.
- Evolución o crecimiento dinámico de los datos: Si hay cambios constantes en los datos, es más fácil manejarlos con un SGBD que con un sistema de archivos.
- Frecuencia de solicitudes de datos *ad hoc:* Los sistemas de archivos no son en absoluto apropiados para la obtención *ad hoc* de datos.
- Volumen de los datos y necesidad de control: Grandes volúmenes de datos y la necesidad de controlarlos a veces hacen obligatorio un SGBD.

Por último, hay varios factores económicos y de organización que influyen en la elección de un SGBD en vez de otro:

1. Estructura de los datos: Si los datos que se almacenarán en la base de datos tienen una estructura jerárquica, deberá considerarse la adquisición de un SGBD de tipo jerárquico. Si los datos tienen muchos vínculos, quizá sea más apropiado un sistema de red o relacional. La tecnología relacional cada vez es más popular. En el caso de estructuras y tipos de datos complejos, quizá sean adecuados los sistemas orientados a objetos.
2. Familiaridad del personal con el sistema: Si el personal de programación en la organización ya conoce un SGBD determinado, éste puede ser más recomendable por reducir los costos de capacitación y el tiempo de aprendizaje.

3. Disponibilidad de servicios del proveedor: Es deseable que haya una oficina de servicio del proveedor en los alrededores para ayudar a resolver cualesquier problemas que se presenten con el sistema. Cambiar de un sistema que no es de SGBD a uno que sí lo es casi siempre es un paso importante y requiere mucha ayuda del proveedor al principio.

Antes de adquirir un SGBD, la organización debe tener en cuenta la configuración de hardware/software que éste requiera para su ejecución, así como su transportabilidad entre los diferentes tipos de hardware. Muchos SGBD comerciales ya cuentan con versiones que se ejecutan en muchas configuraciones de hardware/software (o plataformas). También debe considerarse la necesidad de aplicaciones para respaldo, recuperación, rendimiento, integridad y seguridad. Hoy por hoy, muchos SGBD se están diseñando como *soluciones totales* a las necesidades de procesamiento de información y gestión de recursos de información que tienen las organizaciones. En su mayoría, los proveedores de SGBD están combinando sus productos con las siguientes opciones o características integradas, que a menudo califican como 4GL (lenguajes de cuarta generación):

- Editores de texto y examinadores.
- Generadores de informes y utilerías para listados.
- Software de comunicación (a menudo llamado supervisor de teleproceso).
- Características de introducción y exhibición de datos, como son formas, pantallas y menús con funciones de edición automática.
- Herramientas de diseño gráficas.

En algunos casos tal vez no resulte apropiado usar un SGBD, sino más bien crear programas propios para las aplicaciones. Esto puede ocurrir si las aplicaciones están muy bien definidas y *todas* se conocen por anticipado. En una situación así, un sistema diseñado a la medida dentro de la organización puede ser apropiado para implementar las aplicaciones conocidas de la manera más eficiente. Sin embargo, en la mayoría de los casos surgen nuevas aplicaciones no previstas a la hora del diseño *después* de la implementación del sistema. Esta es precisamente la razón por la cual los SGBD se han vuelto tan populares: facilitan la incorporación de nuevas aplicaciones sin tener que hacer cambios importantes al sistema existente.

14.2.4 *Fase 4: Transformación al modelo de datos (diseño lógico de la base de datos)*

La siguiente fase del diseño de la base de datos consiste en crear un esquema conceptual y esquemas externos en el modelo de datos del SGBD elegido. Esto se logra transformando los esquemas conceptual y externos producidos en la fase 2a del modelo de datos de alto nivel al modelo de datos del SGBD. La transformación puede establecerse en dos etapas:

1. Transformación independiente del sistema: En este paso, la transformación al modelo de datos del SGBD no considera las características específicas o casos especiales que se aplican a la forma como el SGBD implementa el modelo de datos. Analizamos la transformación de un esquema ER a un esquema relacional, orientado a objetos, jerárquico o de red, de manera independiente del SGBD, en las secciones 6.8, 22.8, 10.4 y 11.5, respectivamente.

2. Adaptación de los esquemas a un SGBD específico: Los diferentes SGBD implementan un modelo de datos con características y restricciones de modelado específicas. Tal vez sea preciso ajustar los esquemas obtenidos en el paso 1 para adaptarlos a las características de implementación específicas de un modelo de datos en el SGBD seleccionado.

El resultado de esta fase debe consistir en enunciados DDL escritos en el lenguaje del SGBD elegido que especifiquen los esquemas a nivel conceptual y externo del sistema de base de datos. Sin embargo, si los enunciados DDL contienen algunos parámetros de diseño físico, la especificación completa en DDL deberá esperar hasta que se haya concluido la fase de diseño físico. Muchas herramientas CASE (*computer assisted software engineering*: ingeniería de software asistida por computador) de diseño automatizado (véase la Sec. 14.4) pueden generar DDL para sistemas comerciales a partir de un diseño de esquema conceptual.

14.2.5 *Fase 5: Diseño físico de la base de datos*

El diseño físico de la base de datos es el proceso de elegir estructuras de almacenamiento y caminos de acceso específicos para que los archivos de la base de datos tengan un buen rendimiento con las diversas aplicaciones de la base de datos. Cada SGBD ofrece varias opciones de organización de archivos y caminos de acceso, entre ellas diversos tipos de indización, agrupamiento de registros relacionados en bloques de disco, enlace de registros relacionados mediante apuntadores y varios tipos de técnicas de dispersión. Una vez seleccionado un SGBD específico, el proceso de diseño físico se reduce a elegir las estructuras más apropiadas para los archivos de la base de datos entre las opciones que ofrece ese SGBD. En esta sección presentaremos pautas para las decisiones de diseño físico en diversos tipos de SGBD. A menudo se utilizan los siguientes criterios para guiar la elección de las opciones de diseño físico:

1. Tiempo de respuesta: Este es el tiempo que transcurre entre la introducción de una transacción de base de datos para ser ejecutada y la obtención de una respuesta. Un aspecto que influye mucho sobre el tiempo de respuesta y que está bajo el control del SGBD es el tiempo de acceso a la base de datos para obtener los elementos de información a los que hace referencia la transacción. El tiempo de respuesta también depende de factores que no puede controlar el SGBD, como son la carga del sistema, la planificación de tareas del sistema operativo o los retrasos de comunicación.
2. Aprovechamiento del espacio: Esto se refiere a la cantidad de espacio de almacenamiento que ocupan los archivos de la base de datos y sus estructuras de acceso.
3. Productividad de las transacciones: Este es el número promedio de transacciones que el sistema de base de datos puede procesar por minuto; es un parámetro crítico de los sistemas de transacciones como los que se usan para las reservaciones en líneas aéreas o el servicio en los bancos. La productividad de transacciones debe medirse en las condiciones pico del sistema.

Por lo regular se especifican límites promedio y del peor de los casos para los parámetros anteriores como parte de los requerimientos de rendimiento del sistema. Se utilizan técnicas analíticas o experimentales, como la creación de prototipos y la simulación, para estimar los valores promedio y del peor de los casos suponiendo diferentes decisiones de diseño físico, a fin de determinar si satisfacen los requerimientos de rendimiento especificados.

El rendimiento depende del tamaño y del número de registros que contienen los archivos; por ello, debemos estimar estos parámetros para cada archivo. Por añadidura, debemos estimar los patrones de actualización y obtención de datos para el archivo colectivamente a partir de todas las transacciones. Es recomendable construir caminos de acceso primarios e índices secundarios para los atributos con que se seleccionan los registros. También deben tenerse en cuenta durante la fase de diseño físico las estimaciones del crecimiento de los archivos, sea en el tamaño de los registros debido a la adición de nuevos atributos o en el número de registros.

El resultado de la fase de diseño físico es una determinación *inicial* de las estructuras de almacenamiento y los caminos de acceso para los archivos de la base de datos. Casi siempre es necesario afinar el diseño con base en su rendimiento observado después de la implementación del sistema. La mayor parte de los sistemas cuenta con una utilería de supervisión que reúne datos estadísticos de rendimiento, los cuales se conservan en el catálogo del sistema o en el diccionario de datos para su análisis posterior. Estos datos incluyen el número de invocaciones de transacciones o consultas predefinidas, actividades de entrada/salida de cada archivo, conteo de páginas de archivos o registros de índice, y frecuencia de utilización de índices. Al cambiar los requerimientos del sistema de base de datos, suele hacerse necesaria la reorganización de algunos archivos mediante la construcción de índices nuevos o la modificación de los métodos de acceso primarios. En la sección 14.3 estudiaremos cuestiones de diseño físico relacionadas con los diferentes tipos de SGBD.

14.2,6 Fase 6: *Implementación del sistema de base de datos*

Una vez completados los diseños lógico y físico, podemos implementar el sistema de base de datos. Se compilan los enunciados escritos en el DDL (lenguaje de definición de datos) y en el SDL *(storage definition language:* lenguaje de definición de almacenamiento) del SGBD seleccionado, y con ellos se crean los esquemas de la base de datos y sus archivos (vacíos). En seguida ya puede cargarse (poblarse) la base de datos. Si los datos tienen que convertirse de un sistema computarizado antiguo, tal vez se requieran rutinas de conversión para modificar el formato de los datos y así poderlos almacenar en la nueva base de datos.

En esta etapa, los programadores de aplicaciones deben implementar las transacciones de la base de datos. Se examinan las especificaciones conceptuales de las transacciones, y se escribe y se prueba el código de programa correspondiente con órdenes de DML (lenguaje de manipulación de datos) incorporadas. Una vez que las transacciones estén listas y los datos se hayan almacenado en la base de datos, la fase de diseño e implementación habrá terminado y se iniciará la fase de operación del sistema.

143 Pautas para el diseño físico de bases de datos*

En esta sección comenzaremos por estudiar los factores de diseño físico que afectan el rendimiento de las aplicaciones y de las transacciones; luego comentaremos las pautas específicas para los SGBD relaciónales, de red y jerárquicos.

14.3.1 *Factores que influyen en el diseño físico de la base de datos*

El diseño físico es una actividad en la que el objetivo no sólo es lograr la estructuración apropiada de los datos en el almacenamiento, sino hacerlo de manera tal que garantice un buen

rendimiento. Para un esquema conceptual dado, existen muchas alternativas de diseño físico en un SGBD en particular. No es posible tomar decisiones de diseño físico ni realizar análisis de rendimiento que tengan sentido antes de conocer las consultas, transacciones y aplicaciones que se piensa ejecutar en la base de datos. Debemos analizar estas aplicaciones, sus frecuencias de invocación esperadas, cualesquier restricciones de tiempo que haya sobre su ejecución y la frecuencia esperada de las operaciones de actualización. En seguida examinaremos cada uno de estos factores.

Análisis de las consultas y transacciones de la base de datos. Antes de emprender el diseño físico de la base de datos, debemos tener una idea bastante precisa del uso que se le piensa dar, definiendo a alto nivel las consultas y transacciones que se espera ejecutar en ella. Para cada *consulta,* deberemos especificar lo siguiente:

1. Los archivos a los que tendrá acceso la consulta.
2. Los campos sobre los cuales se especificarán cualesquier condiciones de selección incluidas en la consulta.
3. Los campos sobre los cuales se especificarán cualesquier condiciones de reunión o condiciones para enlazar múltiples tipos de registros incluidas en la consulta.
4. Los campos cuyos valores obtendrá la consulta.

Los campos a los que se refieren los apartados 2 y 3 son candidatos para la definición de estructuras de acceso. Para cada transacción u operación de actualización deberemos especificar lo siguiente:

1. Los archivos que se actualizarán.
2. El tipo de operación de actualización en cada archivo (insertar, modificar o eliminar).
3. Los campos sobre los que se especificarán cualesquier condiciones de selección para una operación de eliminación o modificación.
4. Los campos cuyos valores alterará una operación de modificación.

Una vez más, los campos mencionados en el apartado 3 son candidatos para estructuras de acceso. Por otro lado, los campos indicados en el apartado 4 son candidatos para evitar estructuras de acceso, ya que su modificación requeriría la actualización de dichas estructuras.

Análisis de la frecuencia esperada de invocación de consultas y transacciones. Además de identificar las características de las consultas y transacciones esperadas,, debemos considerar sus tasas (o velocidades) esperadas de invocación. Esta información de frecuencias, junto con aquélla recabada sobre los campos para cada consulta y transacción, servirá para compilar una lista colectiva de frecuencia de uso esperada para todas las consultas y transacciones. Esto se expresa como la frecuencia esperada de uso de cada campo de cada archivo como campo de selección o campo de reunión, considerando todas las consultas y transacciones. En general, cuando el volumen de procesamiento es elevado se aplica la regla informal «80-20». Esta regla establece que apenas el 20% de las consultas y transacciones dan cuenta de aproximadamente el 80% del procesamiento. Por tanto, en situaciones prácticas casi nunca es necesario recabar datos estadísticos y tasas de invocación exhaustivos para todas las consultas y transacciones; basta con determinar alrededor del 20% de ellas que comprende las más importantes.

Análisis de las restricciones de tiempo sobre las consultas y transacciones. Es posible que algunas consultas y transacciones posean restricciones de rendimiento muy exigentes. Por ejemplo, una cierta transacción puede tener la restricción de que debe terminar antes de 5 segundos en el 95% de las veces que se invoque, y que nunca debe tardar más de 20 segundos. Semejantes consideraciones de rendimiento pueden servir para asignar prioridades adicionales a los campos que son candidatos para caminos de acceso. Los campos de selección utilizados por las consultas y transacciones que tienen restricciones de tiempo se convertirán en candidatos de mayor prioridad para las estructuras de acceso.

Análisis de las frecuencias esperadas de las operaciones de actualización. Se debe especificar el mínimo posible de caminos de acceso para los archivos que se actualizan con frecuencia, porque la actualización de los caminos de acceso mismos hace más lentas las operaciones.

Una vez compilada la información anterior, podemos abordar las decisiones de diseño físico, que consisten principalmente en decidir qué estructuras de almacenamiento y caminos de acceso tendrán los archivos de la base de datos. Rara vez se conocen todas las consultas y transacciones de la base de datos en el momento en que se hace el diseño físico. A menudo, después de implementarse el sistema de base de datos surgen nuevas aplicaciones, lo que obliga a especificar nuevas consultas y transacciones. En tales casos, se hará necesario modificar algunas de las decisiones de diseño físico para poder incorporar las nuevas aplicaciones al sistema. Esto se conoce como afinación del diseño físico. Si algunas de las transacciones o consultas con restricciones de tiempo de respuesta no cumplen con los tiempos especificados, se requerirán modificaciones del diseño físico original a fin de mejorar la eficiencia de esas transacciones.

14.3.2 *Pautas de diseño físico de bases de datos para sistemas relacionales*

En su mayoría, los sistemas relacionales representan cada relación base como un archivo de base de datos físico. Las opciones de caminos de acceso incluyen la especificación del tipo de archivo para cada relación y los atributos sobre los cuales habrán de definirse índices. Uno de los índices de cada archivo puede ser primario o de agrupamiento. Además, hay varias técnicas con que se aceleran las operaciones de EQUIRREUNIÓN o REUNIÓN NATURAL, que son muy frecuentes. Analizaremos primero estas técnicas y luego trataremos la elección de organizaciones de archivos y de índices.

Técnicas para acelerar las operaciones de **EQUIRREUNIÓN** o de **REUNIÓN NATURAL.** Algunos sistemas relacionales ofrecen la opción de almacenar dos relaciones con un vínculo 1:N, representado por una *clave externa,* como un solo archivo jerárquico de dos niveles, donde se almacena cada registro del lado 1 (clave primaria) seguido de los registros del lado N (con claves extemas coincidentes). Este tipo de estructura de almacenamiento hace muy eficiente la REUNIÓN entre los dos archivos de este vínculo 1:N. Por ejemplo, consideremos el esquema de base de datos relacional de la figura 6.5, y supongamos que cada relación se implementa como un archivo. Si es preciso realizar la EQUIRREUNIÓN con la condición EMPLEADO.NSS = TRABAJA_EN.NSSE de la manera más eficiente posible, podemos usar un archivo mixto de los registros EMPLEADO y TRABAJA_EN. Cada registro EMPLEADO se almacenará seguido de los registros TRABAJA_EN que tengan el mismo valor de NSS. También es posible *agrupar* los registros de TRABAJA_EN por NSSE sin combinar los archivos.

Otra opción consiste en desnormalizar el esquema lógico de la base de datos cuando diseñemos los archivos físicos. Esto se hace para colocar los atributos que se usan con frecuencia en una consulta en los mismos registros de archivo que otros atributos que intervienen en la consulta. Hacemos esto repitiendo (o duplicando) los atributos en el archivo en que se necesitan. Debemos compensar esta desnormalización exigiendo a las transacciones de actualización mantener la consistencia de los valores de los atributos duplicados. Por ejemplo, supongamos que la misma consulta que requiere la operación de REUNIÓN anterior también precisa la obtención del atributo NOMBREPR del registro PROYECTO en el que PROYECTO.NÚMEROP = TRABAJA_EN.NÚMP. En tal caso podríamos duplicar el atributo NOMBREPR en los registros TRABAJA_EN para que no tengamos que efectuar esta última reunión. Esta técnica puede llevarse un paso más lejos almacenando físicamente un archivo que sea el resultado de la REUNIÓN de dos archivos, aunque esta desnormalización extrema debe adoptarse con muchísimo cuidado, ya que pueden presentarse todos los tipos de anomalías de actualización que vimos en el capítulo 12, mismas que es preciso resolver explícitamente siempre que se aplican actualizaciones al archivo.

Pautas para la organización de los archivos y la selección de índices. Una opción preferida para organizar los archivos individuales en un sistema relacional consiste en mantener no ordenados los registros de los archivos y crear tantos índices secundarios como sea preciso. Los atributos que se usan a menudo en las condiciones de selección y de reunión son candidatos para ser índices secundarios.

Otra opción consiste en especificar un atributo de ordenación para el archivo especificando un índice primario o de agrupamiento. El atributo más utilizado para las operaciones de reunión deberá ser el que se seleccione para ordenar o agrupar los registros, ya que esto hace más eficiente la operación de reunión (véase el Cap. 16). Si a menudo se tiene acceso a los registros en orden según un atributo, ésta es otra indicación de que debemos elegirlo para ordenar los registros del archivo. Sólo uno de los atributos de cada archivo puede escogerse para tal ordenamiento físico, con un índice primario (si el atributo es una clave) o un índice de agrupamiento (si no lo es) correspondiente. En muchos sistemas relacionales se usan las palabras reservadas UNIQUE (único) para especificar una clave y CLUSTER para especificar un índice de agrupamiento.

Elección de dispersión. Algunos sistemas relacionales ofrecen además la opción de especificar un atributo como clave de dispersión en vez de un atributo de ordenamiento para una relación. Si un atributo clave se va a usar principalmente para seleccionar por igualdad y para operaciones de reunión, pero no para tener acceso a los registros en orden, podemos escoger un archivo disperso en vez de uno ordenado. Otro criterio para elegir un archivo disperso es que se conozca el tamaño del archivo y no se esperen crecimientos o reducciones significativos. Si el tamaño del archivo cambia y el SGBD relacional cuenta con algún esquema de dispersión dinámica (véase el Cap. 4), podemos escoger la dispersión dinámica para ese archivo.

Podemos resumir las pautas para elegir una organización física para un archivo relacional individual como sigue:

1. Escoger como atributo de ordenación para el archivo aquel que se use con frecuencia para obtener los registros en orden o que se use más a menudo en operaciones de reunión con ese archivo. Crear un índice primario (si el atributo es una clave) o un índice de agrupamiento (si no lo es) según ese atributo. Éste es el *camino de acceso primario* a los registros del archivo. Si ningún atributo satisface estos criterios, usar un archivo no ordenado.

2. Para cada atributo (diferente del atributo de ordenación) que se use con frecuencia en operaciones de selección o de reunión, especificar un índice secundario que sirva como *camino de acceso secundario* a los registros del archivo.

3. Si el archivo se va a actualizar muy a menudo con inserción y eliminación de registros, reducir al mínimo posible el número de índices del archivo.

4. Si un atributo se usa con frecuencia para la selección por igualdad o para operaciones de reunión pero no para leer los registros en orden, puede usarse un archivo disperso. Se puede usar dispersión estática si el tamaño del archivo no cambia mucho, pero se requerirá dispersión dinámica en el caso de archivos que crezcan rápidamente o cuyo tamaño fluctúe. Se pueden construir índices secundarios sobre otros atributos del archivo disperso.

Desde luego, la elección de una de estas opciones está limitada por las estructuras de almacenamiento y caminos de acceso disponibles en el SGBD relacional que se haya escogido.

14.3.3 *Pautas de diseño físico de bases de datos para sistemas de red*

Existen varias opciones de diseño físico importantes para una base de datos de red. La primera implica decidir cómo implementar cada tipo de conjuntos. Otra elección, similar a la tocante a la desnormalización en las bases de datos relaciónales, implica decidir si uno o más campos de un tipo de registros propietario deben repetirse o no en un tipo de registros miembro por razones de eficiencia. Además, algunos SGBD de red permiten definir claves de dispersión o índices para un tipo de registros. Estos, junto con los tipos de conjuntos propiedad del sistema, proveen puntos de entrada a la base de datos, que permiten después *navegar por la base de datos* siguiendo los apuntadores de los conjuntos **(procesamiento de conjuntos).** Por último, es preciso tomar decisiones respecto a los campos de ordenamiento de los tipos de registros o de los registros miembro dentro de un tipo de conjuntos.

Pautas para elegir entre las opciones de implementación de conjuntos. Hay muchas opciones para implementar un tipo de conjuntos. Repasaremos esas opciones, que estudiamos en el capítulo 10, y presentaremos pautas para decidir cuál opción utilizar, a saber:

1. Implementar un tipo de conjuntos por contigüidad física: En algunos SGBD de red, los registros miembro pueden almacenarse físicamente después del registro propietario; esta opción se denomina implementación de conjuntos por **contigüidad física.** Si un tipo de registros es miembro de varios tipos de conjuntos, *sólo uno* de éstos podrá escogerse para implementación por contigüidad física. El acceso a los registros miembro de un ejemplar de conjunto tiene eficiencia máxima con esta opción, así que los tipos de conjuntos que se usen con mayor frecuencia para tener acceso a *todos los registros miembro* de un propietario son candidatos para esta opción de implementación.

2. Implementar un tipo de conjuntos con arreglos de apuntadores: Otra opción consiste en almacenar un arreglo de apuntadores a los registros miembro junto con el registro propietario. Si un *registro miembro individual* se selecciona por su posición en el conjunto (como FIRST (primero), LAST (último) o i-ésimo) y a menudo desde el propietario, ésta será una buena opción.

3. Emplear diferentes opciones para la implementación de apuntadores: Casi todos los conjuntos se implementan con apuntadores y listas enlazadas. Podemos tener un solo apuntador al siguiente o apuntadores al siguiente y al anterior en los registros miembro de un conjunto. Con cualquiera de estas dos opciones, podemos tener además un apuntador al propietario en cada registro miembro. Si el principal acceso a los miembros del conjunto se tiene mediante FIND NEXT (buscar el siguiente), bastará con el apuntador al siguiente. Si se utiliza con frecuencia FIND PRIOR (buscar previo), se deberá incluir un apuntador al anterior. Por último, si es común tener acceso al propietario desde un registro miembro usando FIND OWNER, conviene incluir un apuntador al propietario. Esta última opción es útil para tipos de registros que participan como miembros en muchos tipos de conjuntos; por ejemplo, los tipos de registros de enlace para vínculos M : N , como el tipo de registros TRABAJA_EN de la figura 10.9. Con esta opción, un programa puede obtener los registros miembro usando un tipo de conjuntos —digamos E_TRABAJAEN— y luego encontrar directamente el registro propietario mediante el apuntador al propietario del otro tipo de conjuntos (P_TRABAJAEN).

En una base de datos de red, los equivalentes de la mayoría de las operaciones de EQUIRREUNIÓN relaciónales se *preespecifican* como tipos de conjuntos, como puede verse si comparamos el esquema de la base de datos COMPAÑÍA en el modelo relacional (Fig. 6.5) y en el modelo de red (Fig. 10.9). Por ejemplo, la condición de reunión EMPLEADO.NSS = TRABAJA_EN.NSSE en el esquema relacional se representa con el tipo de conjuntos E_TRABAJAEN. De la misma manera, la condición de reunión PROYECTO.NÚMEROP = TRABAJA_EN.NÚMP se representa con el tipo de conjuntos P_TRABAJAEN. Así pues, las reuniones que se ejecutan con frecuencia en el modelo relacional corresponden a conjuntos que se recorren con frecuencia en el modelo de red. Tales tipos de conjuntos son candidatos para una implementación eficiente por contigüidad física.

Desnormalización por razones de eficiencia o de restricciones estructurales. Quizá deseemos duplicar algunos de los campos de un tipo de registros *propietario* en el tipo de registros *miembro* de un tipo de conjuntos, por las siguientes razones:

- Si se repite un campo (clave) NO DUPLICATES ALLOWED del propietario, con él puede especificarse una restricción estructural para un tipo de conjuntos MANUAL, o SET SELECTION IS AUTOMATIC para un tipo de conjuntos AUTOMATIC. Los valores de estos campos repetidos pueden leerse directamente desde el registro miembro, *sin que el* SGBD *tenga que localizar y leer el registro propietario,* reduciéndose así el tiempo de acceso, sobre todo si el registro miembro no tiene apuntador al propietario.

- Pueden repetirse también otros campos, no clave, en un miembro por razones de eficiencia. Sin embargo, esta repetición significa que el programa de actualización deberá propagar a todos los registros miembro las actualizaciones de un campo del propietario que se repita en los miembros, a fin de conservar la consistencia, cosa que hará más lentas las operaciones de actualización.

Opciones de acceso a registros. El modelo de red requiere **puntos de entrada** a la base de datos para iniciar las búsquedas de registros por recorrido o navegación. Estos puntos se establecen mediante tipos de conjuntos propiedad del sistema o especificando una estructura de acceso para un tipo de registros. La acción por omisión consiste en efectuar una búsqueda lineal en un **área:** un concepto de SGBD que representa una partición lógica de la base de datos asignada a un área físicamente contigua en el disco. Otros **modos de localización** (LOCATION MODE) de tipos de registros en el informe DBTG original, que todavía se siguen en muchos SGBD de red comerciales, son los siguientes:

- CALC — Los registros del tipo de registros se dispersan según un campo especificado del tipo que se define como CALC KEY (clave de cálculo). Un registro se obtiene directamente por el valor de su CALC KEY.
- VIA SET — Esto hace que los registros miembro se almacenen cerca del propietario; no se dispone de acceso directo a los registros.
- DIRECT — El programa de aplicación sugiere una página física en la cual o cerca de la cual se deberá almacenar el registro. La dirección real de su ubicación (en forma de apuntador al registro) se devuelve en una clave de base de datos **(DBKEY).** El concepto de clave de base de datos fue propuesto en el informe DBTG original como un mecanismo de eficiencia, pero se eliminó de informes posteriores.

La opción directa se utiliza cuando un programa conserva un apuntador al registro y luego obtiene con él el registro directamente. El concepto de área permite al diseñador especificar que los registros de ciertos tipos se coloquen *físicamente cercanos entre sí* en el disco, tal vez en el mismo cilindro. Esto acelera considerablemente el acceso a varios de estos registros, sobre todo cuando están relacionados a través de conjuntos. La especificación de áreas es una importante decisión de diseño físico en los sistemas que manejan este concepto.

Selección de conjuntos propiedad del sistema y de ordenamiento de registros. Los conjuntos propiedad del sistema se definen para procesar todos los registros de un tipo en algún orden deseado, casi siempre para aplicaciones de generación de informes. Los registros de un conjunto propiedad del sistema pueden ordenarse según los valores de un campo especificado en la cláusula ORDER. Es recomendable especificar conjuntos propiedad del sistema si se piensa usar los registros de un tipo como "puntos de entrada" para después localizar los registros relacionados con ellos a través de otros conjuntos. Por ejemplo, si a menudo preparamos informes que imprimen información sobre los departamentos y presentan información de los empleados y proyectos de esos departamentos, podemos usar un conjunto propiedad del sistema para tener acceso a los registros DEPARTAMENTO de la figura 10.9. Después podemos obtener los registros EMPLEADO y PROYECTO relacionados a través de los conjuntos PERTENECE_A, DIRIGE y CONTROLA. Si por lo regular tenemos acceso a los departamentos en orden por número de departamento, podemos ordenar el conjunto propiedad del sistema según el campo NÚMD.

14.3.4 *Pautas de diseño físico de bases de datos para sistemas jerárquicos*

Las principales decisiones en torno al diseño físico de bases de datos en los sistemas jerárquicos están íntimamente relacionadas con el diseño lógico debido a las múltiples opciones con que contamos para especificar jerarquías en el mismo esquema conceptual. Sin

embargo, existen varias opciones adicionales, como la elección de campos de dispersión o indización para el tipo de registros raíz o la elección de indización «secundaria» para los tipos de registros no raíz y la implementación de los vínculos padre-hijo virtuales. El acceso a los datos de una base de datos jerárquica está restringido por la estructura jerárquica y casi siempre se efectúa localizando primero el registro raíz. Dentro de un árbol de ocurrencia, la búsqueda se realiza ya sea secuencialmente por los registros del árbol o siguiendo ciertos esquemas de apuntadores. Los registros raíz pueden tener acceso indizado o disperso según ciertos campos para localizar con eficiencia el árbol de ocurrencia requerido. Nos enfrentamos a las siguientes decisiones que afectan el rendimiento de la base de datos:

1. Elección de tipos de registros raíz de las jerarquías: Los tipos de registros raíz son puntos de entrada a la base de datos, porque es posible tener acceso a todos los registros descendientes desde la raíz. Por añadidura, es fácil especificar caminos de acceso, como la dispersión y los índices, con base en la raíz. Los tipos de registros que se usan con frecuencia para iniciar una obtención son buenos candidatos para ser raíces de jerarquías.
2. Opciones de implementación de vínculos padre-hijo (VPH): La implementación más común de un VPH es como archivo jerárquico, que utiliza contigüidad física y almacena los registros como secuencia jerárquica (recorrido en preorden), como se vio en el capítulo 11. Sin embargo, es posible añadir apuntadores para facilitar la localización de registros descendientes de un cierto tipo (llamados *índices secundarios* en IMS). De manera similar, también es posible añadir apuntadores para facilitar la localización de un registro antecesor (llamados *apuntadores a padres físicos* en IMS).
3. Elección de registros apuntadores: La opción del tipo de registros apuntador minimiza la redundancia a expensas de tener que definir un vínculo padre-hijo virtual (VPHV). Es importante la decisión de diseño de elegir entre esta opción y la repetición de registros en una jerarquía. La primera opción minimiza la redundancia, pero la segunda ofrece una obtención más eficiente a expensas de complicar enormemente el proceso de actualización.
4. Diferentes opciones para la implementación de vínculos padre-hijo virtuales: La mayoría de los VPHV se implementan mediante apuntadores en los registros hijo, lo que facilita la localización del registro padre desde el registro hijo. Esto es similar al apuntador al propietario en el modelo de red. Si se desea proveer acceso desde un padre virtual a su primer hijo virtual, puede usarse un apuntador (llamado *apuntador a hijo virtual* en IMS). El hijo, a su vez, apunta al siguiente registro hijo virtual que tiene el mismo padre virtual (usando un *apuntador a gemelo lógico).* Esto es similar a los apuntadores al siguiente de un tipo de conjuntos en las bases de datos de red.
5. Registros ficticios de padre virtual. Como los VPHV no tienen nombres, es recomendable hacer que un registro sea padre virtual en *cuando más un* VPHV. Si el diseño lógico elegido tiene un tipo de registros que es un padre virtual en varios VPHV, se puede crear un tipo de registros ficticio que sea el hijo real de ese tipo de registros para cada VPHV adicional. Así, cada registro ficticio será padre virtual en *un solo* VPHV.

Las bases de datos jerárquicas también permiten dividir una jerarquía en grupos de tipos de registros por razones de eficiencia. Esto es similar al concepto de área de los SGBD de red tipo DBTG. Un grupo, denominado grupo de conjunto de datos en IMS, contiene un subárbol del esquema jerárquico y se hace corresponder con un área de almacenamiento físico contiguo. Esto mejora el acceso a los registros dentro del subárbol almacenándolos muy cercanos entre sí. Se puede proveer acceso directo a una raíz de un grupo así mediante un índice secundario.

14*4 Herramientas automatizadas de diseño*

Los diseñadores expertos todavía efectúan manualmente la mayor parte de las tareas implicadas en el diseño de bases de datos, aprovechando su experiencia y conocimientos en este proceso. Sin embargo, es difícil realizar a mano muchos aspectos del diseño de bases de datos, además de que éstos son susceptibles de automatización. Por ejemplo, es relativamente fácil automatizar una buena parte de la fase de transformación de modelos de datos. La detección de conflictos entre los esquemas antes de integrarlos puede dificultarse bastante si se hace a mano. De manera similar, la evaluación cuantitativa de diferentes alternativas para el diseño físico de la base de datos puede requerir mucho tiempo. Existen varias herramientas de diseño que ayudan con aspectos especiales del diseño de bases de datos, como los aspectos conceptuales, de transformación y físicos, así como con la recolección y análisis de requerimientos. No estudiaremos aquilas herramientas para el diseño de bases de datos; nos limitaremos a mencionar las siguientes características que debe poseer toda buena herramienta de diseño:

- Una interfaz fácil de usar: Esto es crucial porque permite a los diseñadores concentrarse en su tarea y no en entender la herramienta. Las interfaces gráficas y de lenguaje natural son las más difundidas. Las diferentes interfaces pueden adaptarse a los usuarios finales o a los diseñadores de bases de datos expertos.
- Componentes analíticos: Casi todas las herramientas cuentan con componentes analíticos para tareas que es difícil realizar manualmente, como evaluar alternativas de diseño físico o detectar restricciones contradictorias entre las vistas.
- Componentes heurísticos: Aspectos del diseño que no se pueden cuantificar con precisión pueden automatizarse adoptando reglas heurísticas en la herramienta de diseño. Estas reglas sirven para evaluar de manera heurística las alternativas de diseño.
- Análisis de ventajas y desventajas: Una herramienta debe presentar al diseñador un análisis comparativo adecuado siempre que ofrezca múltiples alternativas para elegir.
- Exhibición de resultados del diseño: Los resultados del diseño, como son los esquemas, a menudo se exhiben en forma diagramática. Otros tipos de resultados pueden mostrarse como tablas, listas o informes de fácil interpretación.
- Verificación del diseño: Esta es una característica altamente deseable. Su propósito es verificar que el diseño resultante satisfaga los requerimientos iniciales.

Hoy día crece la convicción de que las herramientas de diseño son valiosas, y se están haciendo indispensables para resolver los problemas que se encaran al diseñar bases de datos grandes. El proceso de diseño ya no es concebible sin el apoyo de herramientas adecuadas para crear bases de datos de gran tamaño que abarquen a la organización en su conjunto. También está aumentando la convicción de que el diseño de esquemas y el de aplicaciones deben ir de la mano. Las herramientas CASE (ingeniería de software asistida por computador) que están apareciendo van dirigidas a ambas áreas. Algunas herramientas usan tecnología de sistemas expertos para guiar el proceso de diseño mediante la inclusión de conocimientos expertos en forma de reglas. Esta tecnología también es de utilidad en la fase de recolección y análisis de requerimientos, que suele ser un proceso laborioso y frustrante. La tendencia es hacia la utilización de diccionarios de datos y de herramientas de diseño para lograr mejores diseños de bases de datos complejas.

14.5 Resumen

En este capítulo examinamos las diferentes fases que han de cubrirse durante el diseño de bases de datos. También vimos el lugar que ocupan las bases de datos dentro de un sistema de información para la gestión de los recursos de información de una organización. El proceso de diseño de bases de datos abarca seis fases, pero las tres que suelen incluirse como la parte central del mismo son el diseño conceptual, el diseño lógico (transformación de modelos de datos) y el diseño físico. También analizamos la fase inicial de recolección y análisis de requerimientos, que muchas veces se considera una *fase de prediseño.* Además, en algún momento durante el diseño, es preciso elegir un paquete de SGBD específico. Estudiamos algunos de los criterios de la organización que influyen sobre la elección de un SGBD.

Destacamos la importancia de diseñar tanto el esquema como las aplicaciones (o transacciones). Examinamos varios enfoques del diseño de esquemas conceptuales y la diferencia entre el diseño de esquemas centralizado y el enfoque de integración de vistas. En la sección 14.3 analizamos los factores que afectan las decisiones del diseño físico de bases de datos y proporcionamos pautas para elegir entre las diversas alternativas de diseño físico para los SGBD relaciónales, de red y jerárquicos. Por último, analizamos brevemente el empleo de herramientas de diseño automatizadas.

Preguntas de repaso

14.1. ¿Cuáles son las seis fases del diseño de bases de datos/ Analice cada una de ellas.

14.2. ¿Cuáles de las seis fases se consideran las actividades principales del proceso de diseño de bases de datos propiamente dicho? ¿Por qué?

14.3. ¿Por qué es importante diseñar los esquemas y las aplicaciones en paralelo?

14.4. ¿Por qué es importante usar un modelo de datos independiente de la implementación durante el diseño de esquemas conceptuales?

14.5. Explique las características que debe poseer un modelo de datos para el diseño de esquemas conceptuales.

14.6. Compare y contraste los dos principales enfoques del diseño de esquemas conceptuales.

14.7. Analice las estrategias para diseñar un solo esquema conceptual a partir de sus requerimientos.

14.8. ¿Cuáles son los pasos del enfoque de integración de vistas para diseñar esquemas conceptuales? ¿Cómo funcionaría una herramienta de integración de vistas? Diseñe una arquitectura modular simple para una herramienta de este tipo.

14.9. ¿Cuáles son las diferentes estrategias para la integración de vistas?

14.10. Explique qué factores influyen sobre la elección de un paquete de SGBD para el sistema de información de una organización.

14.11. ¿Qué es la transformación de modelos de datos independiente del sistema?

14.12. ¿Cuáles son los factores importantes que influyen sobre el diseño físico de bases de datos?

14.13. Analice las decisiones que hay que tomar durante el diseño físico de una base de datos.

14.14. Explique qué son los ciclos de vida macro y micro de un sistema de información.

14.15. Analice las pautas para el diseño físico de bases de datos en los SGBD relaciónales.

14.16. Analice las pautas para el diseño físico de bases de datos en los SGBD de red.

14.17. Analice las pautas para el diseño físico de bases de datos en los SGBD jerárquicos.

Bibliografía selecta

Se ha escrito muchísimo sobre el diseño de bases de datos. En primer término mencionaremos los libros que tratan el diseño de bases de datos. Wiederhold (1986) es un texto muy completo que cubre todas las fases del diseño de bases de datos, haciendo hincapié en el diseño físico. El proyecto DATAID de Italia, un proyecto muy amplio que aborda muchos aspectos del diseño de bases de datos, ha publicado dos libros (Ceri 1983; Albano *et al* 1985). Batini et *al* (1992), Teorey (1990) y McFadden y Hoffer (1988) destacan el diseño conceptual y lógico de bases de datos. Brodie *et al* (1984) contiene varios capítulos sobre modelado conceptual, especificación y análisis de restricciones, y diseño de transacciones. Teorey y Fry (1982) presenta una metodología para el diseño de caminos de acceso en el nivel lógico. Yao (1985) es una colección de obras que abarcan desde las técnicas de especificación de requerimientos hasta la reestructuración de esquemas. El libro de Atre (1980) analiza la administración de bases de datos y los diccionarios de datos.

A continuación citamos referencias a artículos selectos que analizan los temas estudiados en este capítulo. Navathe y Kerschberg (1986) examinan todas las fases del diseño de bases de datos y destacan el papel de los diccionarios de datos. Goldfine y Konig (1988) y ANSI (1989) analizan el papel que tienen los diccionarios de datos en el diseño de bases de datos. Eick y Lockemann (1985) propone un modelo para la recolección de requerimientos. Rozen y Shasha (1991), Schkolnick (1978) y Carlis y March (1984) presentan modelos para el problema deí diseño físico de bases de datos. March y Severance (1977) analiza la segmentación de registros. En Gane y Sarson (1979) y De Marco (1979) se estudian estrategias de diseño estructurado de aplicaciones. Whang *et al* (1982) presenta una metodología para el diseño físico de SGBD de red.

Navathe y Gudgil (1982) definieron estrategias para la integración de vistas. Estas metodologías se comparan en Batini *et al* (1986). Trabajos detallados sobre la integración n-aria de vistas pueden encontrarse en Navathe *et al* (1989), Elmasri *et al* (1986) y Larson et *al* (1989). En Sheth et *al* (1988) se describe una herramienta de integración basada en Elmasri et *al* (1986). (1988). Otro sistema de integración de vistas se analiza en Hayne y Ram (1990). Casanova *et al* (1991) describe una herramienta para el diseño modular de bases de datos. Motro (1987) examina la integración respecto a bases de datos ya existentes. La estrategia de integración de vistas binaria balanceada se analiza en Teorey y Fry (1982). Un enfoque formal para la integración de vistas, que utiliza dependencias de inclusión, se da en Casanova y Vidal (1982). Otros aspectos de la integración se estudian en Elmasri y Wiederhold (1979), Elmasri y Navathe (1984), Mannino y Effelsberg (1984) y Navathe *et al* (1984a).

Todos los aspectos de la administración de bases de datos se examinan en Weldon (1981). En Curtice (1981) y Allen *et al* (1982) se ofrecen panoramas sobre los diccionarios de datos. Algunas herramientas comerciales muy conocidas para diseñar bases de datos son ERMA, desarrollado por Arthur D. Little, Inc., en Cambridge, Massachusetts; la familia A D W de herramientas CASE, creadas por Knowledgeware en Atlanta, Georgia; MASTJER de Infodyne, Inc.; y DDEW de CCA (Computer Corporation of America). Las herramientas de diseño automatizado se analizan en Bubenko *et al* (1971), Albano et *al* (1985), Navathe (1985), y en el capítulo 15 de Batini et *al* (1992).

El diseño de transacciones es un tema que no se ha investigado de manera tan exhaustiva. Mylopoulos *et al* (1980) propuso el lenguaje TAXIS, y Albano *et al* (1987) crearon el sistema GALILEO, ambos sistemas muy completos para especificar transacciones. El lenguaje GORDAS para el modelo ECR (Elmasri et *al* 1985) contiene un recurso para especificar transacciones. Navathe y Balaraman (1991) y Ngu (1991) estudian el modelado de transacciones en general para los modelos de datos semánticos.

CAPÍTULO 15

El catálogo del sistema

El catálogo del sistema constituye el núcleo de todo SGBD de aplicación general. Es una "minibase de datos" por sí misma, cuya función es almacenar los esquemas, o *descripciones,* de las bases de datos que el SGBD mantiene. Cada una de las bases de datos se describe por los datos almacenados en el catálogo, los cuales a menudo se denominan metadatos. El catálogo contiene una descripción del esquema conceptual de la base de datos, del esquema interno, de cualesquier esquemas externos y de las correspondencias entre los esquemas en los diferentes niveles. Además, contiene información que utilizan módulos específicos del SGBD; por ejemplo, el módulo de optimización de consultas o el módulo de seguridad y autorización.

Con el término diccionario de datos suele designarse una utilería de software más general que un catálogo. Un catálogo está acoplado íntimamente al software del SGBD; proporciona la información que contiene a los usuarios y al DBA, pero lo utilizan *principalmente* los diversos módulos de software del SGBD mismo, como son los compiladores de DDL y DML, el optimizador de consultas, el procesador de transacciones, los generadores de informes y el módulo encargado de hacer que se cumplan las restricciones. Por otro lado, un paquete de software *autónomo* de diccionario de datos puede interactuar con los módulos del SGBD, pero lo utilizan *principalmente* los diseñadores, usuarios y administradores de un sistema para la gestión de los recursos de información. Los sistemas de diccionario de datos también sirven para mantener información relativa al hardware y software, la documentación y los usuarios del sistema, así como otra información pertinente para la administración del sistema. Si *sólo* los diseñadores, usuarios y administradores usan un diccionario de datos, y no el software del SGBD, se llama diccionario de datos pasivo; en caso contrario se denomina diccionario de datos activo o directorio de datos. La figura 15.1 ilustra los tipos de interfaces de los diccionarios de datos activos.

Estos diccionarios también se usan para documentar el proceso mismo de diseño de bases de datos, pues almacenan información sobre los resultados de todas las fases de diseño y sobre las decisiones de diseño. Esto ayuda a automatizar el proceso de diseño poniendo las decisiones y las modificaciones a disposición de todos los diseñadores. Para modificar

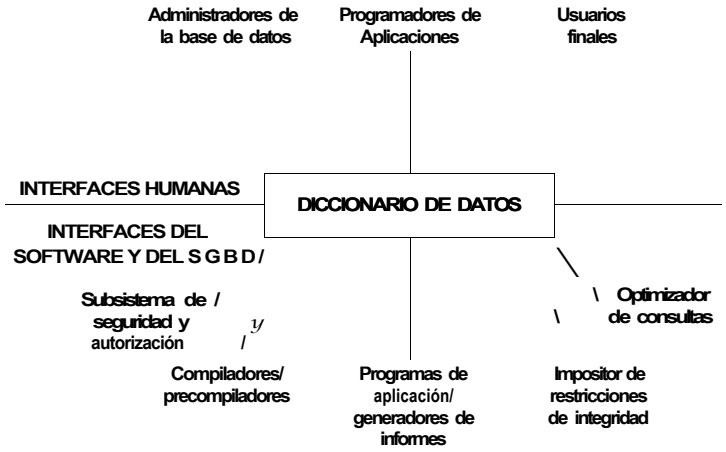


Figura 15.1 Interfaces humanas y de software con un diccionario de datos.

la descripción de la base de datos se cambia el contenido del diccionario de datos. Si se usa el diccionario de datos durante la fase de diseño, al terminar ésta los metadatos ya estarán en el diccionario.

En este capítulo nos concentraremos en estudiar del catálogo del sistema, y no los sistemas de diccionario de datos generales. En la sección 15.1 veremos los catálogos para los SGBD relaciónales; luego, en la sección 15.2, hablaremos de los catálogos de red. En la sección 15.3 examinaremos cómo diversos módulos de un SGBD usan el catálogo, y describiremos otros tipos de información que puede estar almacenada en un catálogo. Como por sí mismo el catálogo es una minibase de datos, podemos describir su estructura haciendo referencia a un esquema en algún modelo de datos. Daremos una descripción de esquema conceptual para cada catálogo en el modelo EER (véase el Cap. 21) a fin de aclarar la estructura conceptual de los catálogos.

15.1 Catálogos para SGBD relaciónales

La información almacenada en el catálogo de un SGBD relacional incluye descripciones de los nombres de las relaciones, nombres de los atributos, dominios (tipos de datos) de los atributos, claves primarias, atributos de clave secundaria, claves externas y otros tipos de restricciones, así como descripciones de nivel externo de las vistas y descripciones de nivel interno de las estructuras de almacenamiento e índices. También contiene información de seguridad y autorización, que especifica los permisos que tienen los usuarios para tener acceso a las relaciones y vistas de la base de datos, y quiénes son los creadores o propietarios de cada relación (véase el Cap. 20).

En los sistemas relaciónales se acostumbra almacenar el catálogo mismo como relaciones y usar el software del SGBD para consultar, actualizar y mantener el catálogo. Esto permite a las rutinas del SGBD (y a los usuarios) tener acceso a la información almacenada en el catálogo siempre que cuenten con la autorización necesaria, empleando el lenguaje de consulta del SGBD.

CATÁLOGO_DE_REL_Y_ATR

NOMBRE.REL	NOMBRE_ATR	TIPO.ATR	MIEMBRO_CLP	MIEMBRO_CLE	RELACIÓN.CLE
EMPLEADO	NOMBREP	VSTR15	no	no	
EMPLEADO	INIC	CHAR	no	no	
EMPLEADO	APELLIDO	VSTR15	no	no	
EMPLEADO	NSS	STR9	sí	no	
EMPLEADO	FECHAN	STR9	no	no	
EMPLEADO	DIRECCIÓN	VSTR30	no	no	
EMPLEADO	SEXO	CHAR	no	no	
EMPLEADO	SALARIO	INTEGER	no	no	
EMPLEADO	NSSSUPER	STR9	no	sí	EMPLEADO
EMPLEADO	NÚMD	INTEGER	no	sí	DEPARTAMENTO
DEPARTAMENTO	NOMBRED	VSTR10	no	no	
DEPARTAMENTO	NÚMEROD	INTEGER	sí	no	
DEPARTAMENTO	NSSGTE	STR9	no	sí	EMPLEADO
DEPARTAMENTO	FECHAINICGTE	STR10	no	no	
LUGARES DEPTOS	NÚMEROD	INTEGER	sí	sí	DEPARTAMENTO
LUGARES DEPTOS	LUGARD	VSTR15	sí	no	
PROYECTO	NOMBREPR	VSTR10	no	no	
PROYECTO	NÚMEROP	INTEGER	sí	no	
PROYECTO	LUGARP	VSTR15	no	no	
PROYECTO	NÚMD	INTEGER	no	sí	DEPARTAMENTO
TRABAJA EN	NSSE	STR9	sí	sí	EMPLEADO
TRABAJA EN	NÚMP	INTEGER	sí	sí	PROYECTO
TRABAJA EN	HORAS	REAL	no	no	
DEPENDIENTE	NSSE	STR9	sí	sí	EMPLEADO
DEPENDIENTE	NOMBRE_DEPENDIENTE	VSTR15	sí	no	
DEPENDIENTE	SEXO	CHAR	no	no	
DEPENDIENTE	FECHAN	STR9	no	no	
DEPENDIENTE	PARENTESCO	VSTR8	no	no	

Figura 15.2 Catálogo básico para el esquema relacional de la figura **6.5.**

En la figura 15.2 se muestra una posible estructura de catálogo para almacenar información de las relaciones base, que incluye nombres de las relaciones, nombres de los atributos, tipos de los atributos e información relativa a las claves primarias. Esa figura también muestra cómo podrían incluirse las restricciones de clave externa. En la figura 6.5 vemos la *descripción* del esquema de base de datos relacional en forma de tupias (contenido) del archivo de catálogo que se muestra en la figura 15.2, al cual llamamos CATÁLOGO_DE_REL_Y_ATR. La clave primaria de CATÁLOGO_DE_REL_Y_ATR es la combinación de atributos {NOMBRE_REL, NOMBRE_ATR}, porque todos los nombres de relación deben ser únicos y todos los nombres de atributo dentro de un esquema de relación particular también deben ser únicos. Otro archivo de catálogo puede almacenar información sobre cada relación, como el tamaño y el número de las tupias, el número de índices y el nombre del creador.

Si queremos incluir información sobre los atributos de clave secundaria de una relación, basta con extender el catálogo anterior si suponemos que un atributo puede ser *miembro de sólo una clave*. En este caso podemos reemplazar el atributo MIEMBRO_CLP de CATÁLOGO_DE_REL_Y_ATR por un atributo NÚMEROJXAVE; el valor de este atributo es 0 si el atributo no es miembro de ninguna clave, 1 si es miembro de la clave primaria, e *i* > 1 si es miembro de la i-ésima clave secundaria, donde las claves secundarias de una relación están numeradas 2, 3 , n . Sin embargo, si un atributo puede ser miembro de *más de una clave*> lo cual es el caso general, la representación anterior no basta. Una posibilidad es almacenar información sobre los atributos de clave por separado en una segunda relación de catálogo CLAVES_RELACIÓN con los atributos {NOMBRE_REL, NÚMERO_CLAVE, ATR_MIEMBRO> que, juntos, constituyen la clave de CLAVES_RELACIÓN. Esto se muestra en la figura 15.3(a). El

(a) **CLAVES_RELACIÓN**

NOMBRE_REL NÚMERO_CLAVE | ATRJ/IEMBRO

(b) **ÍNDICES_RELACIÓN**

NOMBRE_REL	NOMBREjNDICE	ATR_MIEMBRO	TIPOJ'NDICE	NÚM_ATR	ASC_DESC

(c) **CONSULTAS_VISTA**

NOMBRE_VISTA CONSULTA

ATRIBUTOS_VISTA

NOMBRE_VISTA [NOMBRE ATR NUM_ATR

Figura 15.3 Otras posibles relaciones de catálogo para un sistema relacional. (a) Relación de catálogo para almacenar información general sobre claves, (b) Relación de catálogo para almacenar información sobre índices, (c) Relaciones de catálogo para almacenar información sobre vistas.

compilador de DDL asigna el valor 1 a NÚMERO_CLAVE para la clave primaria y los valores 2, 3 , n para las claves secundarias. Cada clave tendrá una tupia en CLAVES_RELACIÓN para cada atributo que sea parte de esa clave, y el valor de ATR_MIEMBR0 dará el nombre de tal atributo. Se puede usar una estructura similar para almacenar información relativa a las claves externas.

Consideremos ahora la información relativa a los índices. En el caso general, en el que un atributo puede ser miembro de más de un índice, puede usarse la relación de catálogo ÍNDICES_RELACIÓN que se muestra en la figura 15.3 (b). La clave de ÍNDICES_RELACIÓN es la combinación {NOMBREJNDICE, ATR_MIEMBR0} (suponiendo que los nombres de los índices son únicos). ATR_MIEMBR0 es el nombre de un atributo incluido en el índice. Por ejemplo, si especificamos tres índices para la relación TRABAJA_EN de la figura 6.5 — un índice de agrupamiento según NSSE, un índice secundario según NÚMP y otro índice secundario según la combinación {NSSE, NÚMP}—, los atributos NSSE y NÚMP son miembros de dos índices cada uno. Los campos NÚM_ATR y ASC_DESC de ÍNDICES_RELACIÓN especifican el orden de cada atributo en el índice y especifican si el atributo se ordena en forma ascendente o descendente dentro del índice.

También hay que almacenar las definiciones de vistas en el catálogo. Una vista se especifica con una consulta, posiblemente cambiando el nombre de los valores que aparecen en el resultado de la consulta (véase el Cap. 7). Con las dos relaciones de catálogo que se muestran en la figura 15.3 (c) podemos almacenar definiciones de vistas. La primera, CONSULTAS_VISTA, tiene dos atributos, {NOMBRE_VISTA, CONSULTA}, y almacena la consulta (la cadena de texto completa) que corresponde a la vista. La segunda, ATRIBUT0S_VISTA, tiene los atributos {NOMBRE_VISTA, NOMBRE_ATR, NÚM_ATR} para almacenar los nombres de los atributos de la vista, donde NÚM_ATR es un número entero mayor que cero que especifica la correspondencia entre cada atributo de la vista y los atributos del resultado de la consulta. La clave de CONSULTAS_VISTA es NOMBRE_VISTA, y la de ATRIBUTOS_VISTA es la combinación {NOMBRE_VISTA, NOMBRE_ATR}.

Los ejemplos anteriores ilustran los tipos de información que se almacenan en el catálogo, el cual por lo regular contiene muchos más archivos e información. En su mayoría, los sistemas relaciónales almacenan sus archivos de catálogo como relaciones del SGBD; sin embargo, como los módulos del SGBD tienen acceso muy a menudo al catálogo, es importante implementar este acceso de la manera más eficiente posible. Quizá sea más eficiente implementar el catálogo mediante un conjunto especializado de estructuras de datos y rutinas de acceso, sacrificando así la generalidad por la eficiencia.

Por último, daremos un vistazo a la información básica almacenada en un catálogo relacional desde el punto de vista conceptual. La figura 15.4 muestra un diagrama de esquema EER de alto nivel (véanse los Caps. 3 y 21) que describe parte de un catálogo relacional. Ahí el tipo de entidades RELACIÓN almacena los nombres de las relaciones que aparecen en un esquema relacional. Se crean dos subclases disjuntas, RELACIÓN_BASE y RELACIÓN_VISTA, para RELACIÓN. El tipo de entidades ATRIBUTO es un tipo de entidades débil de RELACIÓN, y su clave parcial es NombreAtr. Las RELACIÓN_BASE también tienen restricciones de clave general y de clave externa, además de índices, mientras que las RELACIÓN_VISTA tienen su consulta definidora (así como el NúmAtr) para especificar la correspondencia entre los atributos de la vista y los atributos de la consulta. Observe que una restricción adicional, no especificada en la figura 15.4, es que todos los atributos relacionados con una entidad CLAVE o ÍNDICE —a través de los vínculos ATRS_CLAVE o ATRSJNDICE— deben estar relacionados con la misma entidad RELACIÓN_BASE con la que está relacionada la entidad CLAVE o ÍNDICE.

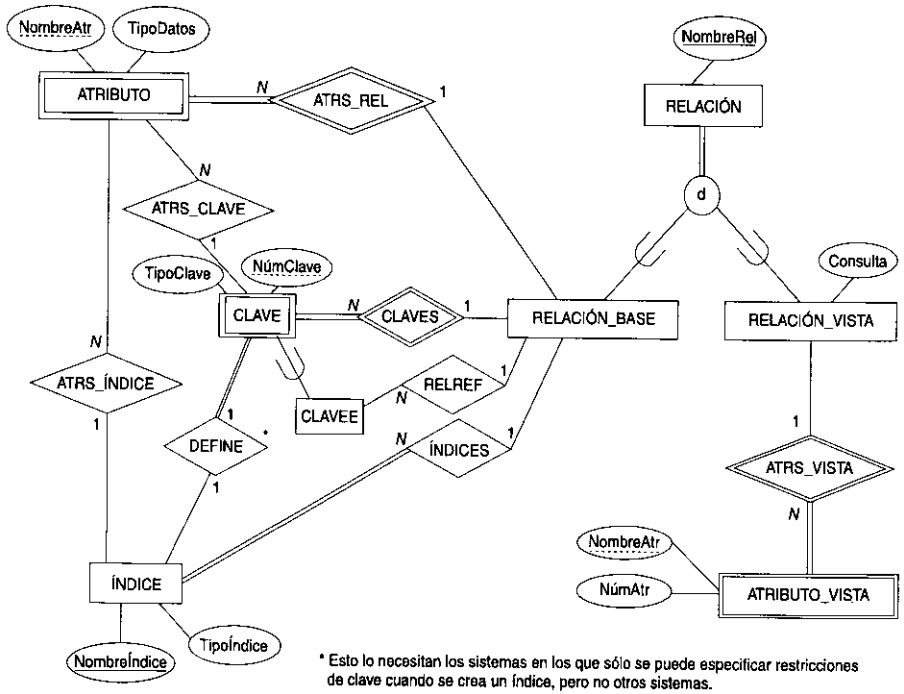


Figura 15.4 Ejemplo de diagrama ER extendido para una parte de un catálogo relacional.

TipoClave especifica si la clave es externa, primaria o secundaria. CLAVEE es una subclase para las claves externas y se relaciona con la relación referida a través de RELREF.

Analizaremos en la sección 15.3 la demás información que se debe almacenar en un catálogo, y trataremos la seguridad y la autorización en el capítulo 20.

15.2 Catálogos para SGBD de red

La información básica que debe almacenarse en el catálogo de un SGBD de red es una descripción de los tipos de registros y de conjuntos. La información sobre la implementación de cada tipo de conjuntos y otras elecciones de almacenamiento físico también debe incluirse en el catálogo, junto con la información de seguridad y autorización y la relativa a los subesquemas externos. La figura 15.5 muestra un posible catálogo de red para describir los tipos de

CATÁLOGOS_TIPOS_REG

NOMBRE_TIPO_REG	NOMBRE CAMPO	TIPO_CAMPO
EMPLEADO	NOMBREP	VSTR15
EMPLEADO	INIC	CHAR
EMPLEADO	APELLIDO	VSTR15
EMPLEADO	NSS	STR9
EMPLEADO	FECHAN	STR9
EMPLEADO	DIRECCIÓN	VSTR30
EMPLEADO	SEXO	CHAR
EMPLEADO	SALARIO	INTEGER
EMPLEADO	NOMBREDEPTO	VSTR10
DEPARTAMENTO	NOMBRE	VSTR10
DEPARTAMENTO	NÚMERO	INTEGER
DEPARTAMENTO	LUGARES	VSTR15
DEPARTAMENTO	INICGTE	STR10
PROYECTO	NOMBRE	VSTR10
PROYECTO	NÚMERO	INTEGER
PROYECTO	LUGAR	VSTR15
TRABAJA_EN	NSSE	STR9
TRABAJA_EN	NÚMEROP	INTEGER
TRABAJA_EN	HORAS	REAL
DEPENDIENTE	NSSEMP	STR9
DEPENDIENTE	NOMBRE	VSTR15
DEPENDIENTE	SEXO	CHAR
DEPENDIENTE	FECHAN	STR9
DEPENDIENTE	PARENTESCO	STR10
SUPERVISOR	NSS_SUPERVISOR	STR9

CATÁLOGO_TIPOS_CONJ

NOMBRE_TIPO_CONJ	TIPO_REGISTRO_PROPIETARIO	TIPO_REGISTRO_MIEMBRO
TODOS_DEPTOS	SISTEMA	DEPARTAMENTO
PERTENECE_A	DEPARTAMENTO	EMPLEADO
DIRIGE	EMPLEADO	DEPARTAMENTO
CONTROLA	DEPARTAMENTO	PROYECTO
ES_SUPERVISOR	EMPLEADO	SUPERVISOR
SUPERVISADOS	SUPERVISOR	EMPLEADO
E_TRABAJAEN	EMPLEADO	TRABAJA_EN
PJ-RABAJAEN	PROYECTO	TRABAJA_EN
DEPENDIENTES_DE	EMPLEADO	DEPENDIENTE

Figura 15.5 Archivos de catálogo básicos para almacenar información sobre tipos de registros y de conjuntos.

(a) **CATÁLOGOS_TIPOS_CONJUNTOS**

NOMBRE_TIPO_CONJ	...	APUNT_SIGTE	APUNT_PROPIETARIO	APUNT_PREVIO	MIEMBROS_CONTIGUOS

CATÁLOGOS_TIPOS_CONJUNTOS

NOMBRE_TIPO_CONJ		OPCIÓN_RETENCIÓN	OPCIÓNJNSERCIÓN

(c) **CATALOGOS_TIPOS_REGISTROS**

NOMBRE_TIPO_REG	NOMBRE.CAMPO	TIPO_CAMPO	VECTOR	GRUPO_REPET

COMPONENTES_CAMPO_COMPUESTO

NOMBRE_TIPO_REG	NOMBRE_CAMPO	NOMBRE_CAMPO_COMPONENTE

RESTRICCIONES_ÚNICO_(SIN_DUPLICADOS)

NOMBRE_TIPO_REG	NÚMERO_CLAVE	NOMBRE_CAMPO

Figura 15.6 Algunas extensiones del catálogo de red básico, (a) Extensión de CATÁLOCO_ TIPOS_CONJ para incluir información sobre la implementación de conjuntos, (b) Inclusión de las opciones de tipo de conjuntos en el archivo CATÁLOtiO_TIPOS_CONJ. (c) Representación de campos repetitivos y vectoriales y de la restricción NO DUPLICATES ALLOWED.

registros y de conjuntos. El catálogo consta de dos archivos — uno para describir los tipos de registros y el otro para definir los tipos de conjuntos — y contiene la información mínima necesaria para describir un esquema de base de datos de red. El contenido de estos dos archivos corresponde al esquema de red de la figura 10.9.

Es fácil extender el CATÁLOGO_TIPOS_CONJ agregando información sobre cómo implementar cada tipo de conjuntos. Por ejemplo, podríamos añadir los campos indicadores APUNT_SIGTE, APUNT_PROPIETARIO, APUNT_PREVIO, MIEMBROS_CONTIGUOS, etc., cada uno de los cuales tendría el valor FALSO o VERDADERO. Esto se ilustra en la figura 15.6(a). Las opciones de conjunto para cada tipo de conjuntos también deben almacenarse en el catálogo, agregando los campos OPCIÓN_RETENCIÓN y OPCIÓNJNSERCIÓN (véase la Fig. 15.6(b)), donde los posibles valores de OPCIÓN_RETENCIÓN son {MANDATORY, OPTIONAL, FIXED} y los de OPCIÓN INSERCIÓN son {AUTOMATIC, MANUAL}. También debemos especificar en el catálogo cualesquier restricciones estructurales que se apliquen a los tipos de conjuntos, y el método SET SELECTION IS AUTOMATIC para los tipos de conjuntos AUTOMATIC.

Así mismo, debemos poder representar los campos compuestos de grupo, como los campos vectoriales y los grupos repetitivos. Además, hay que asentar en el catálogo las restricciones sobre los campos, como la opción NO DUPLICATES ALLOWED que se especifica para los campos clave. La figura 15.6(c) ilustra cómo podemos representar esta restricción empleando la misma técnica que nos sirvió para representar claves generales en un catálogo relacional. Esta figura también muestra cómo representar campos de grupo en el catálogo. Los campos VECTOR y GRUPO_REPET de CATÁLOGO_TIPOS_REG son campos indicadores cuyos valores son VERDADERO o FALSO. Los campos componentes de un campo de grupo (compuesto) se almacenan en el archivo COMPONENTES_CAMPO_COMPUESTO.

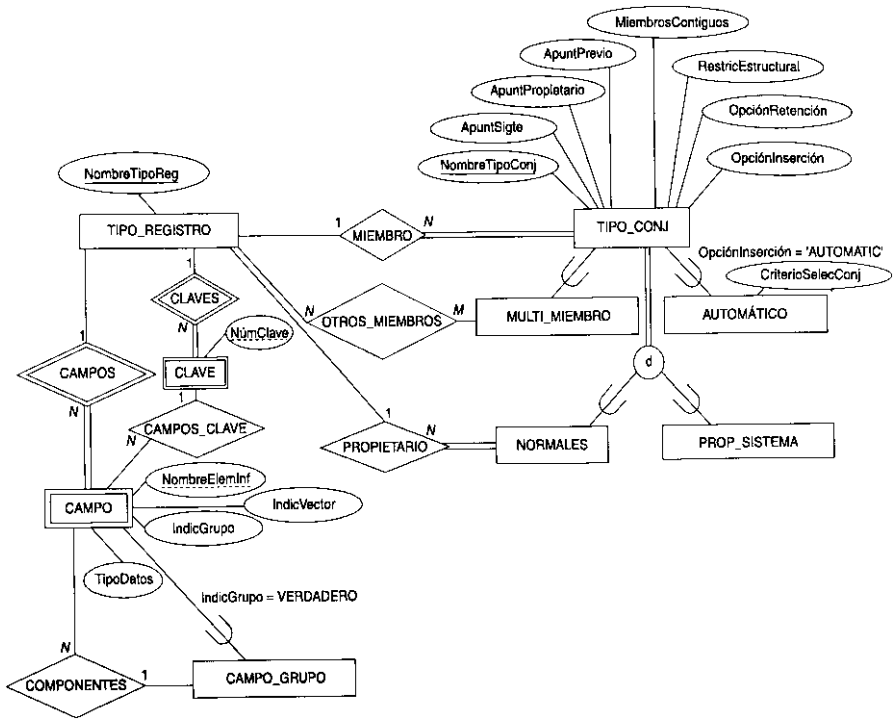


Figura 15.7 Diagrama EER para una parte de un catálogo de red.

Como hicimos con el modelo relacional, en la figura 15.7 mostramos una descripción conceptual de parte de un catálogo de sistema de red como esquema EER (véanse los Caps. 3 y 21). El conjunto de vínculo MIEMBRO relaciona una entidad TIPO_CONJ con su entidad miembro TIP0_REGISTR0. Los tipos de conjuntos MULTI_MIEMBR0 tienen tipos de registros miembro adicionales. Los tipos de conjuntos PROP_SISTEMA no tienen un tipo de registros propietario, pero otros tipos de conjuntos, que en la figura 15.7 llamamos NORMALES, están relacionados a través del conjunto de vínculo PROPIETARIO con su entidad propietaria TIPO_REGISTRO. Los tipos de conjuntos AUTOMATIC son una subclase de TIPO_CONJ con la condición de pertenencia OpciónInserción = 'AUTOMATIC', y tienen el atributo específico adicional CriterioSelecConj. Los CAMPO_GRUPO son una subclase'de CAMPO que constan de COMPONENTES.

15.3 Otra información de catálogo utilizada por módulos de software del SGBD

Los módulos del SGBD usan y leen el catálogo con mucha frecuencia; por ello es importante implementar el acceso al catálogo de la forma más eficiente posible. En esta sección estudiaremos las diferentes formas en que algunos módulos de software del SGBD usan y leen el catálogo. Dichos módulos incluyen:

1. Compiladores de **DDL** (y **SDL**): Estos módulos del **SGBD** procesan y verifican la especificación de un esquema de base de datos escrita en el lenguaje de definición de datos y almacenan esa definición en el catálogo. Las construcciones y restricciones del esquema en todos los niveles — conceptual, interno y externo — se extraen de las especificaciones de **DDL** (lenguaje de definición de datos) y de **SDL** (lenguaje de definición de almacenamiento) y se introducen en el catálogo, lo mismo que cualquier información de correspondencia entre los niveles, si es necesaria. Así pues, estos módulos de software realmente *pueblan* la minibase de datos del catálogo (o **metalase de datos)** con datos que son las descripciones de los esquemas de la base de datos.

2. Analizador sintáctico y verificador de consultas y **DML:** Estos módulos analizan sintácticamente las consultas, las instrucciones de obtención en **DML** y las instrucciones de actualización de la base de datos, y examinan el catálogo para verificar que todos los nombres de esquema a los que se hace referencia en todas estas instrucciones sean válidos. Por ejemplo, en un sistema relacional, un analizador de consultas verificaría que todos los nombres de relación especificados en la consulta existan en el catálogo y que los atributos especificados pertenezcan a las relaciones apropiadas. De manera similar, en un sistema de red, cualesquier tipos de registros o de conjuntos a los que se haga referencia en órdenes de **DML** se extraerán del catálogo, y se verificarán dichas órdenes.

3. Compilador de consultas y de **DML:** Estos compiladores convierten las consultas y órdenes **DML** de alto nivel en órdenes de bajo nivel de acceso a archivos. Durante este proceso, se tiene acceso a la correspondencia entre el esquema conceptual y las estructuras de archivos del esquema interno, la cual está almacenada en el catálogo. Por ejemplo, el catálogo debe incluir una descripción de cada archivo y de sus campos, y de las correspondencias entre los campos y los atributos del nivel conceptual.

4. Optimizador de consultas y de **DML:** El optimizador de consultas tiene acceso al catálogo para obtener información sobre caminos e implementación, a fin de determinar la mejor manera de ejecutar una consulta u orden **DML** (véase el cap. 16). Por ejemplo, el optimizador tiene acceso al catálogo para verificar cuáles campos de una relación tienen acceso por dispersión o índices, antes de decidir cómo ejecutar una condición de selección o de reunión sobre esa relación. De manera similar, una orden **DML** de procesamiento de conjuntos en una base de datos de red, como **FIND OWNER,** hace que se examine el catálogo para determinar si existe un apuntador al propietario para el tipo de registros miembro o si se debe seguir los apuntadores al siguiente hasta llegar al registro propietario.

5. Comprobación de autorización y seguridad: El **DBA** cuenta con órdenes privilegiadas para actualizar la porción de autorización y seguridad del catálogo (véase el Cap. 20). Cada vez que un usuario trata de tener acceso a una relación o tipo de registros, el **SGBD** examina el catálogo para verificar que tenga los permisos necesarios.

6. Correspondencia externa-interna de las consultas y órdenes de **DML:** Las consultas y órdenes de **DML** que se especifican haciendo referencia a una vista o esquema externo deben transformarse de modo que hagan referencia al esquema conceptual, antes de que el **SGBD** las pueda procesar. Esto se logra leyendo la descripción de la vista en el catálogo para poder efectuar la transformación.

Prácticamente todos los módulos de software del **SGBD** tienen acceso con mucha frecuencia a la información almacenada en el catálogo. La información que analizamos en las secciones 15.1 y 15.2 es apenas la información básica. Los **SGBD** más complejos necesitan almacenar información adicional en el catálogo, como el número de registros que hay en cada relación base o tipo de registros, la selectividad media de los diferentes campos de una relación base, el número de niveles que tiene un índice, y el número promedio de miembros en un ejemplar de conjunto de un tipo de conjuntos. El **SGBD** debe actualizar automáticamente esta información. Además, un sistema de catálogo/diccionario de datos expandido podría incluir información útil para los usuarios del sistema de base de datos, como son las decisiones de diseño y sus justificaciones. Es evidente que el catálogo es un componente muy importante de todo **SGBD** generalizado.

15.4 Resumen

En este capítulo estudiamos el tipo de información que se incluye en un catálogo de **SGBD.** En la sección 15.1 vimos la estructura del catálogo de un **SGBD** relacional y mostramos cómo puede almacenar las construcciones del modelo relacional, incluida información sobre restricciones de clave, índices y vistas. También presentamos una descripción conceptual — en forma de diagrama de esquema **EER**— de las construcciones del modelo relacional y las relaciones que hay entre ellas. En la sección 15.2 tratamos las construcciones de los catálogos de los sistemas de red y presentamos un diagrama conceptual **EER** para describir los conceptos del modelo de red. El modelo jerárquico se analiza en los ejercicios. En la sección 15.3 vimos cómo es que los distintos módulos del **SGBD** tienen acceso a la información almacenada en el catálogo. También mencionamos otros tipos de información almacenada en el catálogo.

Preguntas de repaso

15.1. ¿Qué significa el término *metadatos?*

15.2. ¿Cómo suelen implementarse los catálogos de **SGBD** relacionales?

15.3. Analice los tipos de información incluidos en un catálogo relacional en los niveles conceptual, interno y externo.

15.4. Analice los tipos de información incluidos en un catálogo de red en los niveles conceptual, interno y externo.

15.5. Explique la forma en que algunos de los diferentes módulos del **SGBD** tienen acceso al catálogo e indique la clase de información que utilizan.

15.6. ¿Por qué es importante que el acceso a un catálogo de **SGBD** sea eficiente?

Ejercicios

15.7. Expanda el catálogo relacional de la figura 15.3 de modo que incluya una descripción más completa de un esquema relacional, más descripciones internas de los archivos de almacenamiento y cualquier información de correspondencia que se necesite.

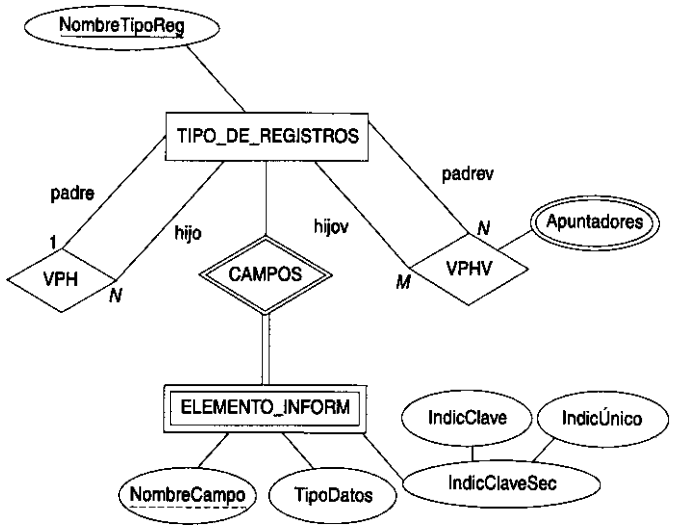


Figura 15.8 **Esquema ER para un catálogo jerárquico básico.**

15.8. Utilice los algoritmos de transformación que vimos en los capítulos 6 **y** 10 para crear un esquema relacional equivalente para las figuras 15.4 **y** 15.7. ¿Para qué pueden servir estos esquemas relaciónales?

15.9. Escriba (en español) ejemplos de consultas de los esquemas **EER** de las figuras 15.4 **y** 15.7 que obtengan del catálogo información importante sobre los esquemas de base de datos.

15.10. A partir de los esquemas relaciónales del ejercicio 15.8, escriba en algún lenguaje de consulta relacional **(SQL, QUEL,** álgebra relacional) las consultas que especificó en el ejercicio 15.9.

15.11. La figura 15.8 muestra un diagrama de esquema **ER** que representa la información básica contenida en un catálogo de un sistema de bases de datos jerárquico. Transforme este esquema a un conjunto de relaciones, **y** repita los ejercicios 15.9 **y** 15.10 con este esquema.

15.12. Suponga que tiene un **SGBD** "generalizado" que usa el modelo **EER** en el nivel de esquema conceptual **y** archivos similares a relaciones en el nivel interno. Dibuje un diagrama **EER** que represente la información fundamental de un catálogo para un sistema de bases de datos **EER** de ese tipo. Describa primero los conceptos de **EER** como un esquema **EER (!), y** luego añada información de correspondencia del esquema conceptual al esquema interno dentro del catálogo.

C A P Í T U L O 16

Procesamiento y optimización de consultas

En este capítulo examinaremos las técnicas con que los **SGBD** procesan, optimizan **y** ejecutan las consultas de alto nivel. Para expresar una consulta en un lenguaje de alto nivel como **SQL,** primero debe pasar por un examen o análisis léxico, un análisis sintáctico **y** una validación.[1]" El analizador léxico identifica los componentes del lenguaje (componentes léxicos) en el texto de la consulta, **y** el analizador sintáctico revisa la sintaxis de la consulta para determinar si está formulada de acuerdo con las reglas sintácticas (reglas gramaticales) del lenguaje de consulta. Además la consulta se debe validar, para lo cual ha de comprobarse que todos los nombres de atributos **y** de relaciones sean válidos **y** tengan sentido desde el punto de vista semántico. A continuación se crea una representación interna de la consulta, por lo regular en forma de estructura de datos de árbol o de grafo; esto se denomina árbol (o grafo) **de** consulta. En seguida, el **SGBD** debe crear una estrategia **de** ejecución para obtener el resultado de la consulta a partir de los archivos internos de la base de datos. Por lo regular, una consulta tiene muchas posibles estrategias de ejecución, **y** el proceso de elegir la más adecuada para procesar una consulta se conoce como optimización **de** consultas.

La figura 16.1 muestra los diferentes pasos para procesar una consulta de alto nivel. El módulo optimizador **de** consultas se encarga de producir un plan de ejecución, **y** el gene* rador **de** código genera el código necesario para ejecutarlo. El procesador **de** base **de da*** tos en tiempo de ejecución se encarga de ejecutar el código de la consulta, sea compilado o interpretado, para producir el resultado de la consulta. Si se presenta un error durante la ejecución, este procesador genera un mensaje de error.

En realidad, el término *optimización* no es correcto porque, en algunos casos, el plan de ejecución elegido no es la estrategia óptima (la mejor); es tan sólo una estrategia

[1] No estudiaremos aquí la fase de análisis y comprobación de la sintaxis dentro del proceso de consultas; este tema se trata en casi todos los textos sobre compiladores.

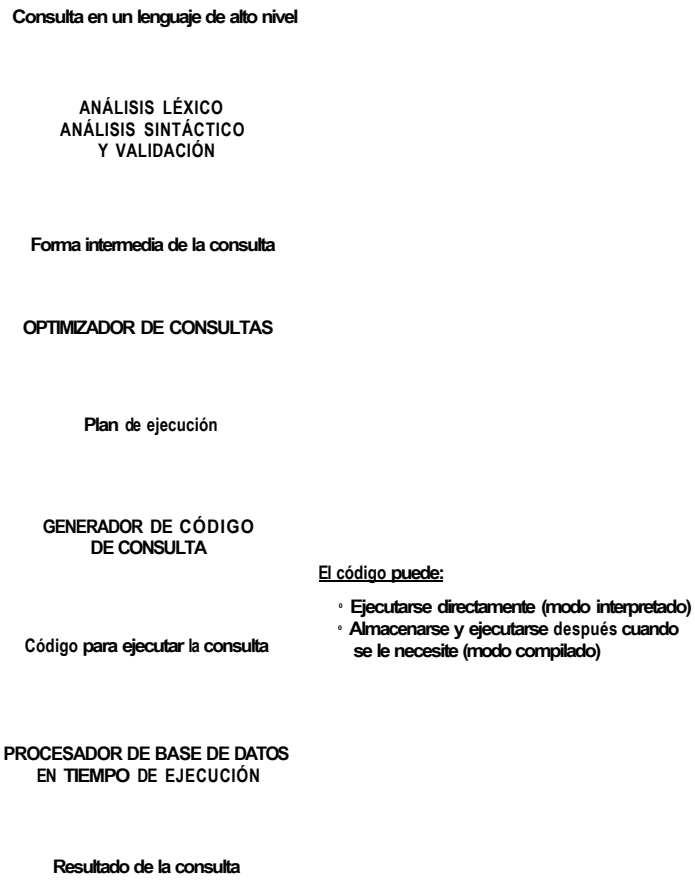


Figura **16.1** Pasos del procesamiento de una consulta de alto nivel.

razonablemente eficiente para ejecutar la consulta. En general, encontrar la estrategia óptima consume demasiado tiempo si la consulta no es muy simple, y puede requerir información sobre cómo están implementados los archivos o incluso sobre el contenido de éstos; información que tal vez no esté disponible en el catálogo del SGBD. Así pues, tal vez sea más correcto el término "planificar una estrategia de ejecución" que "optimizar una consulta" para el asunto que nos ocupará en este capítulo.

En los lenguajes de bajo nivel para navegar la base de datos, como el DML de red o el HDML jerárquico (véanse los Caps. 10 y 11), el programador debe elegir una estrategia de ejecución para su consulta en el momento de escribir un programa de base de datos. Si un SGBD sólo cuenta con un lenguaje de recorrido (de navegación), *la necesidad y las oportunidades* de optimización extensa de las consultas por parte del SGBD son *limitadas-,* más bien, al programador se le ofrece la posibilidad de elegir la estrategia de ejecución "óptima". Por

otro lado, por su naturaleza una consulta relacional de alto nivel es más declarativa: especifica cuál es el resultado que se desea obtener de la consulta, más que detallar cómo debe obtenerse. Por ello, la optimización es necesaria en las consultas relaciónales de alto nivel. Un SGBD relacional debe evaluar sistemáticamente estrategias alternativas de ejecución de una consulta y escoger la óptima.

Por lo regular, todo SGBD cuenta con varios algoritmos generales de acceso a la base de datos que implementan operaciones relaciónales como SELECCIONAR o REUNIÓN o sus combinaciones. El módulo de optimización de consultas sólo puede considerar las estrategias de ejecución que puedan poner en práctica los algoritmos de acceso del SGBD y que se apliquen al diseño particular de la base de datos. En la sección 16.1 analizaremos los algoritmos para implementar operaciones relaciónales.

Son dos las técnicas principales para optimizar consultas. La primera se basa en **reglas heurísticas** para ordenar las operaciones en una estrategia de ejecución de consulta. Por lo regular, las reglas reordenan las operaciones en un árbol de consulta (que se define en la sección 16.2.1) o determinan un orden para ejecutar las operaciones con base en un grafo de consulta (que se define en la sección 16.2.2). La segunda técnica implica **estimar sistemáticamente el** costo de diferentes estrategias de ejecución y elegir el plan con el más bajo costo estimado. Las dos estrategias suelen combinarse en el optimizador de consultas. Hablaremos de la optimización heurística en la sección 16.2 y de la estimación de costos en la sección 16.3.

16.1 Algoritmos básicos para ejecutar operaciones de consulta

Un SGBD relacional, o un SGBD no relacional con una interfaz de lenguaje de consulta relacional de alto nivel, debe contar con **algoritmos** para implementar los tipos de operaciones relaciónales que pueden aparecer en una estrategia de ejecución de consulta. Estas incluyen las operaciones básicas del álgebra relacional que vimos en el capítulo 6 y, en muchos casos, combinaciones de ellas. El SGBD debe contar además con algoritmos para procesar operaciones especiales, como las funciones agregadas y la agrupación. Para cada una de estas operaciones o combinación de operaciones, se dispone de uno o más algoritmos para ejecutarla. Un algoritmo puede aplicarse a estructuras de almacenamiento y caminos de acceso específicos; en tal caso, sólo podrá usarse si los archivos que intervienen en la operación incluyen estos caminos de acceso (véanse los Caps. 4 y 5). En esta sección examinaremos algoritmos representativos con los que se implementan SELECCIONAR, REUNIÓN y otras operaciones relaciónales.

16.1.1 Implementación de la operación SELECCIONAR

Hay muchas opciones para ejecutar una operación SELECCIONAR; algunas dependen de que el archivo tenga caminos de acceso específicos y posiblemente sólo se apliquen a ciertos tipos de condiciones de selección. Aquí examinaremos algunos de los algoritmos para implementar SELECCIONAR. Para ilustrar nuestro análisis usaremos las siguientes operaciones', especificadas sobre la base de datos relacional de la figura 6.5:

(OP1): σ^^EMPLEADO)
(OP2): $c_{NÚMEROD>5}$(DEPARTAMENTO)
(OP3): 0_{ND5}(EMPLEADO)
(OP4). σ" $_{ND=5ANDSALAR|O>30000ANDSEXO=F}$(EMPLEADO)
(OP5): ^NSSE=123456789 AND NÚMP.1,(TRABAJA_EN)

Métodos de búsqueda para seleccionar

Hay varios algoritmos de búsqueda para seleccionar registros de un archivo, a los cuales se les conoce también como examinadores de archivos porque examinan los registros de un archivo para encontrar y leer registros que satisfacen una condición de selección. Si el algoritmo de búsqueda implica el empleo de un índice, la búsqueda en el índice se denomina examinador de índice. Los siguientes métodos de búsqueda (SI a S6) son ejemplos de los algoritmos de búsqueda con que se puede implantar una operación de selección:

51. Búsqueda lineal (fuerza bruta): Leer ***todos los registros*** del archivo, y probar si los valores de sus atributos satisfacen la condición de selección.

52. Búsqueda binaria: Si la condición de selección implica una comparación de igualdad sobre un atributo clave según el cual está ordenado el archivo, se puede usar la búsqueda binaria (más eficiente que la lineal). Un ejemplo es OP1 si NSS es el atributo de ordenamiento del archivo EMPLEADO.

53. Empleo de un índice primario o una clave de dispersión para obtener un solo registro: Si la condición de selección implica una comparación de igualdad sobre un atributo clave que tiene un índice primario (o es una clave de dispersión) —por ejemplo, NSS = 123456789 en OP1—, se usa el índice primario (o la clave de dispersión) para obtener el registro.

54. Empleo de un índice primario para leer múltiples registros: Si la condición de comparación es >, >, < o < sobre un campo clave que tiene un índice primario —por ejemplo, NÚMEROD > 5 en OP2—, se usa el índice para encontrar el registro que satisfaga la condición de igualdad correspondiente (NÚMEROD = 5), y luego se leen todos los registros subsecuentes del archivo (ordenado). Si la condición es NÚMEROD < 5, se leen todos los registros precedentes.

55. Empleo de un índice de agrupamiento para leer múltiples registros: Si la condición de selección implica una comparación de igualdad sobre un atributo no clave que tiene un índice de agrupamiento —por ejemplo, ND = 5 en OP3—, se usa este índice para obtener todos los registros que satisfagan la condición de selección.

56. Empleo de un índice secundario (árbol B+): Si se trata de una comparación de igualdad, se puede usar este método de búsqueda para obtener un solo registro si el campo de indización tiene valores únicos (es una clave) o para obtener múltiples registros si el campo de indización no es una clave. Además, puede servir para obtener registros que satisfagan condiciones en las que intervengan >, >, < o <.

En la sección 16.3.3 veremos cómo se pueden crear fórmulas para estimar el costo de acceso que tienen estos métodos de búsqueda en términos del número de accesos a bloques y del tiempo de acceso implicado. El método SI se aplica a cualquier archivo, pero todos los demás métodos dependen de que exista el camino de búsqueda apropiado según los atributos que intervienen en la condición de selección. Los métodos S4 y S6 también pueden servir para leer registros dentro de un cierto ***intervalo;*** por ejemplo, 30 000 < SALARIO < 35 000. Las consultas determinadas por tales condiciones se denominan consultas de intervalo.

Si la condición de una operación SELECCIONAR es una condición conjuntiva —esto es, si se compone de varias condiciones simples unidas por el conectivo lógico AND, como OP4—, el SGBD puede usar también los métodos siguientes para efectuar la operación:

57. Selección conjuntiva: Si un atributo que interviene en cualquier ***condición simple*** de la condición conjuntiva tiene un camino de acceso que permite emplear uno de los métodos S2 a S6, utilícese esa condición para obtener los registros y después verifiqúese individualmente si satisfacen las demás condiciones simples de la condición conjuntiva.

58. Selección conjuntiva con un índice compuesto: Si dos o más atributos intervienen en condiciones de igualdad en la condición conjuntiva y existe un índice compuesto (o estructura de dispersión) sobre los campos combinados —por ejemplo, si se ha creado un índice según la clave compuesta (NSSE, NÚMP) del archivo TRABAJA_EN para OP5—, se puede usar ese índice directamente.

59. Selección conjuntiva por intersección de apuntadores a registros:[1] Este método es posible si se dispone de índices secundarios basados en todos (o en algunos de) los campos que intervienen en condiciones de comparación de igualdad en la condición conjuntiva y si los índices incluyen apuntadores a registros (en vez de apuntadores a bloques). Se puede usar cada índice para obtener los ***apuntadores a los registros*** que satisfacen la condición individual, ***^intersección*** de estos conjuntos de apuntadores produce los apuntadores a los registros que satisfacen la condición conjuntiva, apuntadores que servirán para leer directamente dichos registros. Si sólo algunas de las condiciones tienen índices secundarios, se determinará individualmente si los registros obtenidos satisfacen las condiciones restantes.

Siempre que una sola condición especifica la selección —como en OP1, OP2 u OP3—, sólo podemos determinar si existe un camino de acceso basado en el atributo que interviene en la condición. Si, así es, se utiliza el método correspondiente a ese camino de acceso; en caso contrario se usa el enfoque por "fuejrza bruta" de la búsqueda lineal del método SI. La optimización de consultas para una operación SELECCIONAR se requiere sobre todo para condiciones de selección conjuntivas siempre que ***más de uno*** de los atributos que intervienen en las condiciones tengan un camino de acceso. El optimizador deberá elegir el camino de acceso que ***obtenga el mínimo de registros*** de la manera más eficiente.

Al elegir entre varias condiciones simples en una condición de selección conjuntiva, es importante tener en cuenta la selectividad de cada condición, que se define como la razón entre el número de registros (tupias) que satisfacen la condición y el número total de registros (tupias) del archivo (relación). Cuanto menor sea la selectividad, menor será el número de tupias que la condición seleccionará y más deseable será usar esa condición primero para seleccionar registros. Aunque es posible que no estén disponibles las selectividades exactas de todas las condiciones, a menudo se guardan en el catálogo del SGBD

[1] Un apuntador a registro identifica de manera única un registro y contiene la dirección del registro en el disco; por ello, también se le conoce como **identificador de registro.**

estimaciones de selectividades, mismas que aprovecha el optimizador. Por ejemplo, la selectividad de una condición de igualdad sobre un atributo clave de la relación r(R) es 1/| r(R) |, donde \r(R)\ es el número de tupias que contiene la relación r(R). La selectividad de una condición de igualdad sobre un atributo con *i valores distintos* se estima con (| r(R) | /i) /1 r(R) |, o sea suponiendo que los registros se distribuyen uniformemente entre los distintos valores. Con esta suposición, | r(R) | *li* registros satisfarán una condición de igualdad sobre este atributo.

Comparada con una condición de selección conjuntiva, una **condición disyuntiva** (en la que condiciones simples se unen mediante el conectivo lógico OR en vez de AND) es mucho más difícil de procesar y de optimizar. Por ejemplo, consideremos OP4':

(OP4') SELECCIONAR FROM EMPLEADO WHERE DNO=5 OR SALARIO>30000 OR SEXO='F'

Con una condición así, poco es lo que puede optimizarse, porque los registros que satisfacen la condición de disyunción son la *unión* de los registros que satisfacen las condiciones individuales. Por tanto, si *alguna* de las condiciones no tiene un camino de acceso, estaremos obligados a utilizar el enfoque por fuerza bruta de la búsqueda lineal. Sólo si existe un camino de acceso para *todas y cada una* de las condiciones podremos optimizar la selección obteniendo los registros que satisfacen cada una de las condiciones y aplicando después la operación de unión para eliminar los registros duplicados. Podemos aplicar la unión a los apuntadores a registros, y no a los registros, si existen caminos de acceso apropiados que devuelvan apuntadores a registros para todas las condiciones.

Un SGBD dispone de muchos de los métodos antes mencionados. El optimizador de consultas deberá elegir el más apropiado para ejecutar cada operación de SELECCIONAR en una consulta. La optimización se vale de fórmulas que estiman los costos de cada uno de los métodos de acceso disponibles, como veremos en la sección 16.3. El optimizador elige el método de acceso con el más bajo costo estimado.

16.1.2 *Implementación de la operación de* REUNIÓN

La operación de REUNIÓN es una de las que más tiempo consumen durante el procesamiento de las consultas. En su mayoría, las operaciones de REUNIÓN utilizadas en las consultas son de los tipos EQUIRREUNIÓN y REUNIÓN NATURAL, por lo que aquí sólo consideraremos estas dos. En el resto del capítulo, con el término **reunión** nos referiremos a una EQUIRREUNIÓN (o REUNIÓN NATURAL). Hay muchas formas posibles de implementar una **reunión bidireccional,** que es una reunión de dos archivos. Las reuniones en las que intervienen más de dos archivos se denominan **reuniones multidireccionales.** El número de formas posibles de ejecutar las reuniones multidireccionales crece con gran rapidez. En esta sección veremos algunas de las técnicas para realizar reuniones bidireccionales. Para ilustrar nuestro análisis, nos referiremos una vez más al esquema relacional de la figura 6.5; en particular, a las relaciones EMPLEADO, DEPARTAMENTO y PROYECTO. Los algoritmos que consideraremos serán para operaciones de reunión de la forma

donde A y B son atributos con dominio compatible de R y S, respectivamente. Los métodos que veremos se pueden extender a formas de reunión más generales. Ilustraremos cuatro de las técnicas más comunes para efectuar este tipo de reuniones con las siguientes operaciones como ejemplos:

(OP6): EMPLEADO $*_{DNO=NUMERO\_D}$ DEPARTAMENTO
(OP7): DEPARTAMENTO $><_{NSSGTE=NSS}$ EMPLEADO

Métodos para implementar reuniones

R1. Enfoque de **ciclo anidado (interior-exterior)** (por fuerza bruta): Para cada registro t de R (ciclo exterior), obtener todos los registros s de S (ciclo interior) y probar si los dos registros satisfacen la condición de reunión t[A] = s[B].

R2. Empleo de una **estructura de acceso para obtener los registros coincidentes:** Si existe un índice (o clave de dispersión) para uno de los dos atributos de reunión —digamos, B de S—, leer los registros t de R, uno por uno, y usar la estructura de acceso para obtener directamente todos los registros coincidentes *s* de S (los que satisfagan *s[B]* = t[A]).

R3. **Reunión por ordenamiento-combinación:** Si los registros de R y S están *ordenados físicamente* según el valor de los atributos de reunión A y B, respectivamente, podemos implementar la reunión de la forma más eficiente posible. Se examinan ambos archivos en orden según los atributos de reunión, buscando los registros que tienen los mismos valores de A y B. En este método, los registros de cada archivo se examinan una sola vez para compararlos con los del otro, a menos que tanto A como B sean atributos no clave, en cuyo caso será preciso modificar ligeramente el método. La figura 16.2(a) muestra un bosquejo del algoritmo de reunión por ordenamiento-combinación. Con R(i) nos referimos al i-ésimo registro de R. Podemos usar una variación de la reunión por ordenamiento-combinación cuando hay índices secundarios para ambos atributos de reunión. Los índices permiten tener acceso a los registros (examinarlos) en orden según los atributos de reunión, pero los registros mismos están dispersos físicamente entre muchos bloques del archivo, por lo que este método puede ser bastante ineficiente si cada acceso a un registro implica un acceso a un bloque de disco.

R4. **Dispersión-reunión:** Los registros tanto de los archivos R como de S se dispersan al *mismo archivo de dispersión,* mediante la misma *función de dispersión* con los atributos de reunión A de R y B de S como claves de dispersión. Una sola pasada por el archivo con menor número de registros (digamos, R) dispersa sus registros a las cubetas del archivo de dispersión. Una sola pasada por el otro archivo (S) dispersa entonces sus registros a la cubeta apropiada, donde el registro se combina con todos los registros coincidentes de R.

En la práctica, las técnicas de R1 a R4 se implementan teniendo acceso a *bloques de disco completos* de un archivo, y no a registros individuales. Dependiendo de qué tanto espacio de almacenamiento intermedio esté disponible en la memoria, se puede ajustar el número de bloques que se leen del archivo. En el enfoque de ciclo anidado (R1), es importante cuál es el archivo que se elija para el ciclo exterior y cuál para el interior. Para ilustrar esto, consideremos OP6 y supongamos que el archivo DEPARTAMENTO contiene r_D = 50 registros almacenados en b_D = 10 bloques de disco, y que el archivo EMPLEADO contiene r_E = 5000 registros almacenados en b_E = 2000 bloques de disco. Supongamos, además, que se dispone de n_B = 6 bloques de almacenamiento intermedio *(buffers)* en memoria principal para llevar a cabo la reunión. Nos conviene leer en una sola operación tantos bloques como puedan caber en

la memoria desde el archivo cuyos registros se empleen en el ciclo exterior ($n_B - 1$ bloques) y un bloque a la vez del archivo del ciclo interior. Esto reducirá el número total de accesos a bloque.

Si se usa EMPLEADO para el ciclo exterior, cada bloque de EMPLEADO se leerá una vez, y el archivo DEPARTAMENTO completo (cada uno de sus bloques) se leerá una vez *cada ocasión* que leamos $n_B - 1$ bloques del archivo EMPLEADO. Tenemos:

Número total de bloques del archivo exterior leídos = f?
Número de veces que se leen ($n_D - 1$) bloques del archivo exterior = l\/($n_B - 1$)l
Número total de bloques del archivo interior leídos = b_D*r(b_E/(n_B-1))l

Así pues, tenemos el siguiente total de accesos a bloque:

b_E + (í"(b_E/(n_B-1))1 * b_D) = 2000 + (|"(2000/5)1 * 10) = 6000 accesos a bloque

Por otro lado, si usamos los registros DEPARTAMENTO en el ciclo exterior, por simetría obtenemos el siguiente total de accesos a bloque:

b_D + (l>$_D$/(n_B - 1))1 * b_E) = 10 + (|~(10/5)1 * 2000) = 4010 accesos a bloque

Además de los costos anteriores, el algoritmo de reunión necesita un *buffer* para contener los registros reunidos del *archivo resultado*. Una vez lleno el *buffer*, se escribe en disco. Con almacenamiento intermedio doble se puede acelerar el algoritmo (véase la Sec. 4.3). Si el archivo resultado de la operación de reunión tiene b_R bloques de disco, como cada bloque se escribe una vez se añadirán b_R accesos a bloque adicionales a las fórmulas anteriores para estimar el costo de la operación de reunión. Lo mismo pasa con las fórmulas que deduciremos más adelante para otros algoritmos de reunión. Como lo demuestra este ejemplo, conviene usar el archivo *con menos bloques* como archivo del ciclo exterior en el método R l, si hay más de dos *buffers* en memoria para llevar a cabo la reunión. Así pues, el *tamaño* de los archivos por reunir afecta directamente el rendimiento de las diversas técnicas de reunión. Otro factor que influye en el rendimiento de una reunión, sobre todo con el método R2, es el porcentaje de registros de un archivo que se reunirán con los registros del otro. Llamamos a esto el **factor de selección de reunión** de un archivo respecto a una condición de equirreunión con otro archivo. Este factor depende de la condición de equirreunión específica entre los dos archivos.

Para ilustrar esto, consideremos la operación **OP7,** que reúne cada uno de los registros DEPARTAMENTO con el registro EMPLEADO del gerente de dicho departamento. Aquí se espera que cada registro DEPARTAMENTO (50 registros en nuestro ejemplo) se reúna con un solo registro EMPLEADO, pero no se reunirán muchos registros EMPLEADO (4950 de ellos). Supongamos que hay índices secundarios sobre el atributo NSS de empleado y sobre el atributo NSSGTE de DEPARTAMENTO, y que el número de niveles de dichos índices es $x_{NSS} = 4$ y $x_{NSSGTE} = 2$, respectivamente. Tenemos dos opciones para implementar el método R2. La primera lee cada uno de los registros EMPLEADO y luego usa el índice sobre NSSGTE de DEPARTAMENTO para encontrar un registro DEPARTAMENTO coincidente. En este caso, no se encontrará ningún registro coincidente para los empleados que no dirijan un departamento. El número de accesos a bloque en este caso es aproximadamente

K + (•E * (*NSSGTE + !)) - ² ° ° ° · (5000*3) = 17 000 accesos a bloque


```
(a) ordenar las tupias de R según el atributo A; (* suponer que R tiene n tupias (registros) *)
    ordenar las tupias de S según el atributo B; (* suponer que S tiene m tupias (registros) *)
    sea i<r-1, y <- 1;
    mientras (i<ri)y(j<m)
    hacer{ si R{i)[A) > S{j)[B\
                entonces sea yV y +1
              de otro modo si R(i)[A] < S(j)[B]
                 entonces sea /<-/'+1
                 de otro modo { (* R{i)[A] = S(j)[B], así que devolvemos una tupia coincidente *)
                           enviar la tupia combinada <R{i), S{j)> a 7;
                                    (* devolver otras tupias que coincidan con R{ i), si las hay *)
                                    sea / <- y + 1;
                                    mientras (/< m) y (R{i)[A] = S(I)[B])
                                    hacer { enviar la tupia combinada <R (/), S(/)> a 7;
                                            sea/<-/+1
                                          }
                                    (* devolver otras tupias que coincidan con S(y), si las hay *)
                                            sea k*- /+1;
                                    mientras (k< n) y (R(K)[A) = S(y)[fí])
                                    hacer { enviar la tupia combinada <fí(/c), S(y> a T;
                                            sea/f<-/f+ 1
                                          }
                                    sea \<r-k,j<r-1
                 }
    )

(b) crear una tupia t[<lista de atributos>] en V para cada tupia t de R,
       (* V contiene el resultado de la proyección antes de la eliminación de duplicados *)
    si <lista de atributos> incluye una clave de R
       entonces T<r– T
       de otro modo { ordenar las tupias de T;
                      sea /«— 1, y <- 2;
                      mientras / < n
                         hacer { enviar la tupia T [i] a T;
                                 mientras V[i] = T'[j] hacer y'<- y+1; (* eliminar duplicados *)
                                 / <- y; y <- /+1
                               }
                    }
    (* T contiene el resultado de la proyección después de eliminarse los duplicados *)
```

Figura 16.2 Implementación de las operaciones de REUNIÓN, PROYECTAR, UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS por ordenamiento, donde R tiene n tupias y S tiene m tupias.
(a) Implementación de la operación T <- R $X_{A=B}$ S.
(b) Implementación de la operación T <- $\pi_{<\text{lista de atributos}>}$(R).
(continúa en la página que sigue)

```
(c) ordenar las tupias de R y S usando los mismos atributos de ordenamiento únicos;
    sea i <- 1, y <- 1;
    mientras (i<ri)y (y'< m)
    hacer { si R{i) > S(y')
              entonces { enviar S(y) a 7;
                         seayVy+1
                       }
              de otro modo si R{ i) < S(j)
              entonces { enviar R{i) a 7;
                         sea/f–/'+1
                       }
              de otro modo seayVy+1 (* R{i) = S(y'), así que nos saltamos una de las tupias repetidas *)
          }
    si (i<n) entonces agregar las tupias R{i) hasta R(rí) a 7;
    si (j<m) entonces agregar las tupias S(y') hasta S{m) a 7;

(d) ordenar las tupias de R y S usando los mismos atributos de ordenamiento únicos;
    sea i <- 1, y <- 1;
    mientras (i</'?) y (y <m)
    hacer { s\R(i)>S(j)
              entonces    sea y <- y + 1
              de otro modo si R(i)< S(y')
              entonces    sea i <- i + 1
              de otro modo { enviar R(i)a 7; (* R{i) = S(y'), así que devolvemos la tupia *)
                             sea i'<-i' + 1,yVy + 1
                           }
          }

(e) ordenar las tupias de R y S usando los mismos atributos de ordenamiento únicos;
    sea i <- 1, y <r-1;
    mientras (i'< rí) y (y< m)
    hacer { si i=?(i) > S(y)
              entonces    sea y <- y + 1
              de otro modo si R(i) < S(y')
              entonces { enviar R{ i) a 7; (* R{ i) no tiene S(y') coincidente, así que devolvemos R{ i) *)
                         sea i'<-i+1
                       }
              de otro modo sea i <- i' + 1, y <- y* + 1
          }
    si (i' < n) entonces añadir las tupias R(i) hasta R( n) a 7;
```

Figura 16.2 *(continuación)* (c) Implementación de la operación **T** <r- *R* **u S.**
(d) Implementación de la operación **T<-RnS.**
(e) Implementación de la operación **T <- R - S.**

La segunda opción lee cada uno de los registros DEPARTAMENTO y luego usa el índice sobre NSS de EMPLEADO para encontrar un registro EMPLEADO coincidente. En tal caso, todos los registros DEPARTAMENTO tendrán un registro EMPLEADO coincidente. El número de accesos a bloques es ahora aproximadamente

$$b_D + (r_D * (x_{NSS} + 1)) = 10 + (50*5) = 260 \text{ accesos a bloque}$$

La segunda opción es más eficiente porque el factor de selección de reunión de DEPARTAMENTO respecto a la condición de reunión NSS = NSSGTE es 1, en tanto que el factor de selección de EMPLEADO respecto a la misma condición de reunión es (50/5000). Con el método R2, se debe usar el archivo más pequeño o bien el archivo que tenga una coincidencia con cada registro (factor de selección de reunión alto) en el ciclo exterior. En algunos casos puede crearse un índice específicamente para realizar la operación de reunión si es que no existe ya uno.

El método por ordenamiento-combinación R3 es muy eficiente, pues sólo se leen una vez ambos archivos. Así pues, el número de bloques leídos es igual a la suma de la cantidad de bloques en ambos archivos. Con este método, tanto OP6 como OP7 requerirían $b_E + b_D = 2000 + 10 = 2010$ accesos a bloque. Sin embargo, es necesario que ambos archivos estén ordenados según los atributos de reunión. Si uno de ellos, o los dos, no lo está, pueden ordenarse a propósito para efectuar la operación de reunión. Si estimamos el costo de ordenar un archivo externo en $(b \log_2 b)$ accesos a bloque, y si es necesario ordenar ambos archivos, el costo total de una reunión por ordenamiento-combinación se puede estimar en $(b_E + b_D + b_E \log_2 b_E + b_D \log_2 b_D)$.

El método por dispersión-reunión, R4, también es muy eficiente. En este caso sólo se leen una vez ambos archivos, estén o no ordenados, para producir las entradas del archivo de dispersión. Si este archivo puede mantenerse en la memoria principal, la implementación es sencilla. Si es preciso almacenar partes del archivo de dispersión en disco, el método se vuelve menos eficiente; se han propuesto diversas variaciones para elevar la eficiencia en este caso. Aquí examinaremos la técnica conocida como *reunión por dispersión híbrida,* cuya alta eficiencia se ha demostrado.

En el algoritmo de **reunión por dispersión híbrida** se cuenta con varios *buffers en memoria* para contener los registros dispersos; los registros que no caben en la memoria se guardan en bloques de disco. Supongamos que el tamaño de un *buffer* en memoria es de un bloque de disco, que disponemos de N *buffers* y que la función de dispersión empleada es *h(K)* = K mod M, de modo que se necesitan M cubetas de dispersión. La reunión por dispersión híbrida se basa en la idea de dispersar primero el *más pequeño* de los dos archivos por reunir a las cubetas. Si el espacio de los *buffers* en memoria es suficiente para contener *todas las cubetas,* todos los registros del archivo más pequeño estarán en la memoria después de dispersarse en la primera fase del algoritmo. En este caso, la segunda fase dispersará los registros en cada bloque del segundo archivo – uno por uno – y los combinará con los registros coincidentes del primero. Los registros reunidos resultantes se escribirán en el archivo resultado. En nuestro ejemplo, el archivo más pequeño es el de DEPARTAMENTO; por tanto, si el número de *buffers* disponible en memoria $N > b_D$, todo el archivo DEPARTAMENTO se guardará en la memoria principal. En seguida se leerá y colocará en un *buffer* cada bloque de EMPLEADO, y cada uno de sus registros se dispersará a una cubeta reuniéndolo con el registro o registros de DEPARTAMENTO correspondiente(s). Los registros reunidos se almacenarán en un *buffer* y de ahí se enviarán al archivo resultado en disco. El costo en términos de accesos a bloque es, pues, $(b_D + b_E)$ más b_R (el costo de escribir el archivo resultado).

Si el espacio de almacenamiento intermedio en la memoria no es lo bastante grande para contener todas las cubetas para el más pequeño de los archivos por reunir, parte de cada cubeta se deberá almacenar en disco. Este algoritmo divide el espacio de *buffers* entre las cubetas de dispersión de modo que todos los bloques de la *primera cubeta* residan por completo en la memoria principal. Para cada una de las otras cubetas sólo se asigna un *buffer* en memoria, cuyo tamaño es igual al de un bloque de disco; los demás bloques de la cubeta se almacenan en disco. Cada vez que se llena el *buffer* en memoria de una cubeta, su contenido se escribe en un bloque de disco de manera que todos los bloques de disco de una cubeta estén contiguos (o enlazados). Al final de la primera fase, el más pequeño de los archivos por reunir estará disperso en las cubetas; la primera cubeta residirá por completo en la memoria principal, y las demás residirán en disco con excepción del primer bloque de cada cubeta.

En la segunda fase, los registros del segundo archivo por reunir —el de mayor tamaño— se dispersan empleando la misma función de dispersión con el o los atributos de reunión. Si un registro se dispersa a la primera cubeta, se reúne con el registro coincidente y el resultado de la reunión se escribe en el *buffer* del resultado (y más adelante en disco). Si un registro se dispersa a una cubeta *distinta de la primera,* se escribe en disco en cubetas para los registros del segundo archivo. Al concluir la segunda fase, todos los registros que se dispersen a la primera cubeta se habrán reunido; ahora habrá M -1 cubetas en disco que contienen los registros restantes del primer archivo, y otras M -1 cubetas que contienen los registros restantes del segundo archivo. Por tanto, tenemos M -1 fases adicionales, una para cada par de cubetas. Para las cubetas *i,* primero se copian en almacenamiento intermedio los registros dispersos del primer archivo; luego se leen uno por uno los registros del segundo archivo que se dispersaron a la misma cubeta, se comparan, reúnen y escriben en el archivo resultado.

Podemos aproximar el costo de esta reunión como 3 * (b_o + b_r) para nuestro ejemplo, ya que cada registro —con excepción de los que se dispersan a la primera cubeta— se lee una vez, se escribe otra vez en disco en una de las cubetas de dispersión, y luego se lee una segunda vez para efectuar la reunión. El costo real es menor, porque los registros de ambos archivos que se dispersan a la primera cubeta sólo se leen una vez. En el ejercicio 16.16 vemos cómo pueden deducirse las fórmulas para la reunión por dispersión híbrida.

16.1.3 *Implementación de la operación* PROYECTAR

Una operación PROYECTAR $\pi_{<\text{lista de atributos}>}$(R) es fácil de implementar si <lista de atributos> incluye una clave de la relación R, ya que en este caso el resultado de la operación tendrá el mismo número de tupias que R, pero sólo con los valores de los atributos de <lista de atributos> en cada tupia. Si <lista de atributos> no incluye una clave de R, será preciso eliminar las tupias repetidas. Esto suele hacerse ordenando el resultado de la operación y eliminando después las tupias repetidas, que aparecen juntas después de la ordenación, como en la figura 16.2 (b). También se puede usar la dispersión para eliminar los duplicados: al dispersarse cada registro e insertarse en una cubeta del archivo de dispersión, se compara con los que ya están en la cubeta; si es un duplicado, no se inserta.

16.1.4 *Implementación de operaciones de conjuntos*

Las operaciones de conjuntos —UNIÓN, INTERSECCIÓN, DIFERENCIA DE CONJUNTOS y PRODUCTO CARTESIANO— pueden tener implementaciones costosas. En particular, la operación de

producto cartesiano R X S es muy costosa, porque su resultado incluye un registro por cada combinación de registros de R y S. Es más, los atributos del resultado incluyen todos los atributos de R y de S. Si R tiene n registros y j atributos y S tiene m registros y *k* atributos, la relación resultante tendrán * m registros y *j* + *k* atributos. Por tanto, es importante evitar la operación de PRODUCTO CARTESIANO y sustituirla por otras operaciones equivalentes durante la optimización de consultas (véase la Sec. 16.2).

Las otras tres operaciones de conjuntos —UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS— se aplican sólo a relaciones compatibles con la unión, que tienen los mismos atributos. La forma usual de efectuar estas operaciones es ordenar las dos relaciones según los mismos atributos. Después de la ordenación, basta una pasada por cada relación para producir el resultado. Por ejemplo, podemos implementar R u S examinando ambos archivos ordenados de manera concurrente; siempre que se encuentre la misma tupia en ambas relaciones, sólo se conservará una. En el caso de R n S, conservaremos en el resultado sólo las tupias que aparezcan en ambas relaciones. En la figura 16.2(c) a (e) se bosqueja la implementación de estas operaciones por ordenación y examen. Si la ordenación se efectúa según atributos clave únicos, las operaciones se simplificarán aún más.

También puede usarse la dispersión para implementar UNIÓN, INTERSECCIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS dispersando ambos archivos a las mismas cubetas del archivo de dispersión. Por ejemplo, para efectuar R u S se dispersan primero los registros de R al archivo de dispersión; luego, al dispersar los registros de S, no se insertan los registros repetidos. Para implementar R n S, primero se dispersan los registros de R al archivo de dispersión; luego, al dispersar cada uno de los registros de S, si se encuentra un registro idéntico en la cubeta se añade el registro al archivo resultado. Para implementar R - S, primero se dispersan los registros de R al archivo de dispersión; luego, al dispersar los registros de S, si se encuentra un registro idéntico en la cubeta, se elimina esa tupia.

16.1.5 *Combinación de operaciones para ejecutar consultas*

No es recomendable tener una rutina de acceso individual para cada operación del álgebra relacional. Crear un archivo temporal para contener las tupias del resultado de la operación casi nunca es eficiente. Por lo regular, una consulta especificada en el álgebra relacional consiste en una secuencia de operaciones. Si ejecutamos una sola operación a la vez, deberemos generar tantos archivos temporales como operaciones haya, y muchos de estos archivos servirán como archivos de entrada para operaciones subsecuentes. La generación y almacenamiento de un archivo temporal grande en el disco consume un tiempo apreciable. Con el fin de reducir el número de archivos temporales, es común crear algoritmos para *combinaciones de operaciones*.

Por ejemplo, en vez de implementarla por separado, una REUNIÓN se puede combinar con dos operaciones SELECCIONAR sobre los archivos de entrada y una operación PROYECTAR final sobre el archivo resultante; todo esto lo efectúa un algoritmo con dos archivos de entrada y uno solo de salida. En vez de crear cuatro archivos temporales, aplicamos el algoritmo directamente y obtenemos un solo archivo de resultado. En la sección 16.2.1 veremos cómo la optimización heurística del álgebra relacional puede agrupar operaciones para su ejecución.

Hoy día es común crear el código dinámicamente para implementar operaciones múltiples. El código que se genera para ejecutar la consulta combina varios algoritmos que corresponden a operaciones individuales. Conforme se producen las tupias resultado de una

operación, se suministran como entrada a una operación subsecuente. Por ejemplo, si una operación de reunión sigue a dos operaciones de selección sobre relaciones base, las tupias que resultan de cada selección se alimentan al algoritmo de reunión conforme se van produciendo.

16.2 Empleo de la heurística en la optimización de consultas

En esta sección analizaremos técnicas de optimización que aplican reglas heurísticas para modificar la representación interna de una consulta —que suele estar en forma de estructura de árbol o de grafo— a fin de mejorar su rendimiento esperado durante la ejecución. El analizador sintáctico de una consulta de alto nivel genera la representación interna, que después se optimiza de acuerdo con las reglas heurísticas. A continuación, el optimizador elige rutinas de acceso para ejecutar grupos de operaciones con base en los caminos de acceso disponibles para los archivos.

La principal **regla heurística** es aplicar las operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR *antes* de aplicar la REUNIÓN u otras operaciones binarias. Esto es porque el tamaño del archivo resultante de una operación binaria es una función de los tamaños de los archivos de entrada; en algunos casos, una función multiplicativa. Las operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR casi siempre reducen el tamaño de un archivo y nunca lo aumentan; por tanto, conviene aplicarlas *antes* de una reunión o de cualquier otra operación binaria.

En la sección 16.2.1 presentaremos la notación de árbol de consulta, con la que se representa una expresión del álgebra relacional. Después mostraremos cómo se aplican las reglas de optimización heurísticas para convertir el árbol en un árbol de consulta **equivalente;** que represente una expresión del álgebra relacional cuya ejecución sea más eficiente pero que dé el mismo resultado que la original. Luego, en la sección 16.2.2, presentaremos la notación de grafo de consulta, con la que se representa una expresión del cálculo relacional. Por último, mostraremos cómo se pueden aplicar reglas heurísticas al grafo de consulta para producir una estrategia de ejecución eficiente.

16.2.1 *Optimización heurística de árboles de consulta (álgebra relacional)*

Un **árbol de consulta** es una estructura de árbol que corresponde a una expresión del álgebra relacional por el hecho de que representa las relaciones de entrada como *nodos hoja* del árbol y las operaciones del álgebra relacional como *nodos internos.* Una **ejecución del árbol de consulta** consiste en la ejecución de una operación de un nodo interno siempre que sus operandos estén disponibles, sustituyendo después ese nodo interno por la relación que resulte de ejecutar la operación. La ejecución termina cuando se ejecuta el nodo raíz y produce la relación resultado.

La figura 16.3 (a) muestra un árbol de consulta para la consulta C2 de los capítulos 6 a 8: Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', obtener su número, el número del departamento que lo controla, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de ese departamento. Esta consulta se especifica sobre el esquema relacional de la figura 6.5 y corresponde a la siguiente expresión del álgebra relacional (recuérdese que M significa REUNIÓN):

$$\pi_{\text{NÚMEROP, NÚMD, APELLIDO, DIRECCIÓN, FECHAN}}(\text{NÚMEROD}=\text{NSSGTE}(\text{DEPARTAMENTO}) * \text{NSSGTE}=\text{NSS}(\text{EMPLEADO}))$$

Esto corresponde a la siguiente consulta en SQL:

```
C2:  SELECT  NÚMEROP, NÚMD, APELLIDO, DIRECCIÓN, FECHAN
     FROM    PROYECTO, DEPARTAMENTO, EMPLEADO
     WHERE   NÚMD=NÚMEROD AND NSSGTE=NSS AND
               LUGARP='Santiago'
```

En la figura 16.3 (a) se representan las tres relaciones PROYECTO, DEPARTAMENTO y EMPLEADO con nodos hoja, en tanto que las operaciones del álgebra relacional de la expresión se representan con nodos internos del árbol. Cuando se ejecuta este árbol de consulta, el nodo numerado con (1) en la figura 16.3 (a) se ejecuta antes que el nodo (2) porque el resultado de la operación (1) debe estar disponible para poder ejecutar la operación (2). De manera similar, el nodo (2) debe ejecutarse antes que el nodo (3), y así sucesivamente.

En general, muchas expresiones diferentes del álgebra relacional —y por tanto muchos árboles de consulta distintos— pueden ser equivalentes; es decir, pueden corresponder a la misma consulta. Además, una consulta se puede expresar de varias maneras en un lenguaje de consulta de alto nivel como SQL (véase el Cap. 7). El analizador sintáctico de consultas casi siempre genera un árbol de consulta **canónico** estándar que corresponde a una consulta en SQL, sin efectuar optimización alguna. Por ejemplo, en el caso de una consulta de **selección-proyección-reunión,** como C2, su árbol canónico se muestra en la figura 16.3 (b). Primero se aplica el producto cartesiano de las relaciones especificadas en la cláusula FROM; luego las condiciones de selección y reunión de la cláusula WHERE, seguidas de la proyección sobre los atributos de la cláusula SELECT.

Semejante árbol de consulta canónico representa una expresión del álgebra relacional que es muy ineficiente si se ejecuta directamente, debido a las operaciones de producto cartesiano **(X).** Por ejemplo, si las relaciones PROYECTO, DEPARTAMENTO y EMPLEADO tuvieran registros de 100, 50 y 150 bytes, y contuvieran 100, 20 y 5000 tupias, respectivamente, el resultado del producto cartesiano contendría 10 millones de tupias con un tamaño de registro de 300 bytes cada una. Sin embargo, el árbol de consulta está en una forma estándar simple; toca al optimizador de consultas heurístico transformar este **árbol de consulta inicial** en un **árbol de consulta final** cuya ejecución sea eficiente. El optimizador debe incluir reglas de equivalencia entre expresiones del álgebra relacional que puedan aplicarse al árbol inicial, guiadas por las reglas heurísticas de optimización de consultas, para producir el árbol de consulta final optimizado. En primer término analizaremos de manera informal cómo un árbol de consulta se transforma por medio de la heurística. Después estudiaremos algunas reglas (pautas) de transformación generales y mostraremos cómo se pueden usar en un optimizador algebraico heurístico.

Ejemplo de transformación de una consulta. En relación con la base de datos de la figura 6.5, consideremos una consulta C: Buscar los apellidos de los empleados nacidos después de 1957 que trabajan en un proyecto llamado 'Acuario'. Esta consulta se puede especificar en SQL así:

```
C:  SELECT   APELLIDO
    FROM     EMPLEADO, TRABAJA_EN, PROYECTO
    WHERE    NOMBREPR^Acuario' AND NÚMEROP=NÚMP AND NSSE=NSS
               AND FECHAN>'31-DIC-57'
```

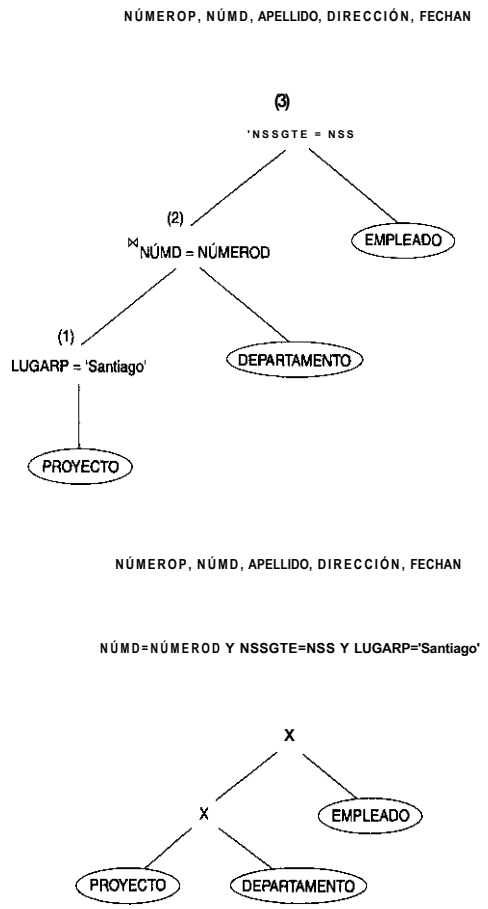


Figura 16.3 Dos árboles de consulta para la consulta C2. (a) Árbol de consulta correspondiente a la expresión del álgebra relacional para C2. (b) Arbol de consulta inicial (canónico) para la consulta C2 en SQL.

El árbol de consulta inicial para C se muestra en la figura 16.4(a). La ejecución directa de este árbol crea primero un archivo muy grande que contiene el producto cartesiano de los archivos EMPLEADO, TRABAJA_EN y PROYECTO completos. Sin embargo, sólo necesitamos un registro de PROYECTO — el del proyecto 'Acuario' — y sólo los registros EMPLEADO en los que la fecha de nacimiento sea posterior a '31-DIC-57'. La figura 16.4(b) ilustra un árbol de consulta mejorado que primero aplica las operaciones SELECCIONAR para reducir el número de tupias que aparecen en el producto cartesiano.

Se logra una mejora adicional intercambiando las posiciones de las relaciones EMPLEADO y PROYECTO en el árbol, como se aprecia en la figura 16.4(c). Esto aprovecha la información

de que NÚMEROP es un atributo clave de la relación PROYECTO, y por ello la operación SELECCIONAR sobre la relación PROYECTO obtendrá un solo registro. Podemos mejorar aún más el árbol de consulta reemplazando toda operación PRODUCTO CARTESIANO seguida de una condición de reunión con una operación REUNIÓN, como en la figura 16.4 (d). Otra mejora consiste en conservar en las relaciones intermedias temporales sólo los atributos requeridos por operaciones subsecuentes, incluyendo las operaciones de PROYECTAR *(n)* lo antes posible en el árbol de consulta, como se aprecia en la figura 16.4 (e). Esto reduce el número de atributos (columnas) de las relaciones intermedias temporales, mientras que las operaciones SELECCIONAR sólo reducen el número de tupias (registros).

Como lo demuestra el ejemplo anterior, podemos convertir un árbol de consulta paso a paso en otro árbol cuya ejecución sea más eficiente. Sin embargo, debemos cerciorarnos de que los pasos de conversión siempre conduzcan a un árbol de consulta equivalente. Para ello, debemos saber cuáles reglas de transformación *conservan esta equivalencia. A* continuación examinaremos algunas de estas reglas de transformación.

Reglas generales de transformación para operaciones del álgebra relacional. Hay muchas reglas para transformar operaciones del álgebra relacional en otras equivalentes. Aquí nos interesa el significado de las operaciones y las relaciones resultantes. Por tanto, si dos relaciones tienen el mismo conjunto de atributos en *un orden distinto,* pero ambas representan la misma información, las consideraremos equivalentes. En la sección 6.1.2 dimos una definición alternativa de *relación* según la cual el orden de los atributos no es importante; utilizaremos esa definición aquí. Ahora vamos a enunciar algunas reglas de transformación, sin demostrarlas:

1. Cascada de **G:** Una condición de selección conjuntiva puede descomponerse en una cascada (secuencia) de operaciones **O** individuales:

   ◦c1 ANDc2AND...ANDcn(ᵃ) = ◦ d (◦c2 (- (<*dᴿ))-))

2. Conmutatividad de **O:** La operación **G** es conmutativa:

   ««(«*(*>) • <»«,(<*.,(*))

3. Cascada de 7t: En una cascada (secuencia) de operaciones *Tí,* podemos ignorar todas menos la última:

   \istalK¡s,a2 (-(\istan(^))"•)) =\¡stal(^)

4. Conmutación de **G** con *n:* Si en la condición de selección c intervienen sólo los atributos A l , An de la lista de proyección, se pueden conmutar ambas operaciones:

   V *. . . . J ° c (')) ^ c K , , ,J A »

5. Conmutatividad de x (o de **X):** La operación ix es conmutativa:

   c c

   Cabe señalar que, aunque el orden de los atributos pudiera ser distinto en las relaciones que resultan de las dos reuniones, el "significado" es el mismo porque el orden de los atributos no es importante en la definición alternativa de *relación* que usamos aquí. La operación **X** es conmutativa en el mismo sentido que lo es la operación x.

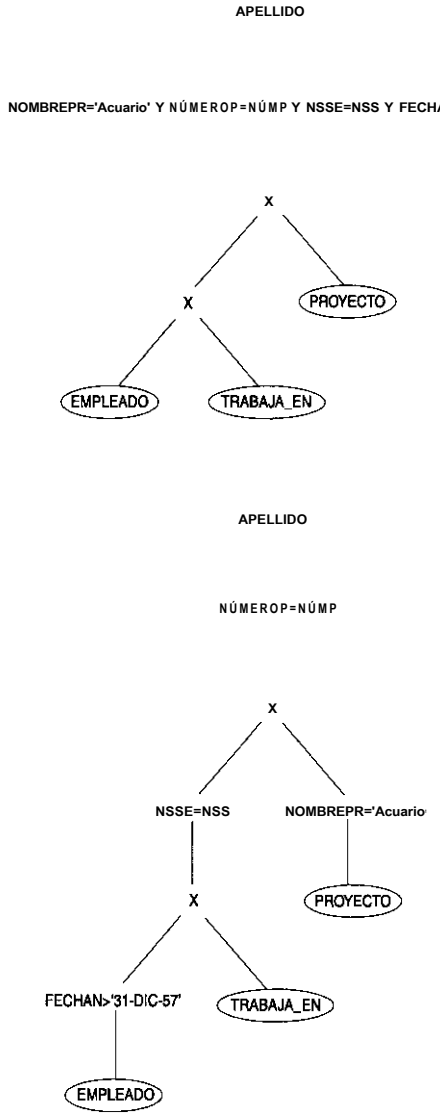


Figura 16.4 Pasos para convertir un árbol de consulta durante la optimización heurística, (a) Árbol de consulta inicial (canónico) para la consulta C en SQL. (b) Desplazamiento de las operaciones SELECCIONAR hacia abajo en el árbol de consulta, ***(continúa en la siguiente página)***

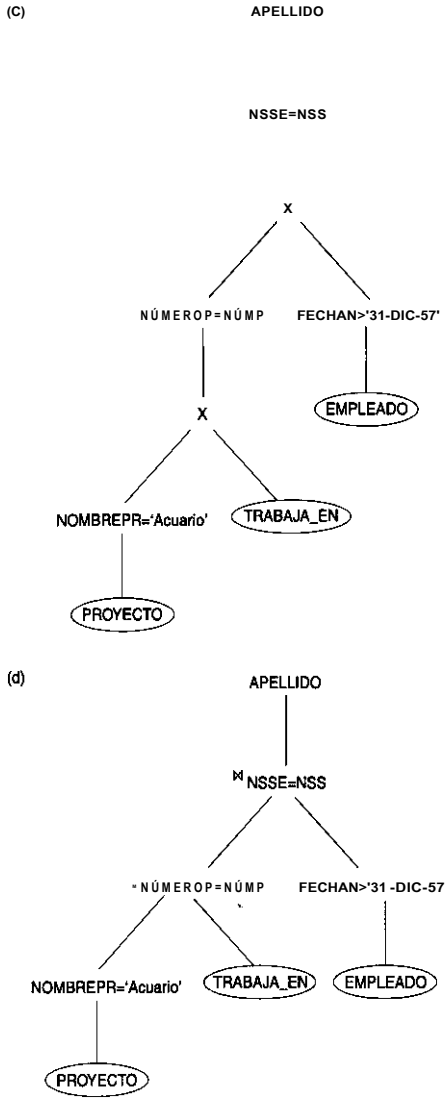


Figura 16.4 ***(continuación)*** (c) Aplicación de la operación SELECCIONAR más restrictiva primero, (d) Sustitución de PRODUCTO CARTESIANO y SELECCIONAR por operaciones de REUNIÓN, ***(continúa en la siguiente página)***

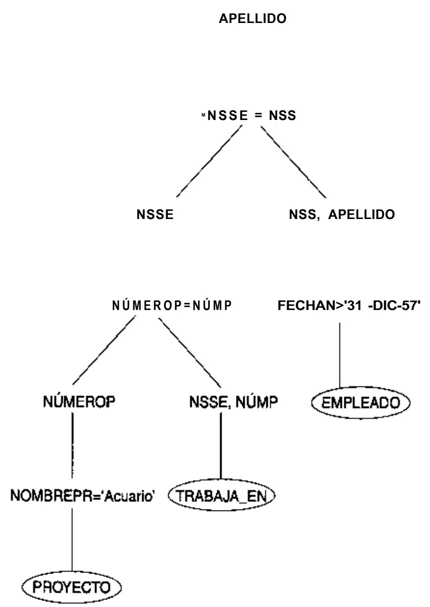


Figura 16.4 *(continuación)* (e) Desplazamiento de las operaciones PROYECTAR hacia abajo en el árbol de consulta.

6. Conmutación de o con ix (o X): Si todos los atributos de la condición de selección c pertenecen a sólo una de las relaciones por reunir —digamos, *R*—, las dos operaciones pueden conmutarse como sigue:

   $G_c(R \setminus XS) \quad = \quad (G_c(R)) \quad \mathbf{XS}$

   O bien, si la condición de selección c puede escribirse como (el A N D c2), y en la condición el intervienen sólo atributos de *R* y en la condición c2 intervienen sólo atributos de S, las operaciones se conmutan como sigue:

   $G_c(\mathbf{flxS})\mathbf{MO}_{c1}\ (\mathbf{fl}))N(G_{c2}(\mathbf{S}))$

   Las mismas reglas se aplican si la operación x se sustituye por X. Estas transformaciones son muy útiles durante la optimización heurística.

7. Conmutación de *K* con x (o X): Supongamos que la lista de proyección es L = {A1, ...,An, B1, ...,Bm}, donde A 1 , A n son atributos de R y B1, ...,Bm son atributos de S. Si en la condición de reunión c intervienen sólo atributos comprendidos en L, las dos operaciones pueden conmutarse como sigue:

   \ (* ™ S) = *K*. . . .*,(*)). . . . .a»(S»

   Si la condición de reunión c contiene atributos adicionales que no están en L, éstos deben añadirse a la lista de proyección, para lo que se requiere una operación *n* final. Por ejemplo, si los atributos An+1, An+/c de R y Bm+1, Bm+*p* de S intervienen en la condición de reunión c, pero no están en la lista de proyección L, las operaciones se conmutan como sigue:

   \ (K l. . . . An,An.1. . . . A n J ◦)) ◦c K l. . . . ...em.1 . . . .Bm+p(◦)))

   En el caso de X no existe la condición c, así que la primera regla de transformación siempre se aplica, sustituyendo tx_c por X.

8. Conmutatividad de operaciones de conjuntos: Las operaciones de conjuntos u y n son conmutativas, pero - no lo es.

9. Asociatividad de x, X, u e n: Estas cuatro operaciones son asociativas individualmente; es decir, si **0** representa *cualquiera* de estas cuatro operaciones (pero la misma en toda una expresión), tenemos

   (RQS)QT=Rd(SQT)

10. Conmutación de **0** con operaciones de conjuntos: La operación **G** se conmuta con u , n y - . Si **0** representa una *cualquiera* de estas tres operaciones, tenemos

   $o_c(RQS) \quad = \quad (c_c(R))Q(G_c(S))$

11. La operación *Tí* se conmuta con u. Si **0** representa u, tenemos

   $n_L(RQS)\boldsymbol{m}(n_L(R))Q(n_L(S))$

12. Otras transformaciones: Es posible efectuar otras transformaciones. Por ejemplo, un condición de selección o de reunión c se puede convertir en una condición equivalente mediante las siguientes reglas (conocidas como leyes de DeMorgan):

   es NOT (d AND *c2)* **= (NOT d) OR (NOT** *c2)*
   c= **NOT (d OR o2) s (NOT c1) AND (NOT** *c2)*

   Las transformaciones adicionales que vimos en el capítulo 6 no se repetirán aquí.

Estas reglas se resumen en el apéndice E. A continuación veremos cómo se utilizan estas reglas en la optimización heurística.

Bosquejo de un algoritmo **de** optimización algebraica heurística. Ahora podemos bosquejar los pasos de un algoritmo que utiliza algunas de las reglas anteriores para transformar un árbol de consulta inicial en un árbol optimizado cuya ejecución sea más eficiente (en la mayoría de los casos). Los pasos del algoritmo producirán transformaciones similares a las que vimos en nuestro ejemplo de la figura 16.4. Los pasos del algoritmo son los siguientes:

1. Empleando la regla 1, descomponer cualesquier operaciones SELECCIONAR que tengan condiciones conjuntivas en una cascada de operaciones SELECCIONAR. Esto permite desplazar hacia abajo más libremente las operaciones de selección por las diferentes ramas del árbol.

2. Empleando las reglas 2,4,6 y 10 (de conmutatividad de SELECCIONAR con otras operaciones), desplazar cada operación de selección tan abajo en el árbol de consulta como lo permitan los atributos que intervengan en la condición de selección.

3. Empleando la regla 9 (de asociatividad de las operaciones binarias), reacomodar los nodos hoja del árbol de modo que las relaciones de nodo hoja con las operaciones SELECCIONAR más restrictivas se ejecuten primero en la representación del árbol de consulta. Con "operaciones SELECCIONAR más restrictivas" queremos decir las que producen una relación con el menor número de tupias o el tamaño absoluto más pequeño. Puede usarse cualquiera de las dos definiciones, ya que estas reglas son heurísticas. Otra posibilidad es definir el SELECCIONAR más restrictivo como el que tiene la selectividad más pequeña; esto es más práctico porque las selectividades estimadas a menudo están disponibles en el catálogo.

4. Combinar una operación de PRODUCTO CARTESIANO con una operación SELECCIONAR subsecuente cuya condición represente una condición de reunión, convirtiéndolas en una operación de REUNIÓN.

5. Empleando las reglas 3, 4, 7 y 11 (de cascada de PROYECTAR y de conmutación de PROYECTAR con otras operaciones), descomponer las listas de atributos de proyección y desplazarlas lo más abajo posible en el árbol creando nuevas operaciones PROYECTAR según sea necesario.

6. Identificar subárboles que representen grupos de operaciones que se puedan ejecutar con un solo algoritmo.

En nuestro ejemplo, la figura 16.4(b) muestra el árbol de la figura 16.4(a) después de aplicar los pasos 1 y 2 del algoritmo; la figura 16.4(c) muestra el árbol después de la aplicación del paso 3; la figura 16.4(d) después del paso 4 y la figura 16.4(e) después del paso 5. En el paso 6 podríamos agrupar en un solo algoritmo las operaciones del subárbol cuya raíz es la operación $x_{\text{NÚMEROP=NÚMP}}$. También podemos agrupar las operaciones restantes en otro subárbol, donde las tupias que resultan del primer algoritmo sustituyen al subárbol cuya raíz es la operación **X,ÚMEROP = NÚMP**» P•••l•• I• primera agrupación indica que este subárbol se ejecutará primero.

Resumen de la heurística para la optimización algebraica. Ahora resumiremos la heurística básica para la optimización algebraica. La principal heurística consiste en aplicar primero las operaciones que reducen el tamaño de los resultados intermedios. En esto entra la ejecución de las operaciones SELECCIONAR tan pronto como sea posible para reducir el número de tupias, y la ejecución de las operaciones PROYECTAR tan pronto como sea posible para reducir el número de atributos. Esto se logra desplazando las operaciones SELECCIONAR y PROYECTAR lo más abajo que se pueda en el árbol. Además, se deben ejecutar las operaciones SELECCIONAR y REUNIÓN más restrictivas —esto es, las que producen relaciones con el menor número de tupias o el tamaño absoluto más pequeño— antes que otras operaciones similares. Para ello se reacomodan los nodos hoja del árbol y se ajusta el resto del árbol según sea apropiado.

16.2.2 *Optimización heurística de grajos de consulta (cálculo relaciona!)**

El enfoque que describimos en seguida se conoce como **descomposición de consultas** y se propuso inicialmente como técnica de optimización heurística para implementar el lenguaje QUEL (Cap. 8) en el SGBD INGRES. Las consultas en QUEL son muy similares al cálculo

relacional de tupias (Cap. 8) y se representan como grafos de consulta. Aquí sólo examinaremos consultas de seleccionar-proyectar-reunir, aunque la técnica puede extenderse a consultas más generales. Recuerde que una consulta en QUEL puede incluir variables de tupia: una variable por cada relación que desempeñe un cierto papel en la consulta.

Un grafo de consulta es una representación de una expresión seleccionar-proyectar-reunir del cálculo relacional de tupias o consulta QUEL. Cada variable de tupia se representa con un nodo en la gráfica, y las aristas entre estos nodos representan condiciones de re* unión en las que intervienen estas variables. Los valores constantes que aparecen en la consulta se representan mediante nodos especiales llamados nodos constantes, los cuales se conectan mediante aristas, que representan condiciones de selección, a los nodos que representan las variables de tupia implicadas en dichas condiciones.

La figura 16.5 muestra un grafo de consulta para la siguiente consulta en QUEL, que se especifica sobre el esquema relacional de la figura 6.5 y que corresponde a la consulta C2 de los capítulos 6 a 8: Para cada proyecto ubicado en 'Santiago', obtener su número, el número del departamento que lo controla, y el apellido, la dirección y la fecha de nacimiento del gerente de ese departamento:

```
C2:   RANGE OF  P IS PROYECTO, D IS DEPARTAMENTO, E IS EMPLEADO
      RETRIEVE  (P.NÚMEROP, D.NÚMEROD, E.APELLIDO, E.FECHAN,
                 E.DIRECCIÓN)
      WHERE     P.NÚMD=D.NÚMEROD AND D.NSSGTE=E.NSS AND
                 P.LUGARP^Santiago'
```

En la figura 16.5 las variables de tupia B D y E y el valor constante 'Santiago' se representan con nodos en el grafo. Los nodos constantes se indican con óvalos dobles. Las aristas se rotulan con las condiciones de selección o reunión correspondientes. Observe que el grafo de consulta no especifica ningún *orden de ejecución* sobre las operaciones, a diferencia del árbol de consulta, que tiene un orden implícito. Esto hace al grafo de consulta una representación totalmente neutral, que especifica *qué* va a obtener la consulta pero no *cómo* ejecutarla. El grafo de consulta es una **representación canónica** de una consulta de seleccionar-proyectar-reunir del cálculo relacional; cada consulta corresponde a uno y sólo un grafo. En esto difieren de los árboles de consulta, ya que muchos árboles distintos pueden representar la misma consulta.

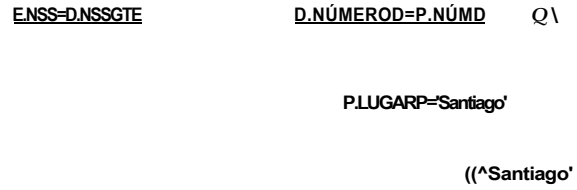


Figura 16.5 Grafo de consulta para C2.

Optimización y ejecución de un grafo de consulta por descomposición de la consulta. Ahora describiremos el método de descomposición de consultas que optimiza heurísticamente (deriva una "buena" estrategia de ejecución) y ejecuta un grafo de consulta. Ilustraremos nuestro análisis con la consulta C: Buscar los apellidos de los empleados nacidos después de 1957 que trabajan en un proyecto ubicado en 'Santiago', controlado por el departamento 4. Esta consulta se refiere a la base de datos de la figura 6.5 y se especifica en QUEL como sigue:

```
C:  RANGE OF  P IS PROYECTO, T IS TRABAJA_EN, E IS EMPLEADO
    RETRIEVE  (E.APELLIDO)
    WHERE     P.LUGARP='Santiago' AND P.NÚMD=4 AND
              P.NÚMEROP=T.NÚMP  AND
              T.NSSE=E.NSS AND E.FECHAN>'31-DIC-57'
```

La figura 16.6(a) muestra el grafo de consulta de C. El enfoque de descomposición de consultas utiliza la heurística de ejecutar las operaciones SELECCIONAR antes que las de REUNIÓN o de PRODUCTO CARTESIANO identificando subconsultas de una variable, en las que participa sólo una variable de tupia y una condición de selección. Estas subconsultas se ejecutan primero, y la lista de proyección de cada subconsulta incluye cualesquier atributos que se necesiten en el proceso subsecuente. Una consulta de múltiples variables se descompone en una secuencia de subconsultas de una sola variable por separación y sustitución de tupias. La separación es el proceso de identificar y separar una subconsulta que tenga una sola variable en común con el resto de la consulta. La sustitución de tupias es el proceso de sustituir una tupia a la vez por una de las variables de la consulta; esto es, se obtiene un ejemplar de la variable con *tupias correspondientes reales* de la base de datos. Esto genera, para una consulta de n variables, varias consultas más simples de (n - 1) variables, una por cada tupia sustituida.

La separación se aplica antes que la sustitución de tupias, porque genera dos consultas a partir de una. La sustitución de tupias se aplica sólo cuando la separación no es posible. Si usamos estas dos operaciones de manera repetitiva, podemos llegar a reducir la consulta a varios componentes irreducibles (constantes) cuya combinación produzca el resultado de la consulta. En el caso de C, primero se separan y ejecutan las siguientes subconsultas de una sola variable:

```
Ca:  RETRIEVE  INTO P' (P.NÚMEROP)
     WHERE     P.LUGARP='Santiago' AND P.NÚMD=4
Cb:  RETRIEVE  INTO E' (E.APELLIDO, E.NSS)
     WHERE     E.FECHAN>'31 -DIC-57'
```

El grafo de la figura 16.6(a) se ha reducido ahora al grafo de la figura 16.6(b) al haberse eliminado los nodos constantes e incluido nodos para representar las relaciones intermedias P y E' correspondientes a los resultados de las subconsultas Ca y Cb. Las relaciones intermedias se representan mediante nodos pequeños, que aparecen como círculos dobles en la figura 16.6(b), para indicar que el número de tupias de estas relaciones se ha reducido al aplicar una consulta de seleccionar-proyectar a una relación. Cuando ya *no es posible separar y ejecutar más subconsultas de una sola variable,* y si queda más de un nodo, el grafo representa una o más consultas de múltiples variables. Cada subgrafo conectado representa una subconsulta, y cada arista, una condición de reunión. La operación de producto cartesiano se debe aplicar a las subconsultas correspondientes a particiones del grafo. En nuestro ejemplo, el grafo de la figura 16.6(b) tiene sólo una partición y representa una consulta original modificada C", la cual es una consulta de tres variables que se refiere a la relación TRABAJA_EN (T) y a las relaciones intermedias P y E':

```
C":  RETRIEVE  (E.APELLIDO)
     WHERE     P'.NÚMEROP=T.NÚMP AND T.NSSE=E'.NSS
```

El siguiente paso es aplicar la sustitución de tupias, que especifica un orden en las operaciones de reunión y producto cartesiano con base en el método de ciclo anidado para ejecutar reuniones (método R1 de la sección 16.1.2, pero extendido para reuniones multidireccionales). Sin embargo, en la implementación real podría usarse el método R2 si existen estructuras de acceso apropiadas sobre los atributos de reunión. La principal decisión de optimización implica elegir cuál de las relaciones se debe colocar en el ciclo exterior y cuál en el interior. Durante la sustitución de tupias de esta consulta de n variables, la variable de tupia de la relación exterior se sustituye por una de sus tupias a la vez durante el proceso de evaluación de la consulta. Para *cada tupia* de la relación externa, se genera una consulta de (n - 1) variables, con la variable de la relación exterior sustituida por esa tupia constante, y podemos aplicar separación seguida de sustitución de tupias recursivamente a cada una de estas consultas.

La heurística principal para escoger una relación para la sustitución de tupias es el número de tupias en la relación. Primero se debe escoger una relación pequeña. Si el grafo reducido tiene más de una relación pequeña, se debe escoger la que se estime que tenga el menor número de tupias, si es posible determinar esto.[1]

Ilustraremos la sustitución de tupias para nuestro ejemplo de la figura 16.6(b). A partir de la extensión de la base de datos de la figura 6.6, la relación P tendrá dos tupias PROYECTO con valores de NÚMEROP de 10 y 30, y E' tendrá tres tupias EMPLEADO con valores de NSS de 999887777,453453453 y 987987987. Si escogemos la relación P para la sustitución de tupias, podemos reemplazar el grafo de la figura 16.6(b) por los dos grafos de la figura 16.6(c): un grafo por cada tupia t de P'. Después de obtener el resultado de cada uno de estos grafos, tomaremos su UNIÓN para formar el resultado del grafo original de la figura 16.6(b). Para cada uno de los grafos de la figura 16.6(c), el nodo al que se aplicó la sustitución de tupias se puede descomponer en uno (o más) nodos constantes, y volvemos a aplicar recursivamente el algoritmo de descomposición a cada grafo. Al final del algoritmo se producirá el resultado de la consulta original. Las figuras 16.6(d) a (f) ilustran el resto del proceso de nuestra consulta. Se ejecuta la UNIÓN de los resultados de cada grafo producido por la sustitución de tupias.

16.3 Empleo de estimaciones de costo en la optimización de consultas*

Un optimizador de consultas no debe depender exclusivamente de reglas heurísticas; también debe estimar y comparar los costos de ejecutar una consulta con diferentes estrategias

[1] En la práctica, el proceso de escoger la variable para la sustitución de tupias, llamado selección de variable, es más complicado. Se puede utilizar otros factores como la disponibilidad de caminos de acceso a relaciones para estimar los costos de elegir diferentes variables.

de ejecución, y elegir la estrategia con el *más bajo costo estimado.* Para que este enfoque funcione se necesitan estimaciones de costo precisas para cada estrategia de ejecución, a fin de que las comparaciones sean justas y realistas. Además, debemos limitar el número de estrategias de ejecución que se considerarán; de lo contrario, se invertirá demasiado tiempo en elaborar estimaciones de costo para las muchas estrategias de ejecución posibles. Así pues, este enfoque es más apropiado para **consultas compiladas,** en las que la optimización se efectúa en el momento de la compilación y el código de la estrategia resultante se almacena y ejecuta directamente en el momento de la ejecución. En las **consultas interpretadas,** donde todo el proceso que se muestra en la figura 16.1 se realiza en el momento de la ejecución, una optimización con todas las de la ley puede hacer muy lenta la respuesta. Una optimización más elaborada es lo indicado para las consultas compiladas, y una optimización parcial, menos larga, es lo mejor para las consultas interpretadas.

Esta estrategia se llama **optimización sistemática de consultas,**[1] y es similar a las técnicas de optimización tradicionales según las cuales se busca la solución a un problema dentro del espacio de soluciones al tiempo que se mantiene minimizada una función objetiva (el costo). Las funciones de costo empleadas en la optimización de consultas son estimaciones y no funciones exactas, por lo que es posible elegir una estrategia de ejecución que no sea la óptima. En la sección 16.3.1 examinaremos los componentes del costo de ejecución de las consultas. En la sección 16.3.2 veremos el tipo de información que se requiere para las funciones de costo. Esta información se mantiene en el catálogo del SGBD. En la sección 16.3.3 proporcionaremos ejemplos de funciones de costo para una operación SELECCIONAR, y en la sección 16.3.4 analizaremos las funciones de costo para operaciones de REUNIÓN bidireccional.

16.3.1 *Componentes del costo de ejecución de una consulta*

El costo de ejecutar una consulta incluye los siguientes componentes:

1. Costo de acceso a almacenamiento secundario: Este es el costo de buscar, leer y escribir bloques de datos que residen en almacenamiento secundario, principalmente en disco. El costo de buscar registros de un archivo depende del tipo de estructuras de acceso que tenga ese archivo, como ordenamiento, dispersión e índices primarios y secundarios. Además, el costo de acceso se ve afectado por factores como la colocación de los bloques del archivo (contiguos en el mismo cilindro o desperdigados por todo el disco).

2. Costo de almacenamiento: Este es el costo de almacenar cualesquier archivos intermedios que genere una estrategia de ejecución de la consulta.

3. Costo de cómputo: Este es el costo de realizar operaciones en memoria con el almacenamiento intermedio de datos durante la ejecución de la consulta. Estas operaciones incluyen la búsqueda de registros, la ordenación de registros, la combinación de registros para una reunión y la realización de cálculos con los valores de los campos.

4. Costo de comunicación: Este es el costo de enviar la consulta y sus resultados desde el sitio de la base de datos al sitio de la terminal donde se originó la consulta.

[1]Este enfoque se usó por vez primera en el optimizador del SGBD experimental System *R* creado en IBM.

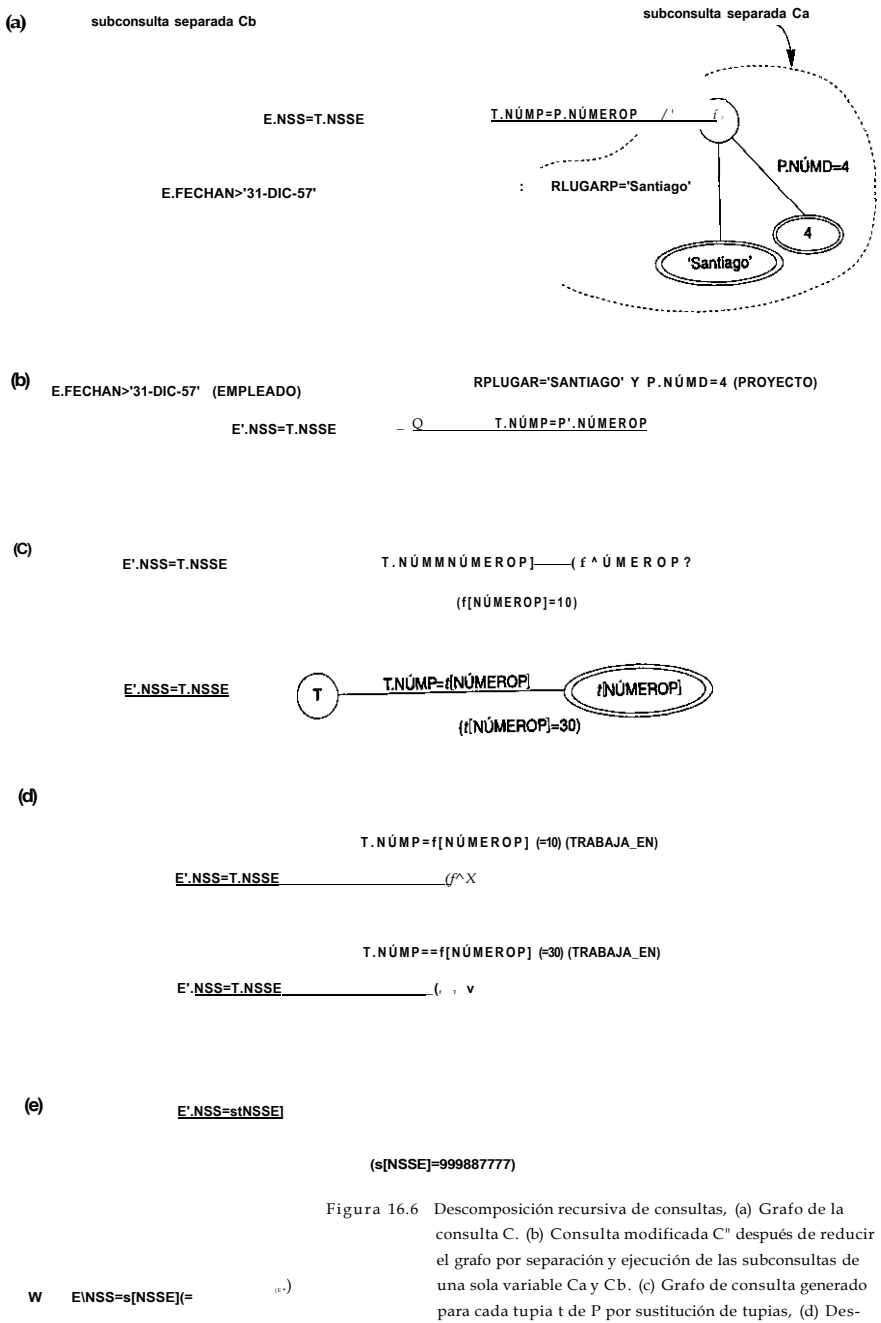


Figura 16.6 Descomposición recursiva de consultas, (a) Grafo de la consulta C. (b) Consulta modificada C" después de reducir el grafo por separación y ejecución de las subconsultas de una sola variable Ca y Cb. (c) Grafo de consulta generado para cada tupia t de P por sustitución de tupias, (d) Después de aplicar otra vez separación, (e) Grafo de consulta generado para cada tupia s de T durante la sustitución de tupias, (t) Grafo ineducible después de aplicar separación una vez más.

En las bases de datos grandes, se hace hincapié sobre todo en minimizar el costo de acceso a almacenamiento secundario. De hecho, muchas funciones de costo ignoran los demás factores y comparan las diferentes estrategias de ejecución en términos del número de transferencias de bloques entre el disco y la memoria principal. En las bases de datos más pequeñas, como casi todos los datos de los archivos implicados en la consulta se pueden almacenar totalmene en la memoria, lo más importante debe ser minimizar el costo de cómputo. En las bases de datos distribuidas, donde intervienen muchos sitios (véase el Cap. 23), también debe minimizarse el costo de comunicación. Es difícil incluir todos estos componentes de costo en una función (ponderada) de costo debido a la dificultad de asignar pesos adecuados a dichos componentes. Por esta razón, muchas funciones de costo consideran sólo un factor: el acceso a disco. En la siguiente sección examinaremos parte de la información que se necesita para formular funciones de costo.

16.2 *Información del catálogo para las funciones de costo*

Para estimar los costos de diversas estrategias de ejecución, debemos mantener la información que necesitan las funciones de costo. Esta información puede almacenarse en el catálogo del SGBD, de donde la obtendrá el optimizador de consultas. En primer lugar, debemos conocer el tamaño de cada archivo. En archivos cuyos registros sean todos del mismo tipo, se requerirán el número de registros (tupias), r, y el número de bloques, *b,* (o estimaciones aproximadas de ellos). El factor de bloques del archivo, *fbl,* también puede ser útil. Además, debemos conocer el método de acceso primario y los atributos de acceso primario. Puede ser que los registros del archivo no estén ordenados, que estén ordenados según un atributo con o sin índice primario o de agrupamiento, o que estén dispersos según un atributo clave. Se mantiene información sobre todos los índices secundarios y atributos de indización. Se requiere el número de niveles, x, de cada índice de múltiples niveles (primario, secundario o de agrupamiento) para las funciones de costo que estiman el número de los accesos a bloque que ocurren durante la ejecución de una consulta. En algunas funciones de costo se requiere el número de bloques del primer nivel del índice, b_i.

Otro parámetro importante es el número de valores distintos, d, de un atributo de indización. Esto permite estimar la cardinalidad de selección, s, de un atributo, que es el número *medio* de registros que satisfarán una condición de selección sobre ese atributo. En el caso de un atributo clave, $s = 1$. En el caso de un atributo no clave, si suponemos que los *d* valores distintos están distribuidos de manera uniforme entre los registros, tenemos que

$$s = (r/d)$$

Es fácil mantener información tal como el número de niveles de un índice porque no cambia con mucha frecuencia; sin embargo, otros tipos de información pueden cambiar muy a menudo. Por ejemplo, el número de registros de un archivo, r, cambia cada vez que se inserta o elimina un registro. El optimizador de consultas necesita valores razonablemente cercanos, pero no por fuerza de último minuto, de estos parámetros para estimar el costo de las diversas estrategias de ejecución. En las siguientes dos secciones examinaremos cómo se usan algunos de estos parámetros en las funciones de costo para un optimizador sistemático de consultas.

1633 Ejemplos *de funciones de costo para* SELECCIONAR

A continuación presentaremos funciones de costo para los algoritmos de selección SI a S8 que analizamos en la sección 16.1.1 en términos del *número de transferencias de bloques* entre la memoria y el disco. Estas funciones de costo son estimaciones que no toman en cuenta el tiempo de cálculo, el costo de almacenamiento ni otros factores mencionados en la sección 16.3.1. Nos referiremos al costo del método Si como C_{Si} accesos a bloques.

51. Enfoque de búsqueda lineal (por fuerza bruta): Examinar todos los bloques del archivo para obtener todos los registros que satisfacen la condición de selección; por tanto, $C_{S1a} = b$. En el caso de una condición de igualdad sobre una clave, sólo se examina en promedio la mitad de los bloques antes de encontrar el registro, así que $C_{S1b} = (b/2)$.

52. Búsqueda binaria: Esta búsqueda tiene acceso a aproximadamente $C_{S2} = \log_2 b +$ f"(s//¿I)l - 1 bloques de archivo. Esto se reduce a $\log_2$í? si la condición de igualdad es sobre un atributo único (clave), porque $s = 1$ en este caso.

53. Empleo de un índice primario (S3a) o una clave de dispersión (S3b) para obtener un solo registro: En el caso de un índice primario, se lee un bloque más que el número de niveles del índice; por tanto, $C_{S3a} = x + 1$. En el caso de la dispersión, la función de costo es aproximadamente $C_{S3b} = 1$.

54. Empleo de un índice de ordenamiento para leer múltiples registros: Si la condición de comparación es >, >, < o < sobre un campo clave con un índice de ordenamiento, aproximadamente la mitad de los registros del archivo satisfarán la condición. Esto implica una función de costo de $C_{S4} = x + (b/2)$. Se trata de una estimación muy aproximada y, aunque en promedio puede ser correcta, podría ser muy inexacta en casos individuales.

55. Empleo de un índice de agrupamiento para leer múltiples registros: Dada una condición de igualdad, *s* registros satisfarán la condición, donde *s* es la cardinalidad de selección del atributo de indización. Esto significa que se leerán *l(slfbl)~]* bloques del archivo, dando $C_{S5} = x$ 4- ["(s/ibí)!.

56. Empleo de un índice secundario (árbol B⁺): Si la comparación es de *igualdad, s* registros satisfarán la condición, donde s es la cardinalidad de selección del atributo de indización. Sin embargo, dado que el índice no es de agrupamiento, cada uno de los registros podría residir en un bloque distinto, por lo que la estimación de costo es $C_{S6a} = x + s$. Esto se reduce ax + 1 en el caso de un atributo de indización clave. Si la condición de comparación es >, >, < o <, y se supone que la mitad de los registros del archivo satisfacen la condición, entonces (de manera muy aproximada) se leerá la mitad de los bloques del primer nivel del índice, más la mitad de los registros del archivo a través del índice. La estimación de costo en este caso, muy aproximadamente, es $C_{S6b} = x + (b/2) + (r/2)$.

57. Selección conjuntiva: Se usa S1 o bien uno de los métodos S2 a S6 que acabamos de ver. En el segundo caso, se usa una condición para obtener los registros y luego se verifica en almacenamiento intermedio si cada registro obtenido satisface las demás condiciones de la conjunción.

58. Selección conjuntiva empleando un índice compuesto: Igual que S3a, S5 o S6a, dependiendo del tipo de índice.

Ejemplo de empleo de las funciones de costo. En un optimizador de consultas es común enumerar las diversas estrategias posibles para ejecutar una consulta y estimar los costos para cada una. Se puede usar una técnica de optimización —la programación dinámica, por ejemplo— para hallar de manera eficiente el costo estimado óptimo (menor), sin tener que considerar todas las posibles estrategias de ejecución. No analizaremos aquí los algoritmos de optimización; más bien, ilustraremos con un ejemplo simple cómo pueden usarse las estimaciones de costos. Supongamos que el archivo EMPLEADO de la figura 6.5 tiene r_E = 10 000 registros almacenados en b_E = 2000 bloques de disco con fbl_E = 5 registros por bloque y los siguientes caminos de acceso.

1. Un índice de agrupamiento sobre SALARIO, con $\mathbf{X}_{\text{salario}}$ = 3 y cardinalidad de selección s_{SALARIO} = 20.
2. Un índice secundario sobre el atributo clave NSS, con x_{NSS} =4 niveles (s_{NSS} =1).
3. Un índice secundario sobre el atributo no clave ND, con x_{ND} = 2 niveles y b_{IIND} = 4 bloques en el primer nivel del índice. Hay d_{ND} = 125 valores distintos de ND, así que la cardinalidad de selección de ND es $s_{\text{ND}} = (r/d_{\text{ND}}) = 80$.
4. Un índice secundario sobre SEXO, con $\mathbf{X}_{\text{sexo}}$ = 1. Hay d_{SEXO} = 2 valores distintos para el atributo SEXO, así que la cardinalidad de selección es $s_{\text{SEXO}} = (r_E/d_{\text{SEXO}}) = 5000$.

Ilustraremos el empleo de las funciones de costo con los siguientes ejemplos:

(OP1): $\sigma_{\text{NSS}='123456789'}$(EMPLEADO)

(OP2): $\sigma_{\text{NACIM}='12-DIC-54'}$(EMPLEADO)

(OP3): $\sigma_{\text{ND}>5}$(EMPLEADO)

(OP4): $\sigma_{\text{ND}=5 \text{ AND } \text{SALARIO}>30000 \text{ AND } \text{SEXO}='F'}$(EMPLEADO)

El costo de la opción por fuerza bruta (búsqueda lineal) SI se estimará como $C_{Sb} = b_E$ = 2000 (para una selección sobre un atributo no clave) o $C_{Sb} = (b/2)$ = 1000 (costo medio para una selección sobre un atributo clave). En el caso de OPl podemos usar el método SI o el S6a; la estimación de costo para S6a es $C_{S6a} = \mathbf{X}_{\text{SSN}} + 1 = 4 + 1 = 5$, y se prefiere al método SI, cuyo costo medio es C_{Sb} = 1000. En el caso de OP2 podemos usar el método SI (con costo estimado C_{Sb} = 2000) o el método S6b (con costo estimado $C_{S6b} = \mathbf{x}_{\text{ND}} + KJV + (V^2) - 2 + W^2) + (10\ 000/2) = 5004)$> así que escogemos el enfoque por fuerza bruta para OP2. En el caso de OP3 podemos usar el método SI (con costo estimado C_{Sb} = 2000) o el método S6a (con costo estimado $C_{S6a} = x_{\text{ND}} + s_{\text{ND}} = 2 + 80 = 82$), así que elegimos el método S6a.

Por último, consideremos OP4, que tiene una condición de selección conjuntiva. Necesitamos estimar el costo de usar cada uno de los tres componentes de la selección para obtener los registros, más el enfoque por fuerza bruta. Este último tiene una estimación de costo de C_{Sb} = 2000. Si usamos la condición (ND = 5) primero, tendremos la estimación de costo C_{S6a} = 82. Si usamos la condición (SALARIO > 30 000) primero, tendremos la estimación de costo $C_{S4} = \mathbf{x}_{\text{SALARIO}} + (b_E/2) = 3 + (2000/2) = 1003$. Si usamos la condición (SEXO = F) primero, tendremos la estimación de costo $C_{S6i\ \text{sexo}} = x_{\text{SEXO}} + s_{\text{SEXO}} = 1 + 5000 = 5001$. El optimizador escogerá entonces el método S6a con el índice secundario sobre ND porque tiene la estimación de costo más baja. Se usa la condición (ND = 5) para obtener los registros, y se comprueba el resto de la condición conjuntiva (SALARIO > 30 000 AND SEXO = F) para cada uno de los registros seleccionados que están en la memoria.

16.3.4 *Ejemplos de funciones de costos para* REUNIÓN

A fin de obtener funciones de costo razonablemente exactas para las operaciones de reunión, debemos tener una idea del tamaño (número de tupias) del archivo que resultará después de la operación de reunión. Esto suele guardarse como la razón entre el tamaño (número de tupias) del archivo de reunión y el tamaño del archivo de producto cartesiano, si ambas operaciones se aplican a los mismos archivos, y se denomina selectividad de reunión, sr. Si denotamos el número de tupias de una relación R con $|R|$, tenemos

$$sr = |(R *_c S)| / |(R \times S)| = |(R M_c S)| / (|R| * |S|)$$

Si no hay condición de reunión c, entonces sr = 1 y la reunión equivale al producto cartesiano. Si ningún par de tupias de las relaciones satisface la condición de reunión, entonces *sr* = 0. En general, 0 < sr < 1. Para una reunión en la que la condición c es una comparación de igualdad RA = S.B, tenemos estos dos casos especiales:

1. Si A es una clave de R, entonces $|(R * S)| < |S|$, así que $sr < (1/|R|)$.
2. Si B es una clave de S, entonces $|(R * S)| < |R|$, así que $sr < (1/|S|)$.

Tener una estimación de la selectividad de reunión para condiciones de reunión que se presentan con frecuencia permite al optimizador de consultas estimar el tamaño del archivo resultante de la operación de reunión, dados los tamaños de los dos archivos de entrada, mediante la fórmula $|(R * S)| = sr * |R| * |S|$. Ahora podemos presentar algunas muestras de funciones de costo *aproximadas* para estimar el costo de algunos de los algoritmos de reunión que vimes en la sección 16.1.2. Las operaciones de reunión tienen la forma

$$R \underset{A=B}{\times} S$$

donde A y B son atributos de dominio compatible de R y S, respectivamente. Supongamos que R tiene b_R bloques y que S tiene b_S bloques:

R1. Enfoque de ciclo anidado: Suponga que usamos R para el ciclo exterior; en tal caso tendremos la siguiente función de costo para estimar el número de accesos a bloques con este método, suponiendo *dos buffers* en memoria. Suponemos también que el factor de bloques del archivo resultante es fbl_{RS} y que se conoce la selectividad de reunión:

$$C_{R1} = b_R + (W + ((sr * R * S|)))$$

La parte final de la fórmula es el costo de escribir el archivo resultante en disco. Podemos modificar esta fórmula para tener en cuenta diferentes números de *buffers* en memoria, como se explicó en la sección 16.1.2.

R2: Empleo de una estructura de acceso para obtener los registros coincidentes: Si hay un índice para el atributo de reunión B de S con x_B niveles, podemos obtener todos los registros de R y luego usar el índice para obtener todos los registros coincidentes t de S que satisfagan t[B] = s[A]. El costo depende del tipo de índice. En el caso de un índice secundario donde s_B es la cardinalidad de selección del atributo de reunión B de S, tenemos

[1] La cardinalidad de selección se definió como el número medio de registros que satisfacen una condición de igualdad sobre un atributo, o sea que es el número medio de registros que tienen el mismo valor del atributo y que por tanto se reunirán con un solo registro del otro archivo.

$$c_{R2a} = ^ + (| R | * K + 5,)) + ((sr* | R | * | S |) / / by$$

En el caso de un índice de agrupamiento donde s_n es la cardinalidad de selección de B, tenemos

$$c\ R\ ¿ = b_R + (\ R\ *(x_B + (s_n/fbl_n))) + ((sr* |R| * \ S\ )/fbl_{Rs})$$

En el caso de un índice primario, tenemos

$$C_{IU_x} = b_{I.} + (| R | * (x_{I.} + 1)) + ((sr* | R | * | S |).!fbg$$

Si hay una clave de dispersión para uno de los dos atributos de reunión —digamos, B de S— tenemos

$$C_{Md} = b_g + (| R | * h) + ((sr* | R | * | S |)^g$$

donde $h > 1$ es el número medio de accesos a bloque necesarios para obtener un registro, dado su valor de clave de dispersión.

R3. Reunión por ordenamiento-combinación: Si los archivos ya están ordenados sobre el atributo de reunión, la función de costo para este método es

$$c_{R3a} = ^ + fe_s + ((sr* | R | * | s |)//t,y$$

Si es preciso ordenar los archivos, hay que agregar el costo de la ordenación. Podemos aproximar este costo con $k * b * \log_2 b$ para un archivo de b Hoques, donde k es un factor constante. Así pues, tenemos la siguiente función de costo:

$$C_{R3}b = k * « b_R * Iog_2 b_R) + (b_. * bg_2 b_.)) + b_R + b_.$$
$$+ \quad ((sr* \ R\ * \ S\ )!fbl_{Rs})$$

Ejemplo de uso de las funciones de costo. Suponga que tenemos el archivo EMPLEADO que describimos en el ejemplo de la sección anterior, y que el archivo DEPARTAMENTO de la figura 6.5 consta de $r_D = 125$ registros almacenados en $b_D = 13$ bloques de disco. Consideremos las operaciones de reunión:

(OP6): EMPLEADO $\cdot_{\ldots NÚMEROD}$ **DEPARTAMENTO**
(OP7): DEPARTAMENTO $^{M}{}_{NSSGTE=NSS}$ **EMPLEADO**

Suponga que tenemos un índice primario sobre NÚMEROD de DEPARTAMENTO con $x_{NUMEROD} = 1$ nivel y un índice secundario según NSSGTE de DEPARTAMENTO con cardinalidad de selección $S_{NSSGTE} = 1$ y $X_{NSSGTE} = 2$ niveles. Suponga que la selectividad de reunión para OP6 es $j_{op6} = (V | \text{DEPARTAMENTO} |) = 1/125$ porque NÚMEROD es una clave de DEPARTAMENTO. Suponga además que el factor de bloques del archivo de reunión resultantes es $fb_{ij} = 4$ registros por bloque. Podemos estimar los costos de la operación de REUNIÓN OP6 con los métodos aplicables R1 y R2, como sigue:

1. Usando el método Rl con EMPLEADO como ciclo exterior:

$$C_{R1} = b_R + (b_H * y + ((sr^ * r_R * r_D) / fNJ$$
$$= 2000 + (2000 * 13) + (((1/125) * 10\,000 * 125)/4) = 30\,500$$

2. Usando el método R2 con DEPARTAMENTO como ciclo exterior:

$$C_{R1} = ^_D + (t_E * b_D) + ((_s r_{op6} * r_E * r_D) / / bí_{ED})$$
$$= 13 + (2000 * 13) + (((1/125) * 10\,000 * 125)/4) = 28\,513$$

3. Usando el método R2 con EMPLEADO como ciclo exterior:

$$C_{R2} = ^ + (r_R * (x ^ + 1)) + ((s r ^ * r_R ' r ^$$
$$= 2000 + (10\,000 * 2) + (((1/125) * 10\,000 * 125)/4) = 24\,500$$

4. Usando el método R2 con DEPARTAMENTO como ciclo exterior:

$$C_{M.} = fc_D + (r_D * (^ + sJ) + ((s r ^ * r_R * 0 ^$$
$$= 13 + (125 * (2 + 80)) + (((1/125) * 10\,000 * 125)/4) = 12\,763$$

El caso 4 tiene la más baja estimación de costo y es el que se escogerá. Observe que si se dispusiera de 14 *buffers* en memoria (o más) para ejecutar la reunión, en vez de sólo 2,13 de ellos podrían usarse para contener toda la relación DEPARTAMENTO en la memoria, y el costo del caso 2 se reduciría drásticamente a sólo $b_E + b_D + ((sr_{op6} * r_E * r^/fbljj = 4513$, como se explicó en la sección 16.1.2. Como ejercicio, el lector deberá realizar un análisis similar para OP7.

16.4 Optimización semántica de consultas*

Se ha sugerido un enfoque diferente para la optimización de consultas, llamado **optimización semántica de consultas.** Esta técnica, que puede usarse en combinación con las que acaba- /. mos de ver, se vale de restricciones especificadas sobre el esquema de la base de datos para convertir una consulta en otra cuya ejecución sea más eficiente. No analizaremos con detalle este enfoque; sólo lo ilustraremos con un ejemplo. Consideremos la consulta SQL:

```
SELECT   E.APELLIDO, G.APELLIDO                    [, \
FROM     EMPLEADO EG                               \ \
WHERE    E.NSSSUPER=G.NSSANDE.SALARIO>G.SALABIO    \ ,
```

Esta consulta obtiene los apellidos de los empleados que ganan más que sus supervis\^ res. Suponga que tuviéramos una restricción en el esquema de base de datos según la cual* ningún empleado puede ganar más que su supervisor directo. Si el optimizador semántico de consultas verifica si existe esta restricción, no necesitará ejecutar la consulta porque sabrá que su resultado estará vacío. Se puede usar las técnicas llamadas de **demostración de teoremas** para este fin. Esto puede ahorrar bastante tiempo si es posible efectuar la comprobación de restricciones con eficiencia. Sin-embargo, una búsqueda entre muchas restricciones para encontrar las que son aplicables a una consulta dada y que la pueden optimizar semánticamente también puede consumir bastante tiempo. Con la aparición de las bases de conocimientos y los sistemas expertos, es posible que las técnicas de optimización semántica se incorporen en los SGBD del futuro.

16.5 Resumen

En este capítulo presentamos un panorama de las técnicas con las que que los SGBD procesan y optimizan consultas de alto nivel. En la sección 16.1 vimos cómo un SGBD puede ejecutar diversas operaciones del álgebra relacional. Vimos que algunas operaciones, en particular SELECCIONAR y REUNIÓN, pueden tener muchas opciones de ejecución. También explicamos cómo las rutinas de acceso a la base de datos pueden implementar combinaciones de operaciones.

En la sección 16.2 examinamos enfoques heurísticos para la optimización de consultas, los cuales se valen de reglas heurísticas para mejorar la eficiencia de la ejecución de las consultas. En la sección 16.2.1 mostramos cómo se puede optimizar heurísticamente un árbol de consulta que represente una expresión del álgebra relacional mediante la reorganización de los nodos del árbol. También explicamos las reglas de transformación que conservan la equivalencia y que se pueden aplicar a un árbol de consulta. En la sección 16.2.2 analizamos la notación de un grafo de consulta, el cual representa una expresión del cálculo relacional, y mostramos cómo se puede optimizar y ejecutar con la técnica llamada *descomposición de consultas*. Esta técnica descompone una consulta en otras más simples e incluye heurísticas para ordenar la ejecución de las operaciones de la consulta.

En la sección 16.3 vimos el enfoque sistemático o de estimación de costos para optimizar las consultas. Mostramos la forma de elaborar funciones de costo para algunas rutinas de acceso, y de usar estas funciones para estimar el costo de diferentes estrategias de ejecución. Por último, en la sección 16.4, explicamos la técnica de optimización semántica de consultas.

Preguntas de repaso

16.1. ¿Qué significa el término *rutina de acceso*. ¿Por qué es importante implementar varias operaciones relacionales en una sola rutina de acceso?

16.2. Analice los diferentes algoritmos para implementar cada uno de los siguientes operadores relacionales y las circunstancias en las que puede usarse cada algoritmo: SELECCIONAR, REUNIÓN, PROYECTAR, UNIÓN, INTERSECCIÓN, DIFERENCIA, PRODUCTO CARTESIANO.

16.3. ¿Qué significa el término *optimización heurística!* Analice las principales heurísticas que se aplican durante la optimización de consultas.

16.4. ¿Cómo representa un árbol de consulta una operación del álgebra relacional? ¿Qué es una *ejecución* de un árbol de consulta? Explique las reglas para transformar árboles de consulta e indique cuándo debe aplicarse cada regla durante la optimización.

16.5. ¿Cómo representan los grafos de consulta operaciones del cálculo relacional? Explique el enfoque de descomposición de consultas para optimizar y ejecutar un grafo de consulta.

16.6. ¿Qué significa *optimización sistemática de consultas!*

16.7. Analice los componentes de costo de una función que sirve para estimar el costo de ejecución de una consulta. ¿Cuáles componentes de costo se usan con mayor frecuencia como base para las funciones de costo?

16.8. Explique los diferentes tipos de parámetros que se usan en las funciones de costo. ¿Dónde se guarda esta información?

16.9. Mencione las funciones de costo para los métodos de SELECCIONAR y REUNIÓN que se vieron en la sección 16.1.

16.10. ¿Qué significa *optimización semántica de consultas!* ¿En qué difiere de otras técnicas de optimización de consultas?

Ejercicios

16.11. Considere las consultas SQL C1, C8, C1B, C4 y C27 del capítulo 7.

a. Dibuje por lo menos dos árboles de consulta que puedan representar *cada una* de estas consultas. ¿En qué circunstancias usaría cada uno de sus árboles de consulta?

b. Dibuje el árbol de consulta inicial para cada una de estas consultas; en seguida, muestre cómo el algoritmo bosquejado en la sección 16.2.1 optimizaría el árbol de consulta.

c. Para cada consulta, compare sus propios árboles de consulta de la parte a y los árboles iniciales y finales de la parte b.

16.12. Dibuje el grafo de consulta para las consultas QUEL C0, C1, C3', C8, C1D y C27 del capítulo 8; en seguida, indique cómo el algoritmo de descomposición de consultas de la sección 16.2.2 optimizaría y ejecutaría cada grafo.

16.13. Elabore funciones de costo para los algoritmos de PROYECTAR, UNIÓN, INTERSECCIÓN, DIFERENCIA DE CONJUNTOS y PRODUCTO CARTESIANO que vimos en las secciones 16.1.3 y 16.1.4.

16.14. Elabore funciones de costo para un algoritmo que conste de dos operaciones SELECCIONAR, una REUNIÓN y una operación PROYECTAR final, en términos de las funciones de costo para las operaciones individuales.

16.15. Calcule las funciones de costo para las diferentes opciones de ejecución de la operación de REUNIÓN **OP7** que analizamos en la sección 16.3.4.

16.16. Elabore fórmulas para el algoritmo de reunión por dispersión híbrida para calcular el tamaño del almacenamiento intermedio para la primera cubeta. Elabore fórmulas de estimación de costo más exactas para el algoritmo.

16.17. Estime el costo de las operaciones **OP6** y **OP7** mediante las fórmulas desarrolladas en el ejercicio 16.16.

Bibliografía selecta

Un estudio reciente (Graefe 1993) analiza el procesamiento de consultas en sistemas de base de datos e incluye una amplia bibliografía. Un artículo de Jarke y Koch (1984) ofrece una taxonomía de la optimización de consultas y contiene una bibliografía de los trabajos en esta área. Una de las primeras referencias sobre optimización de consultas es Rothnie (1975), que describe la optimización de consultas de dos variables en el SGBD experimental DAMAS. Palermo (1974) muestra cómo las expresiones del cálculo relacional pueden convertirse al álgebra relacional y luego optimizarse. Smith y Chang (1975) dan un algoritmo detallado para la optimización en el álgebra relacional. Hall (1976) examina las transformaciones del álgebra relacional en el SGBD experimental PRTV.

Los algoritmos de descomposición para QUEL, empleados en el SGBD experimental INGRES, se presentan en Wong y Youssefi (1976); y en Youssefi y Wong (1979) se estudia su rendimiento. Whang (1985) analiza la optimización de consultas en OBE (Office-By-Example), que es un sistema basado en QBE.

La optimización sistemática con funciones de costo se usó en el SGBD experimental System R y se examina en Astrahan *et al* (1976). Selinger *et al* (1979) trata la optimización de reuniones multidireccionales en System R. Los algoritmos de reunión se analizan en Gotlieb (1975), Blasgen y Eswaran (1976) y Whang *et al* (1982). Los algoritmos de dispersión para implementar las reuniones

se describen y analizan en DeWitt et *al* (1984), Bratbergsengen (1984), Shapiro (1986), Kitsuregawa *et al* (1989) y Blakeley y Martin (1990), entre otros. Kim (1982) estudia las transformaciones de consultas SQL anidadas en representaciones canónicas. La optimización de funciones agregadas se analiza en Klug (1982) y en Muralikrishna (1992).

Salzberg *et al* (1990) describe un algoritmo de ordenación externa rápido, y Lipton *et al* (1990) analiza la estimación de la selectividad. Yao (1979) presenta un análisis comparativo de muchos algoritmos conocidos de procesamiento de consultas. Kim *et al* (1985) trata temas avanzados de optimización de consultas. La optimización semántica se analiza en King (1981) y en Malley y Zdonick (1986). Trabajos más recientes sobre optimización semántica de consultas se publican en Chakravarthy *et al* (1990), Shenoy y Ozsoyoglu (1989) y Siegel *et al* (1992). Aho *et al* (1979a) analiza una técnica de optimización para consultas del cálculo relacional que sólo incluyen comparaciones de igualdad, operadores AND y cuantificadores existenciales, basada en retablos, que son tablas donde las columnas representan atributos y las filas representan condiciones. Ullman (1982) analiza los retablos. Sagiv y Yannakakis (1980) extienden los retablos para manejar UNIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS.

Beck *et al* (1989) explica la técnica llamada clasificación, que puede servir para optimizar consultas sobre un modelo semántico de los datos. En fechas recientes ha aumentado el interés por los algoritmos paralelos para la ejecución de consultas, como se ve por los trabajos de Mikkilineni y Su (1988).

CAPÍTULO 17

Conceptos de procesamiento de transacciones

En este capítulo presentamos el concepto de transacción atómica, con el cual se representa una unidad lógica de procesamiento de base de datos. Analizamos el problema de control de la concurrencia, que ocurre cuando múltiples transacciones introducidas por varios usuarios se interfieren de modo que los resultados obtenidos son incorrectos. También estudiamos la recuperación después de fallar una transacción. La sección 17.1 explica de manera informal por qué son necesarios el control de concurrencia y la recuperación en un sistema de bases de datos. La sección 17.2 presenta el concepto de **transacción atómica** y examina conceptos adicionales relacionados con el procesamiento de transacciones en los sistemas de bases de datos. La sección 17.3 presenta los conceptos de atomicidad, consistencia, aislamiento y durabilidad: las llamadas **propiedades** ACED (por sus siglas en inglés) que se consideran deseables en las transacciones. I^a sección 17.4 presenta el concepto de **planes (o historias)** de transacciones en ejecución y caracteriza la recuperabilidad de los planes. En la sección 17.5 se trata el concepto de la seriabilidad de las ejecuciones de transacciones concurrentes, con el que se pueden definir las secuencias de ejecución correctas para las transacciones concurrentes. En el capítulo 18 veremos las técnicas de control de concurrencia. El capítulo 19 presenta un panorama sobre las técnicas de recuperación.

17.1 Introducción al procesamiento de transacciones

En esta sección presentaremos de manera informal los conceptos de ejecución concurrente de transacciones y de recuperación después de fallar una transacción. En la sección 17.1.1 compararemos los sistemas de bases de datos de uno y de varios usuarios y mostraremos cómo puede darse la ejecución concurrente de transacciones en sistemas multiusuario. La sección

17.1.2 presenta un modelo simple de ejecución de transacciones, basado en operaciones de lectura y escritura de la base de datos, con que se formalizan los conceptos de control de concurrencia y recuperación. En la sección 17.1.3 mostramos con la ayuda de ejemplos informales por qué en los sistemas multiusuario son necesarias las técnicas de control de concurrencia. Por último, en la sección 17.1.4, para analizar las razones por las que se requieren técnicas que hagan posible recuperarse de fallos, presentaremos las diferentes formas en que pueden fallar las transacciones durante su ejecución.

17.1.1 *Sistemas de uno y de varios usuarios*

Un criterio para clasificar los sistemas de bases de datos es por el número de usuarios que pueden utilizarlos de manera *concurrente,* es decir, al mismo tiempo. Un SGBD es monousua* rio si un solo usuario a la vez puede utilizarlo, y es multiusuario si muchos usuarios pueden utilizarlo al mismo tiempo. Los SGBD monousuario suelen estar restringidos a algunos sistemas de microcomputador, y casi todos los demás SGBD son multiusuario. Por ejemplo, el sistema para reservar vuelos en una línea aérea da servicio a cientos de agentes de viajes y empleados de reservación de manera concurrente. Los sistemas de los bancos, de las agencias aseguradoras, de los mercados de valores, etc., también los operan muchos usuarios que introducen al sistema transacciones de manera concurrente.

El que muchos usuarios puedan utilizar los sistemas de computador al mismo tiempo se debe al concepto de multiprogramación, que permite al computador procesar simultáneamente varios programas (o transacciones). Si sólo hay una unidad central de procesamiento (UCP), en realidad sólo se puede procesar un programa a la vez. Sin embargo, los sistemas operativos de multiprogramación ejecutan algunas órdenes de un programa, luego suspenden ese programa y ejecutan algunas órdenes del siguiente programa, y así sucesivamente. Cuando a un programa le llega el turno de usar la UCP otra vez, se reanuda su ejecución en el punto en el que se suspendió. Así pues, la ejecución concurrente de los programas es en realidad intercalada, como se ilustra en la figura 17.1 (idéntica a la figura 4.3), donde se muestra la ejecución concurrente de dos programas A y B de manera intercalada. La intercalación mantiene ocupada a la UCP cuando un programa en ejecución requiere una operación de entrada o de salida (E/S), como leer un bloque de un disco. La UCP se conmuta para ejecutar otro programa en vez de permanecer ociosa durante el tiempo de E/S.

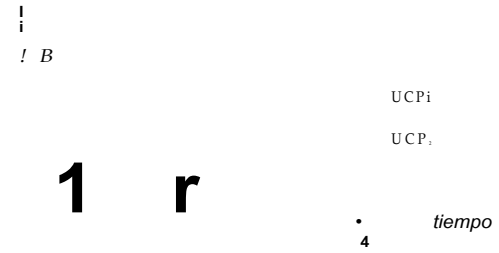


Figura 17.1 Concurrencia intercalada vs. simultánea.

Si el computador cuenta con múltiples procesadores (UCP) en hardware, es posible el procesamiento simultáneo de varios programas, dando lugar a una concurrencia simultánea, no intercalada, como lo ilustran los programas C y D de la figura 17.1. Casi toda la teoría sobre el control de concurrencia en las bases de datos se desarrolló en términos de la concurrencia intercalada, aunque se puede adaptar a la concurrencia simultánea. Para el resto de nuestra exposición en este capítulo supondremos el *modelo intercalado de la ejecución concurrente.*

En un SGBD multiusuario, los elementos de información almacenados son los recursos primarios a los que pueden tener acceso concurrente los programas de usuarios, que constantemente obtienen información de la base de datos y la modifican. A la *ejecución de un programa* que lee o modifica el contenido de la base de datos es a lo que llamamos una transacción.

17.1.2 *Operaciones de lectura y escritura en una transacción*

Al hablar de las técnicas de control de concurrencia y de recuperación nos ocuparemos de las transacciones en el nivel de elementos de información y bloques de discos. En este nivel, las operaciones de acceso a la base de datos que una transacción puede incluir son:

- leer_elemento(X): Lee un elemento de la base de datos llamado X y lo coloca en una variable de programa. Para simplificar nuestra notación, supondremos que *la variable de programa también se llama* X.
- escribir_elemento(X): Escribe el valor de la variable de programa X en el elemento de la base de datos llamado X.

Como vimos en el capítulo 4, un bloque es la unidad básica de transferencia de datos del disco a la memoria principal del computador. En general, un elemento de información será un campo de algún registro de la base de datos, aunque puede ser una unidad mayor, como un registro o incluso un bloque completo. La ejecución de una orden leer_elemento (X) incluye los siguientes pasos:

1. Encontrar la dirección del bloque de disco que contiene el elemento X.
2. Copiar ese bloque de disco en un almacenamiento intermedio *(buffer)* dentro de la memoria principal (si ese bloque no está ya en almacenamiento intermedio).
3. Copiar el elemento X del almacenamiento intermedio a la variable de programa llamada X.

La ejecución de una orden escribir_elemento(X) incluye los siguientes pasos:

1. Encontrar la dirección del bloque de disco que contiene el elemento X.
2. Copiar ese bloque de disco en un almacenamiento intermedio dentro de la memoria principal (si ese bloque no está ya en almacenamiento intermedio).
3. Copiar el elemento X desde la variable de programa llamada X al lugar correcto dentro del almacenamiento intermedio.
4. Transferir el bloque actualizado desde el almacenamiento intermedio al disco (ya sea de inmediato o en algún momento posterior).

```
(a) leer_elemento(X);
    X:=X-N;
    escribir_elemento(X);
    leer_elemento(V);
    Y:=Y+N;
    escribí r_elemento(V);

(b) leer_elemento(X);
    X:=X+M;
    escribí r_elemento( X);
```

Figura 17.2 Dos transacciones simples, (a) La transacción T_1 (b) La transacción T_2.

El paso 4 es el que de hecho actualiza la base de datos en disco. En algunos casos el almacenamiento intermedio no se transfiere de inmediato al disco, por si fuera necesario hacer cambios adicionales en el *buffer*. Por lo regular, la decisión sobre cuándo almacenar en disco un bloque modificado que esté en un almacenamiento intermedio corresponde al gestor de recuperación o el sistema operativo.

Para tener acceso a la base de datos, una transacción deberá incluir operaciones leer_elemento y escribir_elemento. La figura 17.2 muestra ejemplos de dos transacciones muy simples. Los mecanismos de control de concurrencia y de recuperación se ocupan principalmente de las órdenes de acceso a la base de datos incluidas en una transacción.

Las transacciones introducidas por los diversos usuarios se podrían ejecutar de manera concurrente y podrían leer y actualizar los mismos elementos de la base de datos. Si esta ejecución concurrente no se controla, puede provocar que la *base de datos no sea consistente*. En la siguiente sección presentaremos *de manera informal* tres de los problemas que pueden presentarse cuando se ejecutan sin control las transacciones concurrentes.

17.13 Por *qué es necesario el control de concurrencia*

Pueden surgir varios problemas cuando las transacciones concurrentes se ejecutan de manera no controlada. Ilustraremos algunos de ellos con referencia a una base de datos simple para hacer reservas en una línea aérea, en la que se almacene un registro por cada vuelo. Cada registro incluye el número de asientos reservados en ese vuelo como *elemento de información con nombre*, entre otra información. La figura 17.2(a) muestra una transacción T_1 que *cancela* N reservas de un vuelo, cuyo número de asientos reservados está almacenado en el elemento de la base de datos llamado X, y *reserva* el mismo número de asientos en otro vuelo, cuyo número de asientos reservados está almacenado en el elemento de la base de datos llamado Y. La figura 17.2(b) muestra una transacción más simple, T_2, que se limita a *reservar* M asientos en el primer vuelo al que hace referencia la transacción T_1. Para simplificar nuestro ejemplo, no mostraremos otras partes de las transacciones, como sería la comprobación de si un vuelo tiene suficientes asientos disponibles antes de reservar más asientos.

Cuando se escribe un programa para esta base de datos, tiene como parámetros los números de vuelos, sus fechas y el número de asientos que se reservarán; por tanto, se puede usar el mismo programa para ejecutar muchas transacciones, cada uno con diferentes vuelos y números de asientos por reservar. En lo que al control de concurrencia concierne, una transacción es una *ejecución específica* de un programa sobre una fecha, un vuelo y un número de asientos específicos. En la figura 17.2(a) y (b) las transacciones T_1 y T_2 son *ejecuciones específicas* de los programas que hacen referencia a los vuelos específicos cuyos números de asientos están almacenados en los elementos de información X y Y de la base de datos. Ahora veremos los tipos de problemas a los que podemos enfrentarnos con estas dos transacciones.

El problema de la actualización perdida. Esto ocurre cuando dos transacciones que tienen acceso a los mismos elementos de la base de datos tienen sus operaciones intercaladas de modo que hacen incorrecto el valor de algún elemento. Supongamos que las transacciones T_1 y T_2 se introducen aproximadamente al mismo tiempo, y que el sistema operativo intercala sus operaciones como se muestra en la figura 17.3 (a); en tal caso, el valor final del elemento X es incorrecto, porque T_2 lee el valor de X *antes* de que T_1 lo modifique en la base de datos, con lo que *se pierde el valor actualizado que resulta de* T_1. Por ejemplo, si X = 80 al principio (originalmente había 80 reservas.en el vuelo), N = 5 (T_1 cancela cinco asientos en el vuelo que corresponde a X y los reserva en el vuelo que corresponde a Y) y M = 4 (T_2 reserva cuatro asientos en X), el resultado final deberá ser X = 79; sin embargo, en el plan de la figura 17.3 (a) es X = 84, porque la actualización que canceló cinco asientos *se ha perdido*.

El problema de la actualización temporal (o lectura sucia). Esto ocurre cuando una transacción actualiza un elemento de la base de datos y luego la transacción falla por alguna razón (véase la Sec. 17.1.4). Otra transacción tiene acceso al elemento actualizado antes de

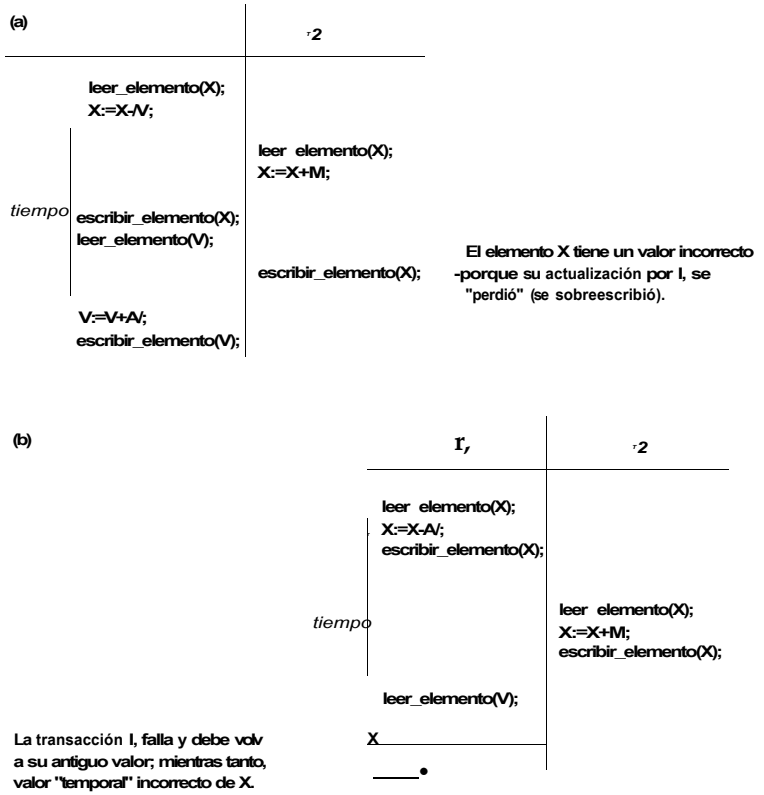


Figura 17.3 Algunos problemas que se presentan cuando la ejecución concurrente no está controlada, (a) El problema de la actualización perdida, (b) El problema de la actualización temporal, *(continúa en la siguiente página)*

(c)

```
                    suma:=0;
                    leer_elemento(A);
                    suma:=suma+A;

leer_elemento(X);
X:=X-N;
escribir_elemento(X);

                    leer_elemento(X);
                    suma:=suma+X;
                    leer_elemento(V);
                    suma:=suma+V;

leer_elemento (V);
V:=V+A;
escribir_elemento(V);
```

T_2 lee X después de restarse N y lee Y antes de sumarse N, así que el resultado es un resumen incorrecto (discrepancia de N).

Figura 17.3 ***(continuación)*** (c) El problema del resumen incorrecto.

que se restaure a su valor original. La figura 17.3(b) muestra un ejemplo en el que T_1 actualiza el elemento X y después falla antes de completarse, así que el sistema debe cambiar X otra vez a su valor original. Antes de que pueda hacerlo, empero, la transacción T_2 lee el valor "temporal" de X, que no se grabará permanentemente en la base de datos debido al fallo de T_1. El valor del elemento X que T_2 lee se denomina *dato sucio,* porque fue creado por una transacción que no se completó ni se ha confirmado; por ello, este problema se conoce también como problema de *lectura sucia.*

Problema del resumen incorrecto. Si una transacción está calculando una función agregada de resumen sobre varios registros mientras otras transacciones están actualizando algunos de ellos, puede ser que la función agregada calcule algunos valores antes de que se actualicen y otros después de actualizarse. Por ejemplo, supongamos que una transacción T_3 está calculando el número total de reservas de todos los vuelos; mientras tanto, se está ejecutando la transacción T_1. Si ocurre la intercalación de operaciones que se muestra en la figura 17.3(c), el resultado de T_3 será erróneo por una cantidad N porque T_3 lee el valor de X *después* de que se le han restado N asientos, pero lee el valor de Y *antes* de que se le sumen esos N asientos.

Otro problema que puede presentarse es el de la **lectura no repetible,** en el que una transacción T lee un elemento dos veces y otra transacción T' modifica el elemento entre las dos lecturas. Así, T recibe *diferentes valores* en sus dos lecturas del mismo elemento.

17.1.4 Por *qué es necesaria la recuperación*

Siempre que se introduce una transacción a un SGBD para ejecutarla, el sistema tiene que asegurarse de que (a) todas las operaciones de la transacción se completen con éxito y su efecto quede asentado permanentemente en la base de datos, o que (b) la transacción no tenga efecto alguno sobre la base de datos ni sobre cualquier otra transacción. El SGBD no debe permitir que se apliquen a la base de datos algunas operaciones de una transacción T pero no otras operaciones de T. Esto puede suceder si una transacción falla después de ejecutar algunas de sus operaciones, pero antes de ejecutarlas todas.

Tipos de fallos. Hay varias razones por las que una transacción puede fallar mientras se está ejecutando:

1. Un fallo del computador (caída): Un error de hardware o software ocurre en el sistema de cómputo durante la ejecución de una transacción. Si el equipo falla, es posible que se pierda el contenido de la memoria interna del computador.
2. Un error de la transacción o del sistema: Alguna operación de una transacción puede hacer que ésta falle, por ejemplo, un desbordamiento de enteros o una división entre cero. También puede haber un fallo de transacción debido a valores erróneos de los parámetros o a un error lógico de programación. Por añadidura, puede suceder que el usuario interrumpa a propósito la transacción durante su ejecución; por ejemplo, al emitir control-C en un entorno VAX/VMS o UNIX.
3. Errores locales o condiciones de excepción detectadas por la transacción: Durante la ejecución de transacciones pueden presentarse ciertas condiciones que requieran la cancelación de la transacción. Por ejemplo, es posible que no se encuentren los datos para la transacción. Una condición, como un saldo insuficiente en una cuenta de una base de datos bancaria, puede hacer que se cancele una transacción, como un retiro de fondos de esa cuenta. Esto puede hacerse por una instrucción ABORTAR programada en la transacción misma.
4. Imposición del control de concurrencia: El método de control de concurrencia puede decidir que se aborte la transacción, para reiniciarla después, porque viola la seriabilidad o porque varias transacciones se encuentran en un estado de bloqueo mortal (véase el Cap. 18).
5. Fallo del disco: Algunos bloques de disco pueden perder sus datos por un mal funcionamiento de lectura o de escritura o por un aterrizaje de una cabeza de lectura/escritura. Esto puede suceder durante una operación de lectura o de escritura de la transacción.
6. Problemas y catástrofes físicos: Esto se refiere a una interminable lista de problemas que incluyen interrupción del suministro de energía, fallo del acondicionamiento de aire, incendio, robo, sabotaje, sobreescritura en discos o cintas por error, y que el operador haya montado la cinta equivocada.

Los fallos 1, 2,3 y 4 son más comunes que los fallos 5 y 6. Siempre que ocurre un fallo del tipo 1 al 4, el sistema debe mantener suficiente información para recuperarse del fallo. Los fallos de disco o los catastróficos (tipos 5 o 6) no ocurren con tanta frecuencia; si se dan, la recuperación es una tarea bastante complicada. En el capítulo 19 analizaremos conceptos y técnicas de recuperación de fallos.

El concepto de transacción atómica es fundamental para muchas técnicas de control de concurrencia y de recuperación de fallos. En la siguiente sección presentaremos el concepto de transacción y veremos por qué es importante.

17.2 Conceptos de transacciones y sistemas

Como se dijo antes, la *ejecución de un programa* que incluye operaciones de acceso a la base de datos se denomina **transacción de base de datos** o simplemente **transacción.** Si las operaciones de base de datos en una transacción no actualizan datos, sino que sólo los leen, se habla de una **transacción sólo de lectura.** En este capítulo nuestro interés se centra en las transacciones que sí actualizan la base de datos, por lo que la palabra *transacción* se referirá a una ejecución de programa que *actualiza la base de datos,* a menos que explícitamente se diga lo contrario.

17.2.1 *Estados de las transacciones y operaciones adicionales*

Una transacción es una unidad atómica de trabajo que se realiza por completo o bien no se efectúa en absoluto. Para fines de recuperación, el sistema necesita mantenerse al tanto de cuándo la transacción se inicia, termina y se confirma o aborta (véase más adelante). Así pues, el gestor de recuperación se mantiene al tanto de las siguientes operaciones:

- INICI0_DE_TRANSACCIÓN: Esta marca el principio de la ejecución de la transacción.
- LEER o ESCRIBIR: Estas especifican operaciones de lectura o escritura de elementos de la base de datos que se efectúan como parte de una transacción.
- FIN_DE_TRANSACCIÓN: Ésta especifica que las operaciones de LEER y ESCRIBIR de la transacción han terminado y marca el límite de la ejecución de la transacción. Sin embargo, en este punto puede ser necesario verificar si los cambios introducidos por la transacción se pueden aplicar permanentemente a la base de datos (confirmar) o si la transacción debe abortarse porque viola el control de concurrencia o por alguna otra razón.
- CONFIRMAR_TRANSACCIÓN: Esta señala que la transacción *terminó con éxito* y que cualesquier cambios (actualizaciones) ejecutadas por ella se pueden **confirmar** sin peligro en la base de datos y que no se cancelarán.
- REVERTIR (o ABORTAR): Esta indica que la transacción *terminó sin éxito* y que cualesquier cambios ó efectos que pueda haber aplicado a la base de datos se deben *cancelar.*

Además de las anteriores, algunas técnicas de recuperación requieren operaciones adicionales como las siguientes:

- DESHACER: Similar a revertir, pero se aplica a una sola operación y no a una transacción completa.
- REHACER: Esta especifica que ciertas *operaciones de transacción* se deben *repetir (rehacer)* para asegurar que todas las operaciones de una transacción confirmada se hayan aplicado con éxito a la base de datos.

La figura 17.4 muestra un diagrama de transición de estados que describe el paso de una transacción por sus estados de ejecución. Una transacción entra en un estado **activo** inmediatamente después de que inicia su ejecución, y ahí puede emitir operaciones LEER y ESCRIBIR. Cuando la transacción termina, pasa al estado **parcialmente confirmado.** En este punto,

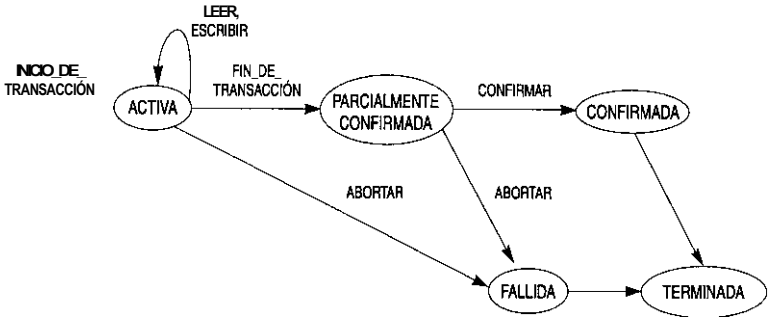


Figura 17.4 Diagrama de transición de estados para la ejecución de transacciones.

algunas técnicas de control de concurrencia requieren que se efectúen ciertas *verificaciones* para garantizar que la transacción no interfiera otras transacciones en ejecución. Por añadidura, algunos protocolos de recuperación deben asegurar que un fallo del sistema no provocará una incapacidad para registrar permanentemente los cambios hechos por la transacción (usualmente asentando los cambios en una bitácora del sistema, de la cual hablaremos en la siguiente subsección). Una vez realizadas con éxito ambas verificaciones, se dice que la transacción ha llegado a su punto de confirmación y pasa al **estado confirmado.** Los puntos de confirmación se tratarán con mayor detalle en la sección 17.2.3. Una vez que una transacción está en el estado confirmado, ha concluido con éxito su ejecución.

Sin embargo, una transacción puede pasar al estado **fallido** si una de las verificaciones falla o si la transacción se aborta mientras está en el estado activo. En tal caso, es posible que la transacción deba revertirse para anular los efectos de sus operaciones ESCRIBIR sobre la base de datos. El estado terminado corresponde al abandono del sistema por parte de la transacción. Las transacciones fallidas o abortadas pueden *reiniciarse* posteriormente, ya sea en forma automática o después de reintroducirse como transacciones *nuevas.*

17.2.2 *La bitácora del sistema*

Para poderse recuperar de los fallos de transacciones, el sistema mantiene una **bitácora** (a veces llamada **diario)** que sigue la pista a tocias las operaciones de transacciones que afectan los valores de elementos de la base de datos. La bitácora se mantiene en disco, de modo que no la afecta ningún tipo de fallo, más que los de disco o los catastróficos. Además, la bitácora se respalda periódicamente en cinta para protegerse contra fallos catastróficos. A continuación mencionaremos los tipos de entradas que se escriben en la bitácora y la acción que realiza cada una de ellas. En estas entradas, T se refiere a un identificador **de transacción** único que el sistema genera automáticamente y que sirve para identificar cada transacción:

1. [inicio_de_transacción,T]: Asienta que se ha iniciado la ejecución de la transacción T.
2. [escribir_elemento,T,X,valor_anterior,nuevo_valor]: Asienta que la transacción T cambió el valor del elemento de base de datos X de valor_anterior a nuevo_valor.
3. [leer_elemento,T,X]: Asienta que la transacción T leyó el valor del elemento de base de datos X.

4. [confirmar,T]: Asienta que la transacción T terminó con éxito y establece que su efecto se puede confirmar (asentar permanentemente) en la base de datos.
5. [abortar,T]: Asienta que se abortó la transacción T.

Como veremos en el capítulo 19, los protocolos de recuperación que evitan las reversiones en cascada no requieren que las operaciones LEER se asienten en la bitácora del sistema, pero otros protocolos sí necesitan estas entradas para la recuperación. En el primer caso, el costo extra de asentar las operaciones en la bitácora se reduce, porque en ella se registran menos operaciones —sólo las de ESCRIBIR—. Además, los protocolos estrictos requieren entradas ESCRIBIR más simples que no incluyen nuevo_valor (véase la Sec. 17.4).

Cabe señalar que aquí estamos suponiendo que las transacciones no se pueden anidar. También suponemos que todos los cambios permanentes de la base de datos ocurren dentro de las transacciones, así que la noción de recuperarse de una transacción equivale a deshacer o rehacer las operaciones *recuperables* individualmente a partir de la bitácora. Si el sistema se cae, podemos recuperar la base de datos a un estado consistente examinando la bitácora y usando una de las técnicas descritas en el capítulo 19. Dado que la bitácora contiene un registro de cada operación ESCRIBIR que altera el valor de algún elemento de la base de datos, es posible deshacer (cancelar) el efecto de estas operaciones ESCRIBIR de una transacción T rastreando hacia atrás en la bitácora y restableciendo todos los elementos alterados con una operación ESCRIBIR de T a su valor_anterior. También podemos rehacer el efecto de las operaciones ESCRIBIR de una transacción T rastreando hacia adelante en la bitácora y cambiando todos los elementos modificados por una operación ESCRIBIR de T a su nuevo_valor. Puede ser necesario rehacer las operaciones de una transacción si todas sus actualizaciones están asentadas en la bitácora pero ocurre un fallo antes de que estemos seguros de que todos los nuevos valores se han escrito permanentemente en la base de datos real.

17.2.3 *Punto de confirmación de una transacción*

Una transacción T llega a su **punto** de confirmación cuando todas sus operaciones que tienen acceso a la base de datos se han ejecutado con éxito *y* el efecto de todas estas operaciones se ha asentado en la bitácora. Más allá del punto de confirmación, se dice que la transacción está confirmada, y se supone que su efecto se *asentó permanentemente* en la base de datos. En ese momento la transacción escribe una entrada [confirmar,T] en la bitácora. Si ocurre un fallo del sistema, buscamos en la bitácora todas las transacciones T que han escrito una entrada [inicio_de_transacción,T] en la bitácora pero no han escrito todavía su entrada [confirmar,T]; es posible que durante el proceso de recuperación estas transacciones tengan que *revertirse* para cancelar su efecto sobre la base de datos. Las transacciones que ya escribieron su entrada de confirmación en la bitácora también deberán haber asentado en ella todas sus operaciones ESCRIBIR, pues de lo contrario no estarían confirmadas; su efecto sobre la base de datos puede *rehacerse* a partir de las entradas de la bitácora.

Observe que el archivo de la bitácora debe mantenerse en disco. Como se explicó en el capítulo 4, la actualización de un archivo en disco implica copiar el bloque apropiado del archivo del disco a un almacenamiento intermedio en la memoria principal, actualizar este almacenamiento intermedio y copiarlo de la memoria principal al disco. Con frecuencia se mantiene un bloque del archivo de bitácora en la memoria principal hasta que se llena de entradas y luego se escribe una sola vez en el disco, en vez de escribirlo cada vez que se añade una entrada. Esto ahorra el gasto extra de escribir varias veces en disco el mismo bloque de

archivo. Cuando se cae el sistema, sólo las entradas de bitácora que se han *escrito en disco* se considera que están en el proceso de recuperación, porque puede haberse perdido el contenido de la memoria principal. Por ello, *antes* de que una transacción llegue a su punto de confirmación, cualquier porción de la bitácora que no se haya escrito en el disco todavía se deberá grabar. Este proceso se denomina **forzar la escritura** del archivo de bitácora antes de confirmar una transacción.

17.2.4 *Puntos de control en la bitácora del sistema*

Otro tipo de entradas en la bitácora es el llamado **punto de control.**[1] Un registro [punto_de_control] se escribe en la bitácora periódicamente cada vez que el sistema escribe en la base de datos en disco el efecto de todas las operaciones ESCRIBIR de las transacciones confirmadas. Así pues, todas las transacciones que tengan sus entradas [confirmar,T] en la bitácora antes de una entrada [punto_de_control] no necesitarán la *repetición* de sus operaciones ESCRIBIR en caso de una caída del sistema.

El gestor de recuperación de un SGBD debe decidir con qué intervalos asentar un punto de control. El intervalo puede medirse en el tiempo —digamos, cada m minutos— o por el número *t* de transacciones confirmadas desde el último punto de control, donde los valores de m o de t son parámetros del sistema. El asentamiento de un punto de control consiste en las siguientes acciones:

1. Suspender temporalmente la ejecución de las transacciones.
2. Forzar la escritura de todas las operaciones de actualización pertenecientes a transacciones confirmadas del almacenamiento intermedio al disco.
3. Escribir un registro [punto_de_control] en la bitácora y forzar la escritura de la bitácora en el disco.
4. Reanudar la ejecución de transacciones.

Un registro de punto de control en la bitácora también puede incluir información adicional, como una lista de identificadores de las transacciones activas o las ubicaciones (direcciones) del primer registro y del más reciente (último) en la bitácora para cada transacción activa. Esto puede facilitar la anulación de operaciones en caso de ser necesaria la reversión de una transacción.

17.3 Propiedades deseables en las transacciones

Las transacciones atómicas deben poseer varias propiedades. Estas se conocen como **propiedades** ACID (por sus iniciales en inglés) y deben ser impuestas por los métodos de control de concurrencia y de recuperación del SGBD. Las propiedades ACID son:

1. **Atomicidad:** Una transacción es una unidad atómica de procesamiento; o bien se realiza por completo o no se realiza en absoluto.
2. **Conservación de la consistencia:** Una ejecución correcta de la transacción debe llevar a la base de datos de un estado consistente a otro.

[1] El término punto *de control* se ha usado para describir situaciones más restrictivas en algunos sistemas, como **DB2.** En la literatura también se ha empleado para describir conceptos totalmente distintos.

3. **Aislamiento:** Una transacción no debe dejar que otras transacciones puedan ver sus actualizaciones antes de que sea confirmada; esta propiedad, cuando se hace cumplir estrictamente, resuelve el problema de la actualización temporal y hace innecesarias las reversiones en cascada de las transacciones (véase el Cap. 19).

4. **Durabilidad o permanencia:** Una vez que una transacción ha modificado la base de datos y las modificaciones se han confirmado, éstas nunca deben perderse por un fallo subsecuente.

La propiedad de atomicidad requiere que ejecutemos una transacción hasta completarla. Es obligación del método de recuperación garantizar la atomicidad. Si por alguna razón una transacción no puede completarse, como por una caída del sistema a la mitad de su ejecución, el método de recuperación debe cancelar todos los efectos de la transacción sobre la base de datos.

En general, se considera que la propiedad de conservación de la consistencia es responsabilidad de los programadores que escriben los programas de base de datos o del módulo del SGBD que impone las restricciones de integridad. Recuerde que un **estado de la base de datos** es una colección de todos los elementos de información (valores) almacenados en la base de datos en un momento dado. Un **estado consistente** de la base de datos satisface las restricciones especificadas en el esquema, además de cualesquier otras restricciones que deban cumplirse en la base de datos. Los programas de base de datos deben elaborarse a modo de garantizar que, si la base de datos está en un estado consistente antes de ejecutar la transacción, estará en un estado consistente después de la ejecución *completa* de la transacción, suponiendo que *no hay interferencias con otras transacciones.*

El aislamiento lo impone el método de control de concurrencia. Se ha intentado definir el *nivel o grado de aislamiento* de una transacción. Se dice que una transacción tiene aislamiento de grado 0 (cero) si no sobreescribe las lecturas sucias de transacciones de nivel más alto; una transacción con nivel de aislamiento de grado 1 (uno) no tiene actualizaciones perdidas, y el aislamiento grado 2 no tiene actualizaciones perdidas ni lecturas sucias. Por último, el aislamiento grado 3 (también llamado *aislamiento verdadero)* tiene, además de las propiedades del grado 2, lecturas repetibles. La propiedad de durabilidad es responsabilidad del método de recuperación.

17.A Planes y recuperabilidad

Cuando varias transacciones se ejecutan de manera concurrente e intercalada, el orden de ejecución de sus operaciones constituye lo que se conoce como **plan (o historia)** de las transacciones. En esta sección definiremos primero el concepto de plan, y después caracterizaremos los tipos de planes que facilitan la recuperación cuando ocurren fallos. En la sección 17.5 caracterizaremos los planes en términos de la interferencia provocada por las transacciones participantes, lo que conduce a los conceptos de seriabilidad y de planes seriables.

17.4.1 *Planes (historias) de transacciones*

Un **plan (o historia)** P de n transacciones T_1, T_2, T_n es un ordenamiento para las operaciones de las transacciones sujeto a la restricción de que, para cada transacción T. que participe en P, las operaciones de T. en P deben aparecer en el mismo orden en que ocurren en T_j. Cabe señalar, empero, que las operaciones de otras transacciones T_i se pueden intercalar con las operaciones de T, en P. Por ahora, consideraremos que el orden de las operaciones en P es un *ordenamiento total* aunque es posible manejar planes cuyas operaciones formen *órdenes parciales* (como veremos más adelante).

La figura 17.3 (a) y (b) muestra dos posibles planes para las transacciones T_1 y T_2. Para fines de recuperación y control de concurrencia, nos interesan principalmente las operaciones leer_elemento y escribir_elemento de las transacciones, así como las operaciones de confirmar y abortar. Una notación abreviada para describir un plan usa los símbolos 1, e, c y a para las operaciones leer_elemento, escribir_elemento, confirmar y abortar, respectivamente, añadiendo como subíndice el identificador de la transacción (número de la transacción) a cada operación del plan. En esta notación, el elemento de la base de datos que se lee o escribe, X, sigue a las operaciones 1 y e entre paréntesis. Por ejemplo, el plan de la figura 17.3(a), que llamaremos P_a, se puede escribir como sigue después de añadirle las operaciones de confirmación:

P_a: $1_1(X)$; $1_2(X)$; $e_1(X)$; $1_2(Y)$; $e_2(X)$; c_2; $e_1(Y)$; c_1;

De manera similar, el plan de la figura 17.3(b), al que llamaremos P_b, se puede escribir como sigue, suponiendo que la transacción T_1 abortó después de su operación leer_elemento (Y):

P_b: $1_1(X)$; $e_2(X)$; $1_1(Y)$; $e_2(Y)$; c_2; a_1;

Se dice que dos operaciones de un plan **están en conflicto** si pertenecen a diferentes transacciones, si tienen acceso al mismo elemento X y si una de las dos operaciones es escribir_elemento(X). Por ejemplo, en el plan P_a, las operaciones $1_1(X)$ y $e_2(X)$ están en conflicto, lo mismo que $1_2(X)$ y $e_1(X)$, y que $e_1(X)$ y $e_2(X)$. Sin embargo, las operaciones $1_1(X)$ y $1_2(X)$ no están en conflicto porque ambas son operaciones de lectura; y las operaciones $e_2(X)$ y $e_1(Y)$ tampoco están en conflicto, porque operan sobre diferentes elementos de información, X y Y.

Se dice que un plan P de n transacciones $T_1, T_2, \ldots, T_n$ es un **plan completo** si se cumplen las siguientes condiciones:

1. Las operaciones de P son exactamente las operaciones de $T_1, T_2, \ldots, T_n$, incluidas una operación de confirmar o de abortar como última operación de cada transacción en el plan.
2. Para cualquier par de operaciones de la misma transacción T, su orden de aparición en P es el mismo que su orden de aparición en T_j.
3. Para cualesquier dos operaciones en conflicto, una de ellas debe ocurrir antes que la otra en el plan.

Las condiciones anteriores permiten que dos *operaciones que no estén en conflicto* ocurran en el plan sin definir cuál lo haga primero, dando lugar a la definición de un plan como un **orden parcial** de las operaciones en las n transacciones. Sin embargo, se debe especificar un orden total en el plan para cualquier par de operaciones en conflicto (condición 3) y para cualquier par de operaciones de la misma transacción (condición 2). La condición 1 simplemente dice que todas las operaciones en las transacciones deben aparecer en el plan completo. Puesto que toda transacción ha sido confirmada o abortada, un plan completo nunca contendrá transacciones activas.

En general, es difícil encontrar planes completos en un sistema de procesamiento de transacciones, porque continuamente se están introduciendo nuevas transacciones en el sistema. Es por ello que conviene definir el concepto de proyección confirmada C(P) de un plan P, que incluye sólo las operaciones de P que pertenecen a transacciones confirmadas; esto es, transacciones T, cuya operación de confirmación c. está en P.

17.4.2 *Caracterización de planes con base en su recuperabilidad*

En algunos planes resulta fácil recuperarse de fallos de transacciones, pero en otros dicho proceso puede ser bastante complicado. Por ello, es importante caracterizar los tipos de planes en los cuales es posible la recuperación, así como aquellos en los que la recuperación es relativamente simple. En primer lugar, nos gustaría estar seguros de que, una vez que se ha confirmado una transacción T, *nunca será necesario* revertiría. Los planes que satisfacen este criterio se denominan *planes recuperables*.

Se dice que un plan P es recuperable si ninguna transacción T de P se confirma antes de haberse confirmado todas las transacciones *T* que han escrito un elemento que T lee. Se dice que una transacción T lee de la transacción T' en un plan P si T' escribe primero algún elemento X y luego T lo lee. En el plan P, T no deberá haber abortado antes de que T lea el elemento X, y no deberá haber transacciones que escriban X después de que T lo haya escrito y antes de que T lo lea (a menos que esas transacciones, de existir, se hayan abortado antes de que T lea X).

El plan P dado en la sección anterior es recuperable. Sin embargo, consideremos los dos planes (parciales) P. y P.:

P : 1,(30; e.OOíljOO; 1,(Y); ^(X);^; a,;

P.: 1,(30; e,(X);l.(30¡l.(V)¡e.(30;e.(Y);c.; c.;

P. no es recuperable, porque T. lee el elemento X de Tj, y luego se confirma antes de que se confirme T. Si T. aborta antes de la operación c. en P., el valor de X que T. lee ya no es válido y T. deberá abortar *después de haberse confirmado,* dando lugar a un plan que no es recuperable. Para que el plan sea recuperable, la operación c. de P. se debe posponer hasta después de que Tj se confirme, como se muestra en *P.*.

En un plan recuperable, ninguna transacción confirmada tiene que revertirse jamás. Sin embargo, sí es posible que ocurra un fenómeno conocido como *reversión en cascada* (o *aborto en cascada),* en el que una transacción no confirmada tiene que revertirse porque leyó un elemento de una transacción fallida. Esto se ilustra en el plan P , donde la transacción T. tiene que revertirse porque leyó el elemento X de *T*, y ésta abortó subsecuentemente:

P:l,(X);e,(X);l.(X);l,(Y);e.(X);e,(Y);a,;

Como la reversión en cascada puede consumir mucho tiempo —pues podría ser preciso revertir un gran número de transacciones (véase el Cap. 19)— es importante caracterizar los planes en los que se garantiza que este fenómeno no ocurrirá. Se dice que un plan evita la reversión en cascada si toda transacción del plan sólo lee elementos escritos por transacciones *confirmadas*. En este caso, todos los elementos leídos se confirmarán, y no ocurrirá ninguna reversión en cascada. Para satisfacer este criterio, la orden 1.(X) del plan P. deberá posponerse hasta después de que Tj se haya confirmado (o abortado), retrasándose así T., pero asegurándose que no habrá reversión en cascada si Tj aborta.

Por último, hay un tercer tipo de plan, más restrictivo, llamado plan estricto, en el que las transacciones no pueden leer *ni escribir* un elemento X en tanto no se haya confirmado (o abortado) la última transacción que escribió X. Los planes estrictos simplifican el proceso de recuperar las operaciones de escritura, reduciéndolo a una restauración de la imagen "anterior" de un elemento de información X, que es el valor que X tenía antes de la operación de escritura abortada. Puede ser que este sencillo procedimiento no siempre funcione correctamente si el plan no es estricto. Por ejemplo, consideremos el plan P.:

P.: .(X, 5);e.(X, 8); a,;

Supongamos que originalmente el valor de X era 9, lo cual es la imagen "anterior" almacenada en la bitácora del sistema junto con la operación ej (X, 5). Si *T.* aborta, como en P, el procedimiento de recuperación que restaura la imagen "anterior" de una operación de escritura abortada restaurará el valor de X a 9, aunque la transacción T. ya lo haya cambiado a 8, lo que da lugar a resultados potencialmente incorrectos. Aunque P. evita los abortos en cascada, no es un plan estricto, pues permite a T. escribir el elemento X aunque la transacción Tj que fue la última en escribir X todavía no se haya confirmado (o abortado). Un plan estricto no tiene este problema; también es recuperable y evita la reversión en cascada.

Ya hemos caracterizado los planes en términos de su recuperabilidad. En la siguiente sección caracterizaremos el tipo de planes que se consideran correctos cuando se ejecutan transacciones concurrentes; éstos se denominan *planes seriables.*

17.5 Seriabilidad de los planes

Supongamos que dos usuarios —encargados de las reservas de vuelos en una línea aérea— introducen al SGBD las transacciones *T.* y T. de la figura 17.2 aproximadamente al mismo tiempo. Si no se permite la intercalación, sólo hay dos formas posibles de ordenar las operaciones de las dos transacciones para su ejecución:

1. Ejecutar todas las operaciones de la transacción *T.* (en orden) seguidas de todas las operaciones de la transacción T. (en orden).
2. Ejecutar todas las operaciones de la transacción T. (en orden) seguidas de todas las operaciones de la transacción Tj (en orden).

Estas alternativas se muestran en las figuras 17.5(a) y (b), respectivamente. Si se permite la intercalación de operaciones, habrá muchos órdenes posibles en que el sistema podrá ejecutar las operaciones individuales de las transacciones. Dos posibles planes se ilustran en la figura 17.5(c).

Un aspecto importante del control de concurrencia es la llamada teoría de la seriabili' dad, con la que se intenta determinar cuáles planes son "correctos" y cuáles no, e inventar técnicas que sólo permitan planes correctos. En esta sección se define la seriabilidad de los planes, se presenta parte de esta teoría y se explica cómo puede usarse en la práctica.

17.5.1 *Planes en serie, no en señe y seriables por conflictos*

La figura 17.5 muestra varios planes posibles para las transacciones *T.* y T. de la figura 17.2. Los planes A y B de las figuras 17.5(a) y (b) se denominan *planes en serie* porque las operaciones de cada transacción se ejecutan de manera consecutiva, sin operaciones intercaladas

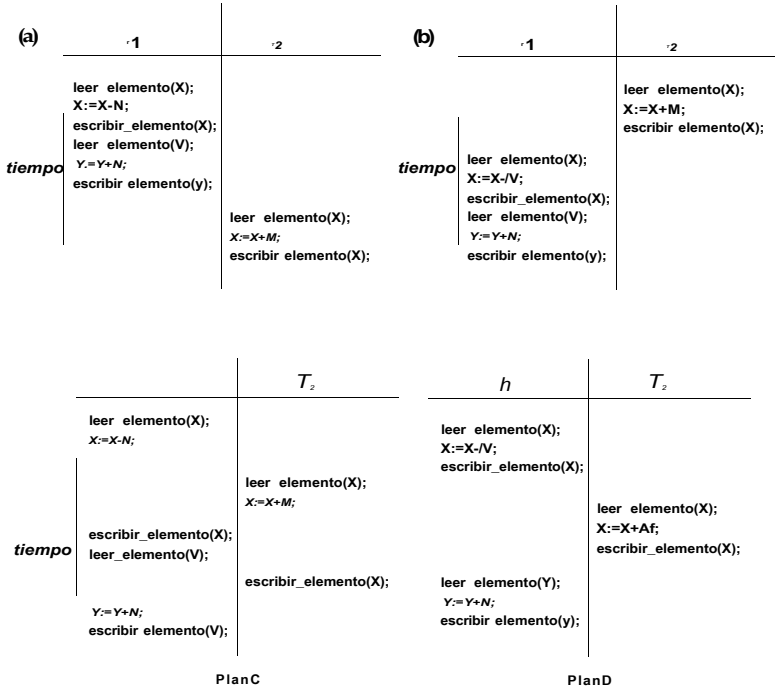


Figura 17.5 Algunos planes en los que intervienen las transacciones T, y T,. (a) Plan A: T, seguida de T. (b) Plan B: T, seguida de T,. (c) Dos planes con intercalación de operaciones.

de la otra transacción. En un plan en serie, se llevan a cabo transacciones completas en serie: Tj y luego T, en la figura 17.5(a), y T, y luego Tj en la figura 17.5(b). Los planes C y D de la figura 17.5 (c) son no *en serie* porque cada secuencia intercala operaciones de las dos transacciones.

En términos formales, un plan P es **en serie** si, por cada transacción T que participa en el plan, todas las operaciones de T se ejecutan consecutivamente en el plan; de lo contrario, el plan **no es en** serie. Una suposición razonable que podemos hacer, si consideramos que las transacciones son *independientes,* es que *todo plan en serie se considera correcto.* La razón es que suponemos que toda transacción es correcta si se ejecuta por sí sola (por la propiedad de conservación de la consistencia, Sec. 17.3), y que las transacciones son independendientes entre sí. Por ello, no importa cuál transacción se ejecute primero. En tanto toda transacción se ejecute de principio a fin sin que la interfieran las operaciones de otras transacciones, obtendremos un resultado final correcto en la base de datos. El problema con los planes en serie es que limitan la concurrencia o la intercalación de las operaciones. En un plan en serie, si una transacción está esperando que se complete una operación de E/S, no podremos conmutar el procesador a otra transacción, desperdiciándose así un tiempo valioso de procesamiento de la UCP y haciendo a los planes en serie inaceptables en general.

Para ilustrar lo anterior, consideremos los planes de la figura 17.5, y supongamos que los valores iniciales de los elementos de información son X = 90, Y = 90, y que N = 3 y M = 2. Después de ejecutar las transacciones T_1 y T_2, esperaríamos que los valores de la base de datos fueran X = 89 y Y = 93, de acuerdo con el significado de las transacciones. Y así es; la ejecución de cualquiera de los planes en serie A o B da los resultados correctos. Consideremos ahora los planes no en serie C y D. El plan C (igual al de la Fig. 17.3 (a)) da los resultados X = 92 y Y = 93, donde el valor de X es erróneo, y el plan D da los resultados correctos.

El plan C produce un resultado erróneo debido al problema de la actualización perdida que vimos en la sección 17.1.3; la transacción T_2 lee el valor de X *antes* de que la transacción Tj lo modifique, así que sólo el efecto de T_2 sobre X se refleja en la base de datos. El efecto de Tj sobre X *se pierde,* pues T_2 lo sobreescribe, dando lugar al resultado incorrecto para el elemento X. No obstante, algunos planes no en serie producen el resultado correcto esperado, como el plan D. Nos gustaría determinar cuáles de los planes no en serie *siempre* dan un resultado correcto y cuáles pueden dar resultados erróneos. El concepto con el que se caracterizan los planes de esta manera es el de la seriabilidad de un plan.

Un plan P de n transacciones es **seriable** si es *equivalente a algún plan en serie* de las mismas n transacciones. Definiremos el concepto de equivalencia de los planes en un momento más. Observe que existen (n)! posibles planes en serie de n transacciones y muchos más planes no en serie posibles. Podemos formar dos grupos disjuntos de los planes que no son en serie: los que son equivalentes a uno (o más) de los planes en serie, y por tanto son seriables; y los que no son equivalentes a *ningún* plan en serie, y por tanto no son seriables. Decir que un plan no en serie P es seriable equivale a decir que es correcto, porque es equivalente a un plan en serie, que se considera correcto. La duda que queda es: ¿cuándo se consideran "equivalentes" dos planes? Hay varias formas de definir la equivalencia entre planes. La definición más simple, pero menos satisfactoria, implica comparar los efectos de los planes sobre la base de datos. Se dice que dos planes son **equivalentes por resultados** si producen el mismo estado final en la base de datos. Sin embargo, dos planes distintos pueden producir el mismo estado final por accidente. Por ejemplo, en la figura 17.6, los planes Pj y P_2 producen el mismo estado final si se ejecutan en una base de datos en la que el valor inicial de X es 100, pero para otros valores iniciales de X los dos planes *no* son equivalentes por resultados. Es más, estos dos planes ejecutan diferentes transacciones, por lo que en definitiva no deben considerarse equivalentes. Es por ello que la equivalencia por resultados *no* sirve para definir la equivalencia entre dos planes.

El enfoque más seguro y general para definir la equivalencia de dos planes consiste en no hacer suposición alguna sobre los tiptfs de operaciones que intervienen en las transacciones. Para que dos planes sean equivalentes, las operaciones que se aplican a cada uno de los elementos de información afectados por los planes se deben aplicar a ese elemento *en el mismo orden* en ambos planes. Por lo regular se aceptan dos definiciones de equivalencia de planes: *equivalencia por conflictos* y *equivalencia de vistas.* A continuación haremos un análisis de ellas.

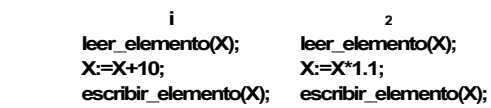


Figura 17.6 Dos planes que son equivalentes para el valor inicial de X = 100, pero que no son equivalentes en lo general.

Se dice que dos planes son equivalentes por conflictos si el orden de cualesquier dos operaciones en *conflicto* es el mismo en ambos planes. Recuerde lo dicho en la sección 17.4.1 respecto a que dos operaciones de un plan están *en conflicto* si pertenecen a diferentes transacciones, si tienen acceso al mismo elemento de la base de datos, y si una de las dos operaciones es escribir_elemento. Si dos operaciones en conflicto se aplican en *diferente orden* en dos planes, el efecto de los planes puede ser diferente, ya sea sobre las transacciones o sobre la base de datos, de modo que los dos planes no son equivalentes por conflictos. Por ejemplo, si una operación de lectura y una de escritura ocurren en el orden 1 (X), e₂(X) en un plan P₈ y en el orden inverso e₂(X), \ (X) en un plan P₆, el valor que lee la operación 1 (X) puede ser diferente en los dos planes. De manera similar, si dos operaciones de escritura se efectúan en el orden e^X), e₂(X) en un plan P₅, y en el orden inverso e₂(X), e^X) en otro plan P₆, es posible que la siguiente operación 1(X) de los dos planes lea valores distintos; o bien, si las dos operaciones de escritura son las últimas que tienen acceso a X en los dos planes, el valor final del elemento X podrá ser distinto para los dos planes.

Con la noción de equivalencia por conflictos, definiremos que un plan P es seriable por conflictos si es equivalente (por conflictos) a algún plan en serie F. En tal caso, podremos reordenar las operaciones de P que *no están en conflicto* hasta formar el plan en serie equivalente P'. Según esta definición, el plan D de la figura 17.5(c) es equivalente al plan en serie A de la figura 17.5(a). En ambos planes, la operación leer_elemento(X) de T_2 lee el valor de X que T_1 escribió, en tanto que las demás operaciones leer_elemento leen los valores del estado inicial de la base de datos. Además, T_1 es la última transacción que escribe el elemento Y y T_2 es la última transacción que escribe X en ambos planes. Como A es un plan en serie y el plan D es equivalente a A, D es un *plan seriable*. Adviértase que las operaciones lj(Y) y e,(Y) del plan D no están en conflicto con las operaciones 1₁(X) y e₂(X), ya que tienen acceso a diferentes elementos de información. Así pues, podemos ejecutar 1 (Y), *t (Y)* antes que 1₁(X), e₂(X), dando lugar al plan en serie equivalente T_1, T_2.

El plan C de la figura 17.5(c) no es equivalente a ninguno de los dos planes en serie posibles A y B. No es equivalente a A porque la operación leer_elemento(X) de T_2 lee el valor escrito por Tj en el plan A, pero lee el valor original de X en el plan C, violando así la regla 1 de equivalencia. Por lo mismo, el plan C no es equivalente a B. Por tanto, el plan C *no es seriable*. Si tratamos de reordenar las operaciones del plan C para encontrar un plan en serie equivalente, fracasaremos porque i₂(X) y e^X) están en conflicto y no podemos mover lj(X) hacia abajo para obtener el plan en serie equivalente Tj, T_2. De manera similar, como e, (X) y e₂(X) están en conflicto, no podemos desplazar e, (X) hacia abajo para obtener el plan en serie equivalente T_2, T_1.

En la sección 17.5.4 se examinará otra definición de equivalencia, más compleja —llamada *equivalencia de vistas*, que conduce al concepto de *seriabilidad por vistas*—.

17.5.2 *Prueba de la seriabilidad por conflictos de un plan*

Existe un algoritmo sencillo para determinar si un plan es seriable por conflictos. La mayor parte de los métodos de control de concurrencia no comprueban realmente la seriabilidad; más bien, se elaboran protocolos, o reglas, que garantizan que un plan es seriable. Analizaremos aquí el algoritmo para comprobar la seriabilidad por conflictos de los planes a fin de entender mejor dichos protocolos, que veremos en el capítulo 18.

El algoritmo 17.1 puede servir para comprobar si un plan es seriable por conflictos. El algoritmo examina sólo las operaciones leer_elemento y escribir_elemento del plan para construir un grafo de precedencia (o grafo de seriación). Un grafo de precedencia es un grafo dirigido G = (N,A) que consiste en un conjunto de nodos N = {Tj, T_2, *T J* y un conjunto de aristas dirigidas A = {a_1, a_2 *aj*. El grafo contiene un nodo por cada transacción T. del plan. Cada arista *a.* del grafo tiene la forma (T -> T_{i+1}), con 1 < j < n, 1 < /c < n, donde T es el nodo inicial de *a.* y T_1 es el nodo final cíe *a.* de tal modo que una de las operaciones de T. aparecerá en el plan antes que alguna *operación en conflicto* de T_{i+1}.

ALGORITMO 17.1 Prueba de la seriabilidad por conflictos de un plan P

(1) para cada transacción T_i que participa en el plan P
crear un nodo rotulado T_i en el grafo de precedencia;

(2) para cada caso en P donde T_i ejecuta una orden leer_elemento(X) después de que T_i ejecuta una orden escribir_elemento(X)
crear una arista (7) -> 7]) en el grafo de precedencia;

(3) para cada caso en P donde T_i ejecuta escribir_elemento(X) después de que T_i ejecuta leer_elemento(X)
crear una arista (T_i-> 7J en el grafo de precedencia;

(4) para cada caso en P donde T_i ejecuta una orden escribir_elemento(X) después de que T_i ejecuta una orden escribir_elemento(X)
crear una arista (T_i -» 7') en el grafo de precedencia;

(5) el plan P es seriable si y sólo si el grafo de precedencia no tiene ciclos;

El grafo de precedencia se construye como en el algoritmo 17.1. Si hay un ciclo en el grafo, el plan P no es seriable (por conflictos); si no hay ciclos, P es seriable. Un ciclo en un grafo dirigido es una *secuencia* de aristas C = ((T -> T_{i+1}), (T_{i+1} -> T_{i+2}), (T . - » T.)) con la propiedad de que el nodo inicial de cada arista —con excepción de la primera— es el mismo que el nodo final de la arista anterior, y el nodo inicial de la primera arista es el mismo que el nodo final de la última arista. Así pues, la secuencia comienza y termina en el mismo nodo.

En el grafo de precedencia, una arista de T. a T. indica que la transacción T. debe ir antes que la transacción T. en cualquier plan en serie que sea equivalente a P, porque dos operaciones en conflicto aparecerán en el plan en ese orden. Si no hay ciclos en el grafo de precedencia, podemos crear un plan en serie P' que sea equivalente a P, ordenando las transacciones que participan en P como sigue: Siempre que en el grafo de precedencia haya una arista de T. a T, T. deberá aparecer antes que T. en el plan en serie equivalente F. Este proceso se denomina ordenación topológica. Observe que las aristas (T. -»T) en un grafo de precedencia se pueden rotular también con el nombre o nombres de los elementos de información que originaron la creación de esa arista.

En general, varios planes en serie pueden ser equivalentes a P si el grafo de precedencia no tiene ciclos. Por otro lado, si el grafo tiene un ciclo, es fácil demostrar que no podemos crear ningún plan en serie equivalente, por lo que el plan P no será seriable. Los grafos de precedencia creados para los planes A a D, respectivamente, de la figura 17.5 aparecen en las figuras 17.7 (a) a (d). El grafo de precedencia del plan C tiene un ciclo, así que no será seriable. El grafo del plan D no tiene ciclos, de modo que es seriable, y el plan en serie equivalente es Tj seguida de T_2. Los grafos de los planes A y B no tienen ciclos, como era de esperar, porque los planes son *en serie* y por tanto seriables.

Otro ejemplo, en el que participan tres transacciones, se muestra en la figura 17.8. La figura 17.8(a) ilustra las operaciones leer_elemento y escribir_elemento de cada transacción. En la figura 17.8(b) y (c) se muestran dos planes E y F, respectivamente, para esas

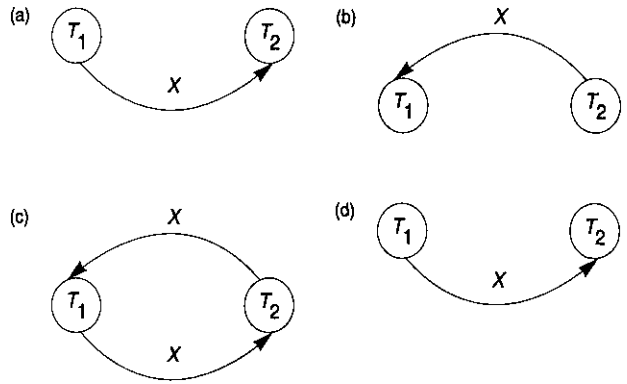


Figura 17.7 Construcción de grafos de precedencia para los planes A a D, a fin de comprobar la seriabilidad por conflictos, (a) Grafo de precedencia del plan A de la figura 17.5. (b) Grafo de precedencia del plan B de la figura 17.5. (c) Grafo de precedencia del plan C de la figura 17.5 (no seriable). (d) Grafo de precedencia del plan D de la figura 17.5 (seriable, equivalente al plan A).

transacciones. Los grafos de precedencia de estos dos planes se muestran en la figura 17.8(d) y (e). El plan E no es seriable, porque el grafo de precedencia correspondiente tiene ciclos. El plan F es seriable, y el plan en serie equivalente a F se muestra en la figura 17.8(e). Aunque sólo existe un plan en serie equivalente para el plan F, en general puede haber más de un plan en serie equivalente a un plan seriable dado. La figura 17.8 (f) muestra un grafo de precedencia que representa un plan que tiene dos planes en serie equivalentes.

17.5.3 *Aplicaciones de la seriabilidad*

Como vimos antes, decir que un plan P es seriable (por conflictos) —esto es, que P es equivalente (por conflictos) a un plan en serie— es tanto como decir que P es correcto. Sin embargo, ser *seriable* no es lo mismo que ser *en serie*. Un plan en serie representa un proceso ineficiente porque no se permite la intercalación de operaciones de diferentes transacciones. Esto puede dar pie a un bajo aprovechamiento de la UCP mientras una transacción espera una E/s de disco, haciendo al procesamiento bastante más lento. Un plan seriable ofrece los beneficios de la ejecución concurrente sin dejar de ser correcto.

En la práctica, es muy difícil comprobar la seriabilidad de un plan. Casi siempre, el planificador del sistema operativo determina la intercalación de operaciones de transacciones concurrentes. Factores como la carga del sistema, el momento de introducción de las transacciones y las prioridades de las transacciones contribuyen al orden en que el sistema operativo coloca las operaciones en un plan. Por esto, es prácticamente imposible determinar por anticipado cómo se intercalarán las operaciones de un plan cuando se intenta asegurar la seriabilidad.

Si las transacciones se ejecutan a voluntad y luego se comprueba si el plan es seriable, deberemos cancelar el efecto del plan si resulta que no es seriable. Este es un problema grave que hace poco práctico este enfoque. Por ello, la estrategia que se sigue en casi todos los sistemas prácticos es encontrar métodos que garanticen la seriabilidad sin tener que

(a)

transacción T_i	transacción T_2	transacción T_n
leer_elemento(X);	leer_elemento(Z);	leer_elemento(V);
escribir_elemento(X);	leer_elemento(V);	leer_elemento(Z);
leer_elemento(V);	escribir_elemento(V);	escr¡bir_elemento(y);
escribí r_elemento(Y);	leer_elemento(X);	escribir_elemento(Z);
	escribir_elemento(X);	

(b)

	transacción 7^	transacción 7'2	transacción T_3
		leer_elemento(Z);	
		leer_elemento(Y);	
		escribir_elemento(y*);	
			leer_elemento(V);
			leer_elemento(Z);
tiempo	leer_elemento(X);		
	escribir_elemento(X);		escribir_elemento(V);
			escribir_elemento(Z);
		leer_elemento(X);	
	leer_elemento(V);		
	escr¡bir_elemento(V);	escribir_elemento(X);	

(c)

	transacción ^	transacción 7*3	transacción 7_a
			leer_elemento(V);
			leer_elemento(Z);
tiempo	leer_elemento(X);		
	escribir_elemento(X);		escribir_elemento(V);
			escribir_elemento(Z);
		leer_elemento(Z);	
	leer_elemento(V);		
	escribir_elemento(V);	leer_elemento(Y;);	
		escribir_elemento(Y);	
		leer_elemento(X);	
		escribir_elemento(X);	

Figura 17.8 Otro ejemplo de prueba de seriabilidad. (a) Las operaciones LEER y ESCRIBIR de tres transacciones, (b) flan E de las transacciones T_1, T_2 y T_3. (c) Plan F de las transacciones T_1, T_2 y T_3.

(continúa en la siguiente página)

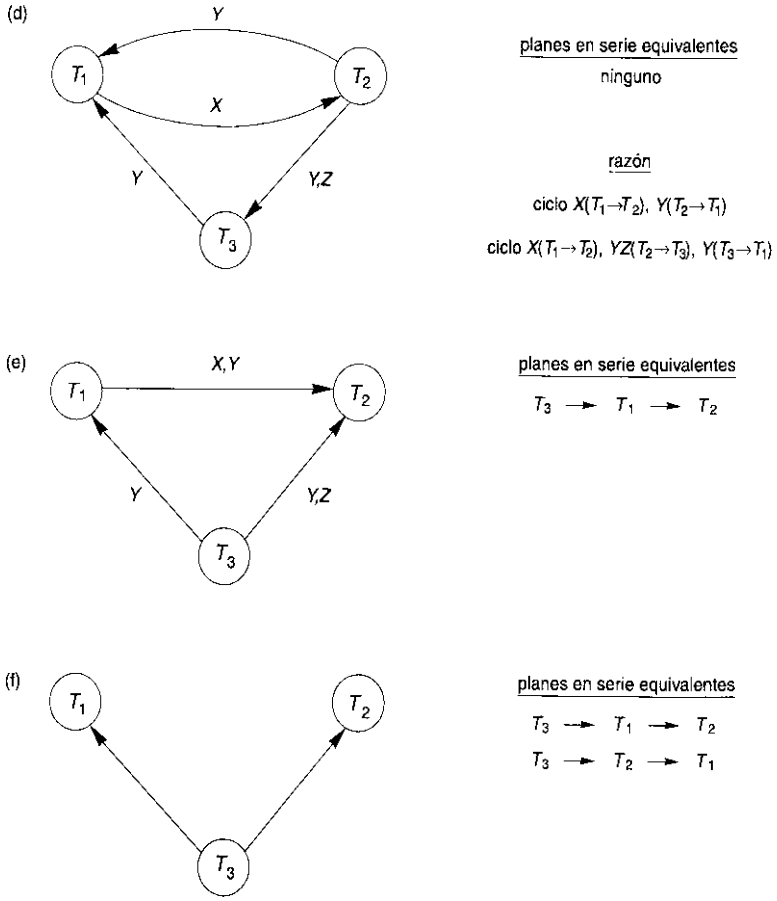


Figura 17.8 *(continuación)* (d) Grafo de precedencia del plan E. (e) Grafo de precedencia del plan F. (f) Grafo de precedencia con dos planes en serie equivalentes.

verificar la seriabilidad de los planes mismos después de haberlos ejecutado. Uno de estos métodos se basa en la teoría de la seriabilidad para determinar protocolos o conjuntos de reglas que, si *todas* las transacciones individuales los siguen o si un subsistema de control de concurrencia del SGBD los impone, garanticen la seriabilidad de *todos los planes en los que participen las transacciones.* Así pues, con este enfoque nunca tendremos que ocuparnos de los planes mismos.

Otro problema es que, cuando las transacciones se introducen continuamente en el sistema, es difícil determinar cuándo comienza y cuándo termina un plan. La teoría de la seriabilidad puede adaptarse para resolver este problema considerando exclusivamente la proyección confirmada de un plan P. Recuerde que en la sección 17.4.1 se dijo que *{^proyección confirmada* C(P) de un plan P incluye sólo las operaciones de P que pertenecen a transacciones confirmadas. Podemos definir que un plan P es seriable si su proyección confirmada C(P) es equivalente a algún plan en serie, ya que el SGBD sólo garantiza las transacciones confirmadas.

En el capítulo 18 estudiaremos varios protocolos de control de concurrencia que garantizan la seriabilidad. La técnica más común, el *bloqueo de dos fases,* se basa en bloquear elementos de información para evitar la interferencia entre transacciones concurrentes. Otra técnica se basa en el *ordenamiento por marca de tiempo,* donde a cada transacción se le asigna una marca de tiempo única y el protocolo garantiza que cualesquier operaciones en conflicto se ejecutarán en el orden de las marcas de tiempo de las transacciones. Otras técnicas se basan en mantener *múltiples versiones* de los elementos de información y en la *certificación o validación.*

Otro factor que afecta el control de concurrencia es la granularidad de los elementos; esto es, qué porción de la base de datos representa un elemento. Un elemento puede ser tan pequeño como un valor individual o tan grande como la base de datos misma. Desde luego, en este último caso es muy poca la concurrencia permitida. Hablaremos de la granularidad de los elementos en la sección 18.5.

17.5.4 *Equivalencia de vistas y seriabilidad por vistas**

En la sección 17.5.1 definimos los conceptos de equivalencia por conflictos para los planes y de seriabilidad por conflictos. Otra definición menos restrictiva de la equivalencia entre planes se denomina *equivalencia de vistas.* Esto conduce a otra definición de la seriabilidad llamada *seriabilidad por vistas.* Se dice que dos planes son equivalentes por vistas si se cumplen estas tres condiciones:

1. El mismo conjunto de transacciones participa en P y en *F,* y P y P' incluyen las mismas operaciones de esas transacciones.
2. Para cualquier operación l.(X) de T. en P, si el valor de X que lee la operación fue escrito por una operación e (X) de T (o si es el valor original de X antes de comenzar el plan), debe cumplirse la misma condición para el valor de X que lee la operación l.(X) de T. en P'.
3. Si la operación e„(Y) de *T,* es la última operación que escribe el elemento Y en P, entonces e„(Y) de *T,* debe ser también la última operación que escribe Y en P'.

La equivalencia de vistas se basa en la idea de que, en tanto cada operación de lectura de una transacción lea el resultado de la *misma operación de escritura* en ambos planes, las operaciones de escritura de ambas transacciones producirán los mismos resultados. Así pues, se dice que las operaciones de lectura perciben *la misma vista* en ambos planes. La condición 3 garantiza que la operación de escritura final de cada elemento de información sea la misma en ambos planes, con lo que el estado de la base de datos deberá ser el mismo al final de los dos. Se dice que un plan P es seriable por vistas si es equivalente por vistas a un plan en serie.

Las definiciones de seriabilidad por conflictos y por vistas resultan similares si se cumple una condición conocida como suposición de escritura restringida en todas las transacciones del plan. Esta condición dice que cualquier operación de escritura e.(X) en T. va precedida por una operación l.(X) en T. *y* que el valor escrito por e.(X) en T. depende sólo

del valor de X que l.(X) lee. Esto supone que el cálculo del nuevo valor de X es una función /(X) basada en el antiguo valor de X leído de la base de datos. Sin embargo, la definición de seriabilidad por vistas es menos restringida que la de seriabilidad por conflictos si se supone la **escritura no restringida,** donde el valor escrito por una operación e (X) en T. puede ser independiente de cualquier valor anterior de la base de datos. Esto se conoce como **escritura ciega,** y se ilustra con el siguiente plan de tres transacciones T : 1 (X), e.(X); T : e₂(X); y T₃: e₃(X):

P₄: l₁(X); e₂(X); e₁(X); e₃(X); c₁; c₂; c₃;

En P₄, las operaciones e₂(X) y e₃(X) son escrituras ciegas, porque ni T₂ ni T₃ leen el valor de X. El plan P₄ es seriable por vistas, ya que es equivalente por vistas al plan en serie Tj, T₂, T₃. Sin embargo, P₄ no es seriable por conflictos, pues no es equivalente por conflictos a ningún plan en serie.

Se ha demostrado que cualquier plan seriable por conflictos también es seriable por vistas, pero no viceversa, como lo ilustra el ejemplo anterior. Hay un algoritmo para comprobar si un plan P es seriable por vistas o no, pero se ha demostrado que el problema de comprobar la seriabilidad por vistas es NP-completo, lo que significa que la probabilidad de encontrar un algoritmo eficiente para este problema es muy baja.

17.5.5 *Otros tipos de equivalencia de planes**

Hay quienes consideran la seriabilidad de los planes demasiado restrictiva como condición para asegurar la corrección de las ejecuciones concurrentes. Algunas aplicaciones pueden producir planes correctos satisfaciendo condiciones menos exigentes que la seriabilidad por conflictos o la seriabilidad por vistas. Un ejemplo de ello son las transacciones de cargo y abono, como las que aplican depósitos y retiros a un elemento de información cuyo valor es el saldo actual de una cuenta bancaria. La semántica de las operaciones de cargo y abono es que actualizan el valor de un elemento de información X reduciendo o aumentando el valor de dicho elemento. Dado que las operaciones de resta y de suma son conmutativas —es decir, se pueden aplicar en cualquier orden— es posible producir planes correctos que no sean seriables. Por ejemplo, consideremos las dos transacciones que siguen, cada una de las cuales puede servir para transferir una cantidad de dinero entre dos cuentas bancadas:

T,: 1,(30; X := X- 10; e,(X); 1,(Y); Y := Y + 10; e,(Y);

T₂:1₂(Y); Y := Y - 20; **e₂(Y)í ^Z); Z** := Z + 20; **e₂(Z);**

Consideremos el siguiente plan P para las dos transacciones:

P: 1,(30; e,(X); 1₂(Y); **e₂(Y);** 1,00; **e,(Y);** 1₂(Z); **e₂(Z);**

Con el conocimiento adicional, o *semántica,* de que las operaciones entre cada l.(X) y e.(X) son conmutativas, sabemos que el orden de ejecutar las secuencias que consisten en (leer, actualizar, escribir) no es importante en tanto no se interrumpa ninguna de estas secuencias. Por esto, se considera que el plan P es correcto aunque no es seriable. Recientemente, algunos investigadores han estado tratando de extender la teoría del control de la concurrencia para manejar casos en los que la seriabilidad se considera una condición demasiado restrictiva para la corrección de los planes.

17.6 Resumen

En este capítulo analizamos conceptos de SGBD para el procesamiento de transacciones. En la sección 17.1 presentamos el concepto de transacción de base de datos y las operaciones que intervienen en dicho procesamiento. Comparamos los sistemas monousuario y multiusuario y luego examinamos algunos ejemplos de cómo la ejecución no controlada de transacciones concurrentes en un sistema multiusuario puede dar pie a resultados y valores incorrectos en la base de datos. También vimos los diversos tipos de fallos que pueden ocurrir durante la ejecución de transacciones.

En la sección 17.2 presentamos primero los estados por los que suele pasar una transacción durante su ejecución; luego analizamos varios conceptos que se usan en los métodos de recuperación y de control de concurrencia. La bitácora del sistema sigue la pista a los accesos a la base de datos y utiliza esta información para recuperarse de los fallos. Una transacción o bien tiene éxito y llega a su punto de confirmación o falla y debe revertirse. Las modificaciones de una transacción confirmada se asientan permanentemente en la base de datos. Los puntos de control sirven para indicar que todas las transacciones confirmadas hasta el punto de control han asentado sus actualizaciones permanentemente en la base de datos. En la sección 17.3 presentamos un panorama sobre las propiedades deseables de las transacciones, a saber, atomicidad, conservación de la consistencia, aislamiento y durabilidad, a las que se suele llamar propiedades ACID.

En la sección 17.4 definimos primero un plan (o historia) como una secuencia de ejecución de las operaciones de varias transacciones con una posible intercalación. En seguida caracterizamos los planes en términos de su recuperabilidad. Los planes recuperables garantizan que, una vez confirmada una transacción, nunca tendrá que anularse. Los planes sin cascada aseguran que ninguna transacción abortada requerirá que otras transacciones se aborten en cascada. Con los planes estrictos tenemos un esquema de recuperación simple que consiste en reescribir los antiguos valores de los elementos que hayan sido modificados por una transacción abortada.

En la sección 17.5 definimos la equivalencia entre planes y vimos que un plan seriable es equivalente a algún plan en serie. Definimos los conceptos de equivalencia por conflictos y equivalencia por vistas, que conducen a los conceptos de seriabilidad por conflictos y seriabilidad por vistas. Se considera que un plan seriable es correcto. Después presentamos algoritmos para comprobar la seriabilidad (por conflictos) de un plan. Por último, analizamos por qué la comprobación de la seriabilidad no es práctica en un sistema real, aunque puede servir para definir y verificar los protocolos de control de concurrencia, y mencionamos brevemente otras definiciones menos restrictivas de la equivalencia entre planes.

En el capítulo 18 trataremos varias técnicas de control de concurrencia, en el capítulo 19 esudiaremos las técnicas para la recuperación de fallos de transacciones.

Preguntas de repaso

17.1. ¿Qué significa *ejecución concurrente* cuando hablamos de *transacciones de bases de datos* en un sistema multiusuario? Comente por qué es necesario el control de la concurrencia, y dé ejemplos informales.

17.2. Explique los diferentes tipos de fallos de transacciones. ¿Qué significa *falb catastróficv*.

17.3. Analice las acciones que realizan las operaciones leer_elemento y escribir_elemento en una base de datos.

17.4. Dibuje un diagrama de estados, y analice los estados por los que suele pasar una transacción durante su ejecución.

17.5. ¿Para qué sirven las bitácoras del sistema, y qué tipos de entradas suelen contener? ¿Qué son los puntos de control, y por qué son importantes? ¿Qué son los puntos de confirmación de las transacciones, y por qué son importantes?

17.6. Explique las propiedades de atomicidad, conservación de la consistencia, aislamiento y durabilidad de una transacción de base de datos.

17.7. ¿Qué es un plan (historia)? Defina los conceptos de plan recuperable, sin cascada y estricto, y compárelos en términos de su recuperabilidad.

17.8. Analice las diferentes medidas de equivalencia entre transacciones. ¿Qué diferencia hay entre la equivalencia por conflictos y la equivalencia por vistas?

17.9. ¿Qué es un plan en serie? ¿Qué es un plan seriable? ¿Por qué se considera correcto un plan en serie? ¿Por qué se considera correcto un plan seriable?

17.10. ¿Qué diferencia hay entre las suposiciones de escritura restringida y no restringida? ¿Cuál es más realista?

17.11. Explique cómo se aplica la seriabilidad para imponer el control de concurrencia en un sistema de base de datos. ¿Por qué a veces se considera la seriabilidad demasiado restrictiva como medida de la corrección de los planes?

Ejercicios

17.12. Modifique la transacción T_2 de la figura 17.2(b) de modo que sea:

```
leer_elemento(X);
X:=X+M¡
si X> 90 entonces salir
        de otro modo escribir_elemento(X);
```

Analice el resultado final de los diferentes planes de la figura 17.3, donde M = 2 y *N* = 2, respecto a las siguientes preguntas. La adición de la condición anterior, ¿altera el resultado final? ¿Obedece el resultado la regla de consistencia implícita (que la capacidad de X es 90) ?

17.13. Repita el ejercicio 17.12 añadiendo un control en T_1 de modo que Y no exceda 90.

17.14. Añada la operación confirmar al final de las dos transacciones T_1 y T_2 de la figura 17.2; luego haga una lista de todos los planes posibles para las transacciones modificadas. Determine cuáles de los planes son recuperables, cuáles son sin cascada y cuáles son estrictos.

17.15. Haga una lista con todos los planes posibles para las transacciones T_1 y T_2 de la figura 17.2, y determine cuáles son seriables por conflictos (correctos) y cuáles no.

17.16. ¿Cuántos planes *en serie* existen para las tres transacciones de la figura 17.8(a) ?

17.17. Escriba un programa para crear todos los planes posibles para las tres transacciones de la figura 17.8(a), y para determinar cuáles de esos planes son seriables por conflictos y cuáles no. Para cada plan seriable por conflictos, el programa deberá imprimir el plan y una lista de todos los planes en serie equivalentes.

Bibliografía selecta

El concepto de transacción atómica se analiza en Gray (1981). El libro de Bernstein, Hadzilacos y Goodman (1987) está dedicado a las técnicas de control de concurrencia y de recuperación en sistemas de bases de datos, tanto centralizados como distribuidos; es una referencia excelente. El libro de Papadimitriou (1986) ofrece una perspectiva más teórica. Un libro de referencia de más de 1000 páginas, Gray y Reuter (1993), es una perspectiva más práctica sobre los conceptos y técnicas del procesamiento de transacciones. Dos volúmenes editados —Elmagarmid (1992) y Bhargava (1989)— ofrecen colecciones de artículos de investigación sobre el procesamiento de transacciones.

Los conceptos de seriabilidad se presentaron por primera vez en Gray *et al.* (1975). La seriabilidad por vistas se define en Yannakakis (1984). La recuperabilidad de los planes se analiza en Hadzilacos (1983, 1986).

CAPÍTULO 18

Técnicas de control de concurrencia

En este capítulo analizaremos varias técnicas de control de concurrencia que sirven para garantizar la no interferencia o el aislamiento de transacciones que se ejecutan de manera concurrente. Casi todas ellas aseguran que los planes sean seriables (véase la Sec. 17.5) empleando **protocolos** o conjuntos de reglas que garantizan la seriabilidad. Un importante conjunto de protocolos emplea la técnica de **bloquear** (mediante un **candado)** elementos de información para evitar que más de una transacción tenga acceso a los elementos al mismo tiempo; en la sección 18.1 se describen varios protocolos de bloqueo. Otro conjunto de protocolos para el control de concurrencia utiliza **marcas de tiempo** de transacciones. Una marca de tiempo es un identificador único generado por el sistema para cada transacción. En la sección 18.2 se estudian los protocolos de control de concurrencia que usan ordenamiento de marca de tiempo para asegurar la seriabilidad. En la sección 18.3 veremos los protocolos de control de concurrencia de **multiversión** que emplean múltiples versiones de un elemento de información. En la sección 18.4 presentamos un protocolo basado en el concepto de *validación* o *certificación* de una transacción después de que ejecuta sus operaciones; éstos suelen recibir el nombre de protocolos **optimistas.**

Otro factor que afecta el control de concurrencia es la **granularidad** de los elementos; esto es, qué porción de la base de datos representa un elemento. Un elemento puede ser tan pequeño como un solo valor o tan grande como un bloque de disco, un archivo o incluso la base de datos entera. Estudiaremos la granularidad de los elementos en la sección 18.5. Por último, en la sección 18.6, trataremos algunos aspectos adicionales de control de concurrencia.

18.1 Técnicas de bloqueo para el control de concurrencia

Una de las principales técnicas para controlar la ejecución concurrente de las transacciones se basa en el concepto de bloquear elementos de información. Un candado es una variable asociada a un elemento de información de la base de datos y describe el estado de ese elemento respecto a las posibles operaciones que se pueden aplicar a él. En general, hay un candado por cada elemento de información en la base de datos. Usamos los candados como una forma de sincronizar el acceso a los elementos de la base de datos por parte de transacciones concurrentes. En la sección 18.1.1 estudiaremos la naturaleza y los tipos de candados. Después, en la sección 18.1.2 presentaremos protocolos que garantizan, mediante bloqueo, que los planes de transacciones sean seriables. Por último, en la sección 18.1.3, estudiaremos dos problemas asociados al empleo de candados —a saber, bloqueo mortal y espera indefinida— y explicaremos cómo se resuelven estos problemas.

18.1.1 *Tipos de candados*

Podemos usar varios tipos de candados en el control de concurrencia. Primero presentaremos los candados binarios, que son simples aunque un tanto restrictivos en su aplicación. En seguida trataremos los candados compartidos y exclusivos, que tienen capacidades de bloqueo más generales.

Candados binarios. Un candado binario puede tener dos estados o valores: bloqueado y desbloqueado (o 1 y 0, por sencillez). A *cada* elemento X de la base de datos se asocia un candado distinto. Si el valor del candado sobre X es 1, *ninguna* operación de base de datos que solicite el elemento *podrá tener acceso* a él. Si el valor del candado sobre X es 0, se podrá tener acceso al elemento cuando se solicite. Nos referiremos al *valor* del candado asociado al elemento X como CANDADO(X).

Cuando se usa bloqueo binario se debe incluir en las transacciones dos operaciones, bloquear_elemento y desbloquear_elemento. Una transacción solicita acceso a un elemento X emitiendo una operación bloquear_elemento(X). Si CANDADO(X) = 1, la transacción tiene que esperar; si no, la transacción asigna 1 a CANDADO(X) (bloquea el elemento) y obtiene el acceso. Cuando la transacción termina de usar el elemento, emite una operación desbloquear_elemento(X), que asigna 0 a CANDADO(X) (desbloquea el elemento) para que otras transacciones puedan tener acceso a X. Así pues, un candado binario impone una *exclusión mutua* sobre el elemento de información. En la figura 18.1 se describen las operaciones bloquear_elemento y desbloquear_elemento.

Observe que estas dos operaciones se deben implementar como unidades indivisibles (conocidas como *secciones críticas* en los sistemas operativos); esto es, no debe permitirse intercalación alguna una vez iniciada una operación de bloqueo o desbloqueo hasta que la operación termine o la transacción espere. En la figura 18.1, la orden de esperar dentro de la operación bloquear_elemento(X) suele implementarse colocando la transacción en una cola de espera para el elemento X hasta que X quede desbloqueado y se conceda a la transacción acceso a él. Otras transacciones que también requieran acceso a X se colocarán en la misma cola. Por esto, se considera que la orden de esperar queda fuera de la operación bloquear_elemento. El SGBD cuenta con un subsistema gestor de bloqueo para mantenerse al tanto del acceso a los candados y controlarlo.

Cuando se utiliza el esquema de bloqueo binario, toda transacción debe obedecer las siguientes reglas:

1. Una transacción T debe emitir la operación bloquear_elemento(X) antes de que se realice cualquier operación leer_elemento(X) o escribir_elemento(X) en T
2. Una transacción T debe emitir la operación desbloquear_elemento(X) después de haber completado todas las operaciones leer_elemento(X) y escribir_elemento(X) en T
3. Una transacción T no emitirá una operación bloquear_elemento(X) si ya posee el bloqueo del elemento X.
4. Una transacción T no emitirá una operación desbloquear_elemento(X) a menos que ya posea el bloqueo del elemento X.

Un módulo del SGBD puede encargarse de hacer que se cumplan estas reglas. Entre las operaciones bloquear_elemento(X) y desbloquear_elemento(X) dentro de la transacción T, se dice que T **posee el candado** del elemento X. Como máximo, una transacción puede poseer el candado de un elemento en particular; dos transacciones no pueden tener acceso concurrente al mismo elemento. Adviértase que es muy fácil implementar un candado binario; todo lo que se necesita es una variable de dos valores, CANDADO, asociada a cada elemento X de la base de datos. En su forma más simple, cada candado puede ser un registro con dos campos: <nombre del elemento de información, CANDADO> más una cola para las transacciones que esperan. El sistema sólo tiene que mantener estos registros para los elementos bloqueados en una **tabla de bloqueo.**

Candados compartidos y exclusivos. El esquema de bloqueo binario es demasiado restrictivo en lo general, porque como máximo una transacción puede poseer un candado sobre un elemento dado. Debemos permitir que varias transacciones tengan acceso al mismo elemento X si lo hacen *exclusivamente para leerlo.* Sin embargo, si una transacción va a escribir un elemento X deberá poseer acceso exclusivo a él. Para este fin, podemos usar un tipo de candado diferente llamado **candado de modo múltiple.** En este esquema hay tres operaciones de bloqueo: bloquear_lectura(X), bloquear_escritura(X) y desbloquear(X). Ahora, un candado asociado a un elemento X, CANDADO(X), tiene tres posibles estados: "bloqueado para leer", "bloqueado para escribir" o "desbloqueado". Un elemento bloqueado para leer posee un **candado compartido,** porque otras transacciones pueden leer el elemento; en cambio, un elemento bloqueado para escribir posee un **candado exclusivo,** porque una sola transacción posee de manera exclusiva el candado del elemento.

```
bloquear_elemento(X):
  B: si CANDADO(X)=0 (* el elemento está desbloqueado *)
     entonces CANDADO(X) <- 1 (* bloquear el elemento *)
     de otro modo comenzar
        esperar (hasta que CANDADO(X)=0 y
          el gestor de bloqueo despierte la transacción);
        ir a B
        fin;

desbloquear_elemento(X):
  CANDADO(X) <r- 0 (* desbloquear el elemento *);
  si alguna transacción está esperando
     entonces despertar una de las transacciones que esperan;
```

Figura 18.1 Operaciones de bloquear y desbloquear para candados binarios.

Un método simple, aunque no del todo general, para implementar las tres operaciones anteriores con un candado de modo múltiple es mantenerse al tanto del número de transacciones que poseen un candado compartido sobre un elemento. Cada candado puede ser un registro con tres campos: <nombre del elemento de información, CANDADO, núm_de_lecturas>. El valor de CANDADO es un código apropiado para representar uno de los tres estados: bloqueado para leer, bloqueado para escribir o desbloqueado. Una vez más, para ahorrar espacio, el sistema sólo necesita mantener en la tabla de bloqueo registros de candado para los elementos bloqueados. Las tres operaciones bloquear_lectura(X), bloquear_escritura(X) y desbloquear(X) se describen en la figura 18.2. Como antes, todas estas operaciones deben considerarse indivisibles; no debe permitirse la intercalación una vez que una de las operaciones se haya iniciado hasta que la operación termine o la transacción se coloque en una cola de espera del elemento.

```
bloquearJectura(X):
  B: si CANDADO(X)="desbloqueado"
     entonces comenzar CANDADO(X) <- "bloqueado para leer";
              núm_de_lecturas(X) <- 1
          fin
     de otro modo si CANDADO(X)="bloqueado para leer"
          entonces núm_de_lecturas(X) f- núm_de_lecturas(X) + 1
          de otro modo comenzar esperar (hasta que CANDADO(X)="desbloqueado"
                   y el gestor de bloqueo despierte la transacción);
                ira B
              fin;

bloquear_escritura(X):
  B: si CANDADO(X)="desbloqueado"
     entonces CANDADO(X) <- "bloqueado para escribir"
     de otro modo comenzar
          esperar (hasta que CANDADO(X)="desbloqueado" y
            el gestor de bloqueo despierte la transacción);
          ir a B
          fin;

desbloquear(X):
  si CANDADO(X)="bloqueado para escribir"
     entonces comenzar CANDADO(X) f- "desbloqueado";
          despertar una de las transacciones que esperan, si las hay
          fin
     de otro modo si CANDADO(X)="bloqueado para leer"
          entonces comenzar
               núm_de_lecturas(X) <- núm_de_lecturas(X) - 1;
                  si núm_de_lecturas(X)=0
                     entonces comenzar CANDADO(X) <- "desbloqueado";
                        despertar una de las transacciones que esperan, si las hay
                        fin
                     fin;
```

Figura 18.2 Operaciones de bloqueo y desbloqueo para candados de dos modos (leer-escribir o compartido-exclusivo).

Cuando usamos el esquema de bloqueo de modo múltiple, el sistema debe hacer cumplir las siguientes reglas:

1. Una transacción T debe emitir la operación bloquearjectura(X) o bloquear_escritura(X) antes de que se realice cualquier operación leer_elemento(X) de T.
2. Una transacción T debe emitir la operación bloquear_escritura(X) antes de que se realice cualquier operación escribir_elemento(X) de T
3. Una transacción T debe emitir la operación desbloquear(X) una vez que se hayan completado todas las operaciones leer_elemento(X) y escribir_elemento(X) de T
4. Una transacción T no emitirá una operación bloquear_lectura(X) si ya posee un candado de lectura (compartido) o de escritura (exclusivo) para el elemento X. Esta regla puede permitir excepciones, como veremos más adelante.
5. Una transacción T no emitirá una operación bloquear_escritura(X) si ya posee un candado de lectura (compartido) o de escritura (exclusivo) para el elemento X. Esta regla puede permitir excepciones, como veremos en breve.
6. Una transacción T no emitirá una operación desbloquear(X) a menos que ya posea un candado de lectura (compartido) o de escritura (exclusivo) para el elemento X.

En ocasiones es deseable permitir excepciones a las condiciones 4 y 5 de la lista anterior. Por ejemplo, es posible que una transacción T emita un bloquearjectura(X) y más adelante promueva el bloqueo emitiendo una operación bloquear_escritura(X). Si T es la única transacción con bloqueo de lectura para X en el momento en que emite la operación bloquear_escritura(X), es posible promover el bloqueo. Una transacción T también puede emitir un bloquear_escritura(X) y después degradar el candado emitiendo una operación bloquearjectura(X). Si permitimos la promoción y la degradación de candados, deberemos incluir identificadores de transacciones en la estructura de registro de cada candado para almacenar la información de cuál transacción posee candados para el elemento, y deberemos hacer modificaciones apropiadas a las descripciones de las operaciones bloquearjectura(X) y bloquear_escritura(X) en la figura 18.2. Dejamos esto como ejercicio para el lector.

El empleo de candados binarios o de modo múltiple en las transacciones, según la descripción anterior, *no garantiza la seriabilidad* de los planes en los que participan las transacciones. La figura 18.3 muestra un ejemplo en el que se siguen las reglas de bloqueo anteriores pero que puede resultar un plan no seriable. Esto se debe a que en la figura 18.3 (a) los elementos Y en Tj y X en T, se *desbloquearon antes de tiempo.* Esto permite que ocurra un plan como el que se ilustra en la figura 18.3 (c); éste no es un plan seriable y por ello da resultados incorrectos. Para garantizar la seriabilidad debemos seguir un *protocolo adicional* sobre la ubicación de las operaciones de bloqueo y desbloqueo dentro de las transacciones. El protocolo mejor conocido, el bloqueo de dos fases, se describe en la siguiente sección.

18,1.2 Cómo *garantizar la seriabilidad con el bloqueo de dos fases*

Se dice que una transacción sigue el protocolo de bloqueo de dos fases[1] si *todas* las operaciones de bloqueo (bloquearjectura, bloquear_escritura) preceden a la *primera* operación

[1]Éste nada tiene que ver con el protocolo de confirmación de dos fases para la recuperación en bases de datos distribuidas (véase el Cap. 19).

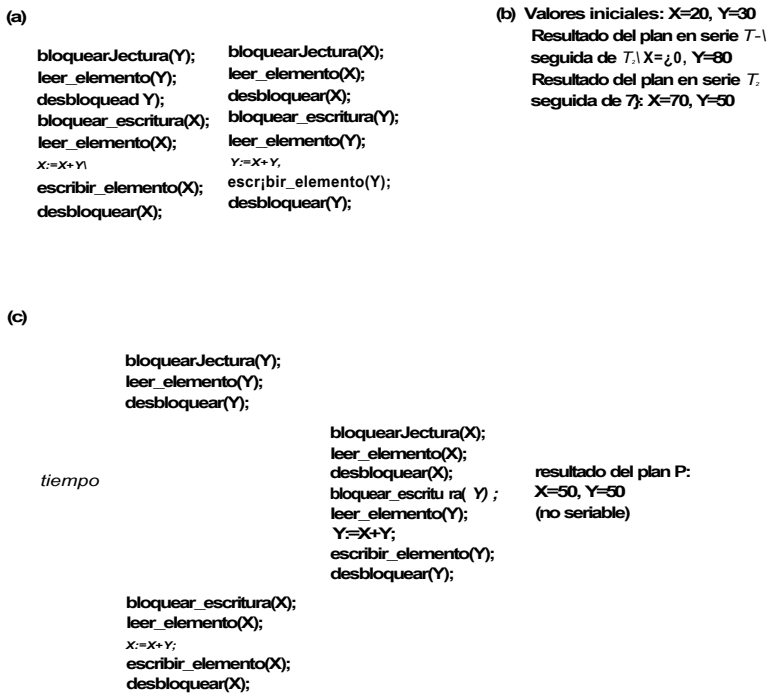


Figura 18.3 Transacciones que no obedecen el bloqueo de dos fases, (a) Dos transacciones T_1 y T_2. (b) Resultados de posibles planes en serie de T y T. (c) Un plan P no seriable que usa candados.

de desbloqueo en la transacción. Una transacción así puede dividirse en dos fases: una fase de expansión (o de crecimiento), durante la cual se pueden adquirir nuevos candados sobre elementos pero no se puede liberar ninguno; y una fase de contracción, durante la cual se pueden liberar los candados existentes, pero no se pueden adquirir nuevos candados. Si se permite promover los candados, esta definición no cambia. Pero, si también se permite la degradación de candados, la definición debe alterarse ligeramente, porque *todas las degradaciones deben efectuarse en la fase de contracción.* Así, una operación bloquearjectura(X) que degrada un candado de escritura que ya se tenía sobre X sólo puede aparecer en la fase de contracción de la transacción.

Las transacciones Tj y T, de la figura 18.3 (a) no se ajustan al protocolo de bloqueo de dos fases porque la operación bloquear_escritura(X) sigue a la operación desbloquear(Y) en Tj, e igualmente la operación bloquear_escritura(Y) sigue a la operación desbloquear(X) en T,. Si imponemos el bloqueo de dos fases, las transacciones se pueden reescribir como Tj' y T,' (Fig. 18.4). Ahora bien, el plan que se muestra en la figura Í8.3(c) no está permitido para T,' y T,' según las reglas de bloqueo descritas

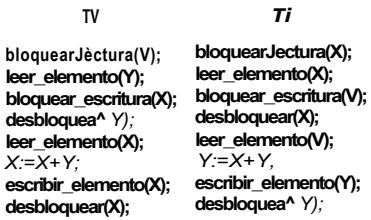


Figura 18.4 Las transacciones T,' y T₂', que son las mismas que T_1 y T_2 de la figura 18.3, pero siguiendo el protocolo de bloqueo de dos fases.

en la sección 18.1.1. Esto se debe a que T,' emitirá su bloquear_escritura(X) antes de desbloquear el elemento Y; en consecuencia, cuando T₂' emita su bloquearJectura(X), se verá obligada a esperar hasta que T,' emita su desbloquear(X) en el plan.

Puede demostrarse que, si *todas* las transacciones de un plan siguen el protocolo de bloqueo de dos fases, el plan es seriable, así que ya no es necesario comprobar la seriabilidad de los planes. El mecanismo de bloqueo, al imponer las reglas de bloqueo de dos fases, también impone la seriabilidad.

El bloqueo de dos fases puede limitar el grado de concurrencia que pueda haber en un plan. La razón es que una transacción T tal vez no pueda liberar un elemento X cuando termine de usarlo si T debe bloquear un elemento adicional Y más adelante; o bien, T deberá bloquear el elemento adicional Y antes de necesitarlo para poder liberar X. Así pues, X debe permanecer bloqueado por T hasta que ésta haya bloqueado todos los elementos que va a necesitar; sólo entonces podrá T liberar X. Mientras tanto, otra transacción que desee tener acceso a X podría verse obligada a esperar, aunque T ya haya terminado de usarlo; o bien, si Y queda bloqueado antes de que se le necesite realmente, otra transacción que desee tener acceso a él se verá obligada a esperar aunque T todavía no esté usando Y. Este es el precio dé garantizar la seriabilidad de todos los planes sin tener que examinar los planes mismos.

Bloqueo de dos fases básico, conservador y estricto. El bloqueo de dos fases (B2F) tiene algunas variaciones. La técnica que acabamos de describir se denomina B2F básico. Una variación conocida como B2F conservador (o B2F estático) requiere que una transacción bloquee todos los elementos a los que tendrá acceso *antes de comenzar a ejecutarse,* predecíarando su conjunto de lectura y su conjunto de escritura. Recuerde que el conjunto de lectura de una transacción es el conjunto de todos los elementos que lee, y que su conjunto de escritura es el conjunto de todos los elementos que escribe. Si no es posible bloquear cualquiera de los elementos predeclarados necesarios, la transacción no bloqueará ningún elemento; en vez de ello, esperará hasta que todos los elementos estén disponibles para bloquearlos. El B2F conservador es un protocolo libre de bloqueo mortal, como veremos en la sección 18.1.3 cuando hablemos del problema del bloqueo mortal.

En la práctica, la variación más utilizada de B2F es el B2F estricto, que garantiza planes estrictos (véase la Sec. 17.4.2). En él, una transacción T no libera ninguno de sus candados antes de confirmarse o de abortar; por tanto, ninguna otra transacción puede leer

o escribir un elemento escrito por T a menos que T ya se haya confirmado, dando lugar a un plan estricto en cuanto a recuperabilidad. Observe la diferencia entre el B2F conservador y el estricto; el primero debe bloquear todos sus elementos antes *de iniciarse,* en tanto que el segundo no desbloquea ninguno de sus elementos sino hasta *después de terminar* (sea confirmándose o abortando). El B2F estricto no está libre de bloqueo mortal a menos que se combine con el B2F conservador.

Aunque el bloqueo de dos fases garantiza la seriabilidad, el empleo de candados puede provocar dos problemas adicionales: bloqueo mortal y espera indefinida. Hablaremos de esos problemas y de su resolución en la siguiente sección.

18.1.3 *Resolución del bloqueo mortal y de la espera indefinida*

Hay bloqueo mortal cuando dos transacciones están esperando que la otra libere su candado sobre un elemento. En la figura 18.5 (a) se muestra un ejemplo sencillo, donde las dos transacciones Ty y T₂' se están bloqueando mutuamente en un plan parcial; 7y está esperando que T₂' libere el elemento X, y T₂' está esperando que T,' libere el elemento Y. Mientras esto sucede, ninguna de las dos puede proceder a desbloquear el elemento que la otra está esperando, y las demás transacciones no pueden tener acceso ni al elemento X ni a Y. También puede haber un bloqueo mortal en el que intervienen más de dos transacciones, como habremos de ver.

Una forma de evitar el bloqueo mortal es con un protocolo de prevención del bloqueo mortal. Un protocolo de este tipo, que se usa en el bloqueo de dos fases conservador, requiere que toda transacción bloquee por adelantado todos los elementos que vaya a necesitar; si no es posible obtener alguno de los elementos, no se bloqueará ninguno de ellos, y la transacción tendrá que esperar y luego intentar otra vez bloquear todos los elementos que necesite. Es obvio que esta solución limita todavía más la concurrencia. Un segundo protocolo, que también limita la concurrencia, consiste en ordenar todos los elementos de la base de datos y asegurarse de que una transacción que necesite varios elementos los bloqueará según ese orden. Esto obliga al programador a conocer el orden elegido, lo cual no es muy práctico en el contexto de las bases de datos.

Se han propuesto otros varios esquemas para evitar el bloqueo mortal, los cuales deciden si una transacción implicada en una situación de posible bloqueo mortal debe verse obligada a esperar, se debe abortar o debe hacer que otra transacción aborte. Estas técnicas aplican el concepto de marca de tiempo de transacción, MT(T), que es un identificador único asignado a cada transacción. Las marcas de tiempo se ordenan con base en el orden en que se inician las transacciones; así pues, si la transacción T, se inicia antes que la transacción T_j, entonces MT(Tj) < MT(T_j). Adviértase que la transacción *más antigua* tiene el valor de marca de tiempo *más pequeño.* Dos esquemas que evitan el bloqueo mortal se denominan esperar-morir y herir-esperar. Supongamos que la transacción T intenta bloquear un elemento X, pero no puede hacerlo porque X está bloqueado por alguna otra transacción T con un candado en conflicto. Las reglas que siguen estos esquemas son:

- esperar-morir: si MT(T.) < MT(T.) (T. es más antigua que T.)
  entonces T. puede esperar
  en caso contrario, se aborta T. (T. *muere)* y se le reinicia posteriormente *con la misma marca de tiempo*

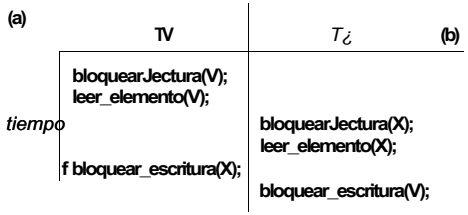


Figura 18.5 El problema del bloqueo mortal, (a) Plan parcial de Ty y T.' que está en estado de bloqueo mortal, (b) Grafo de espera del plan parcial de la figura 18.5(a).

- **herhvesperar:** si MT(T.) < MT(T.) (T. es más antigua que T)
  entonces se aborta T. (T. *hiere* a T.) y se le reinicia posteriormente *con la misma marca de tiempo*
  en caso contrario, T. puede esperar

En esperar-morir, una transacción más antigua puede esperar a que termine una más reciente, pero una transacción más reciente que solicite un elemento bloqueado por una más antigua se abortará y reiniciará. El enfoque herir-esperar hace lo contrario: una transacción más reciente puede esperar a que termine una más antigua, pero una transacción más antigua que solicite un elemento bloqueado por una más reciente *desalojará* a la más reciente abonándola. En ultima instancia, ambos esquemas hacen que aborte la *más reciente* de las dos transacciones que *podrían intervenir* en un bloqueo mortal, y puede demostrarse que estas dos técnicas están libres de bloqueo mortal. Sin embargo, ambas hacen que algunas transacciones se aborten y reinicien, a pesar de que tal vez *nunca provoquen realmente un bloqueo mortal* Podría presentarse otro problema con el enfoque de esperar-morir, donde la transacción T. puede abortar y reiniciarse varias veces seguidas porque una transacción T. más antigua sigue bloqueando el elemento que T. necesita.

Hay otro grupo de protocolos para evitar el bloqueo mortal que no requieren marcas de tiempo. Entre ellos están los algoritmos de no esperar (NW: *no waiting)* y de espera cautelosa (CW: *cautious waiting).* En el algoritmo de **no esperar,** si una transacción no puede obtener un candado, se aborta de inmediato y se reinicia después de cierto lapso sin comprobar si realmente ocurrirá un bloqueo mortal o no. En vista de que este esquema puede hacer que algunas transacciones se aborten y reinicien innecesariamente, se propuso el enfoque de **espera cautelosa** para intentar reducir el número de abortos/reinicios innecesarios. Supongamos que la transacción T. intenta bloquear un elemento X pero no puede hacerlo porque X está bloqueado por alguna otra transacción T. con un candado en conflicto. Las reglas de la espera cautelosa son las siguientes:

- **espera cautelosa:** si T. no está detenida (no está esperando algún otro elemento bloqueado)
  entonces se detiene T., la cual puede esperar
  de lo contrario, se aborta T.

Puede demostrarse que la espera cautelosa está libre de bloqueos mortales, considerando los momentos en que una transacción T queda detenida, d(T). Si las dos transacciones T. y T. antes mencionadas quedan detenidas, y T. está esperando a que T. termine, entonces d(T.) < d(T), ya que una transacción sólo puede esperar a que termine otra cuando no está detenida. Por tanto, los momentos de detención constituyen un ordenamiento total sobre todas las transacciones detenidas, y no puede ocurrir ningún ciclo que provoque un bloqueo mortal.

Otro esquema para evitar el bloqueo mortal implica usar tiempos predefinidos. Si una transacción espera durante un lapso mayor que un tiempo predefinido por el sistema, éste supondrá que la transacción está en un bloqueo mortal y la abortará, sin importar si existe o no realmente una situación de bloqueo mortal.

Un segundo enfoque para resolver el problema es la detección de bloqueo mortal, en la que se verifica periódicamente si el sistema está en un estado de bloqueo mortal. Esta solución es atractiva si sabemos que va a haber poca interferencia entre las transacciones; es decir, si las diferentes transacciones casi nunca tendrán acceso a los mismos elementos al mismo tiempo. Esto puede suceder si las transacciones son cortas y si cada una bloquea apenas unos cuantos elementos, o si la carga de transacciones es ligera. Por otro lado, si las transacciones son largas y cada una utiliza muchos elementos, o si la carga de transacciones es bastante pesada, es más conveniente usar un esquema de prevención del bloqueo mortal.

Una forma sencilla de detectar un estado de bloqueo mortal es construir un grafo de espera. Se crea un nodo en el grafo de espera por cada transacción que se está ejecutando actualmente en el plan. Siempre que una transacción T. está esperando para bloquear un elemento X que está bloqueado momentáneamente por una transacción T, se crea una arista dirigida (T. ->T). Cuando T libera el o los candados sobre los elementos que T. estaba esperando, la arista dirigida se borra del grafo de espera. Tenemos un estado de bloqueo mortal si y sólo si el grafo de espera tiene un ciclo. Un problema de este enfoque es *cuándo* determinar que el sistema deba verificar si hay bloqueo mortal. Se puede usar criterios como el número de transacciones que se están ejecutando o el tiempo que varias transacciones han estado en espera de bloquear elementos, para determinar si ya es oportuno que el sistema compruebe si hay o no bloqueo mortal. La figura 18.5 (b) muestra el grafo de espera del plan parcial de la figura 18.5(a). Si descubrimos que el sistema está en un estado de bloqueo mortal, será preciso abortar algunas de las transacciones que lo están provocando. La elección de las transacciones por abortar se conoce como *selección de víctimas.* En general, el algoritmo para seleccionar víctimas debe evitar elegir transacciones que se hayan estado ejecutando durante mucho tiempo y que hayan efectuado muchas actualizaciones, y debe procurar seleccionar más bien transacciones que no hayan realizado muchos cambios o que participen en más de un ciclo de bloqueo mortal en el grafo de espera. Un problema que puede ocurrir es el denominado *reinicio cíclico,* en el que una transacción se aborta y reinicia sólo para caer en otro bloqueo mortal. El algoritmo de selección de víctimas puede conferir prioridades más altas a las transacciones que se han abortado varias veces, a fin de que no se escojan como víctimas una y otra vez.

Aún hay otro problema que puede presentarse cuando usamos bloqueo: la espera indefinida. Una transacción se encuentra en un estado de espera indefinida si no puede continuar durante un periodo indeterminado mientras otras transacciones del sistema continúan con normalidad. Esto puede ocurrir si el esquema de espera de elementos bloqueados es injusto y confiere a algunas transacciones mayor prioridad que a otras. La solución estándar para la espera indefinida es contar con un esquema de espera justo. Un esquema de este tipo utiliza una cola de primero que llega, primero que se atiende; las transacciones pueden bloquear un elemento en el orden en que originalmente solicitaron el bloqueo de

dicho elemento. Otro esquema permite que algunas transacciones tengan mayor prioridad que otras pero aumenta la prioridad de una transacción a medida que ésta espera, hasta que llegue el momento en que tenga la prioridad más alta de todas y continúe. Un problema similar a la espera indefinida, llamado inanición, puede ocurrir debido a los algoritmos que resuelven el bloqueo mortal. Se presenta si los algoritmos seleccionan la misma transacción como víctima una y otra vez, haciendo que aborte y que nunca termine su ejecución. Los esquemas esperar-morir y herir-esperar que vimos antes evitan la inanición.

18.2 Control de concurrencia basado en ordenamiento por marca de tiempo*

El empleo de candados, en combinación con el protocolo de bloqueo de dos fases, nos permite garantizar que los planes sean seriables. El orden de las transacciones en el plan en serie equivalente se basa en el orden en que las transacciones en ejecución bloquean los elementos que requieren. Si una transacción necesita un elemento que ya está bloqueado, puede verse obligada a esperar hasta que se libere dicho elemento. Un enfoque distinto que garantiza la seriabilidad implica el uso de marcas de tiempo de las transacciones para ordenar la ejecución de las transacciones según un plan en serie equivalente. En la sección 18.2.1 definiremos las marcas de tiempo; luego, en la sección 18.2.2, analizaremos cómo se impone la seriabilidad mediante el ordenamiento de las transacciones con base en sus marcas de tiempo.

18.2.1 *Marcas de tiempo*

Una **marca de tiempo** es un identificador único que el SGBD crea para identificar una transacción. Por lo regular, los valores de marca de tiempo se asignan en el orden en que las transacciones se introducen en el sistema, por lo que una marca de tiempo puede considerarse como el *tiempo de inicio de una transacción.* Nos referiremos a la marca de tiempo de una transacción **T** como **MT(T).** Las técnicas para el control de concurrencia basadas en marcas de tiempo no usan bloqueos; por tanto, no *puede* haber bloqueos mortales.

Las marcas de tiempo se pueden generar de diversas maneras. Una posibilidad consiste en usar un contador que se incrementa cada vez que su valor se asigna a una transacción. Las marcas de tiempo de las transacciones están numeradas 1, 2, 3,... en este esquema. Un contador de computador tiene un valor máximo finito, por lo que el sistema deberá restablecer periódicamente a cero el contador cuando haya un lapso corto en el que ninguna transacción se esté ejecutando. Otra forma de implementar las marcas de tiempo consiste en emplear el valor actual del reloj del sistema y asegurar que no se generen dos valores de marca de tiempo antes de que el reloj cambie.

18.2.2 *El algoritmo de ordenamiento por marca de tiempo*

Este esquema se basa en la idea de ordenar las transacciones con base en sus marcas de tiempo. Así, un plan en el que intervengan las transacciones será seriable, y el plan en serie equivalente tendrá las transacciones en orden según sus valores de marca de tiempo. Esto se denomina **ordenamiento por marca de tiempo (ÓMT).** Observe la diferencia respecto al

bloqueo de dos fases, en el cual un plan es seriable si es equivalente a *algún* plan en serie permitido por los protocolos de bloqueo; en el ordenamiento por marca de tiempo, en cambio, el plan es equivalente al orden en serie *específico* que corresponde al orden de las marcas de tiempo de las transacciones. El algoritmo debe asegurar que, para cada elemento utilizado por más de una transacción en el plan, el orden en que se tiene acceso al elemento no viole la seriabilidad del plan. Para lograr esto, el algoritmo de OMT básico asocia a cada elemento X de la base de datos dos valores de marca de tiempo **(MT):**

1. **MT**_lectura(X): La marca de tiempo de lectura del elemento X; ésta es la más grande de todas las marcas de tiempo de las transacciones que han leído con éxito el elemento X.
2. **MT**_escritura(X): La marca de tiempo de escritura del elemento X; ésta es la más grande de todas las marcas de tiempo de las transacciones que han escrito con éxito el elemento X.

Siempre que una transacción T intenta emitir una operación leer_elemento(X) o escribir_elemento(X), el algoritmo de OMT básico compara la marca de tiempo de T con las marcas de tiempo de lectura y de escritura de X para asegurar que no se viole el orden de ejecución por marca de tiempo de las transacciones. Si la operación viola dicho orden, la transacción T violará el plan en serie equivalente, así que se aborta. Entonces se vuelve a introducir T al sistema como transacción nueva con una *nueva* marca de tiempo. Si T aborta y se revierte, cualquier transacción Tj que pueda haber usado un valor escrito por T deberá revertirse también. De manera similar, cualquier transacción T_2 que pueda haber usado un valor escrito por T_1 deberá revertir también, y así sucesivamente. Este efecto se conoce como reversión en cascada y es uno de los problemas asociados al OMT básico, ya que los planes producidos no son recuperables. El algoritmo para el control de concurrencia debe verificar si se viola el ordenamiento por marca de tiempo de las transacciones en estos dos casos:

1. La transacción T emite una operación escribir_elemento(X):
   a. Si MTJectura(X) > MT(T) o MT_escritura(X) > MT(T), entonces abortar y revertir T y rechazar la operación. Esto debe hacerse porque alguna transacción con una marca de tiempo mayor que MT(T) —y por tanto posterior a T en el ordenamiento por marca de tiempo— ya leyó o escribió el valor del elemento X antes de que T tuviera oportunidad de escribir X, violándose así el ordenamiento por marca de tiempo.
   b. Si la situación de la parte a no se presenta, se ejecuta la operación escribir_elemento (X) de T y se asigna MT(T) a MT_escritura(X).
2. La transacción T emite una operación leer_elemento(X):
   a. Si MT_escritura(X) > MT(T), se debe abortar y revertir T y rechazar la operación. Esto debe hacerse porque alguna transacción con marca de tiempo mayor que MT(T) —y por tanto *posterior* a T en el ordenamiento por marca de tiempo— ya escribió el valor de X antes de que T tuviera oportunidad de leer X.
   b. Si MT_escritura(X) < MT(T), se ejecuta la operación leer_elemento(X) de T y se asigna a MTJectura(X) el mayor de los dos valores: MT(T) y MT_lectura(X) actual.

Así pues, el algoritmo OMT básico comprueba si dos *operaciones en conflicto* ocurren en el orden incorrecto, y rechaza la más reciente de las dos abortando la transacción que la emitió. De este modo, se garantiza que los planes producidos por el OMT básico sean seriables por conflictos. Una modificación del algoritmo, conocida como regla de escritura de Thomas, no impone la seriabilidad por conflictos, pero rechaza menos operaciones de escritura, modificando las verificaciones de la operación escribir_elemento(X) como sigue:

a. Si MTJectura(X) > MT(T), abortar y revertir T y rechazar la operación.
b. Si MT_escritura(X) > MT(T), no ejecutar la operación de escritura pero continuar procesando. Esto se debe a que alguna transacción con marca de tiempo mayor que MT(T) —y por tanto posterior a T en el ordenamiento por marca de tiempo— ya escribió el valor de X. Por ello, debemos ignorar la operación escribir_elemento(X) de T porque ya es obsoleta. Adviértase que cualquier conflicto originado por esta situación se detectaría por el caso a.
c. Si no ocurre ninguna de las situaciones de las partes a y b, se ejecuta la operación escribir_elemento(X) de T y se asigna MT(T) a MT_escritura(X).

El protocolo de ordenamiento por marca de tiempo, al igual que el de bloqueo de dos fases, garantiza la seriabilidad de los planes. Sin embargo, algunos planes que son posibles con uno de estos protocolos no lo son con el otro. Así pues, ninguno de dichos protocolos permite *todos* los planes seriables posibles. Como ya se mencionó, no hay bloqueo mortal con el ordenamiento por marca de tiempo; sin embargo, el reinicio cíclico (y por tanto la inanición) puede ocurrir si una transacción se aborta y reinicia continuamente.

Como se dijo antes, el algoritmo de OMT básico impone la seriabilidad por conflictos, pero no garantiza que los planes sean recuperables; por tanto, tampoco garantiza planes sin cascada ni estrictos (véase la Sec. 17.4.2). Una variación del OMT básico llamado OMT estricto garantiza que los planes sean tanto estrictos como seriables (por conflictos). En esta variación, una transacción T que emite una operación leer_elemento(X) o escribir_elemento(X) tal que MT(T) > MT_escritura(X) sufre un retraso de su operación de lectura o escritura hasta que la transacción *T* que *escribió* el valor de X (de modo que MT(T') = MT_escritura(X)) se haya confirmado o abortado. Para implementar este algoritmo es necesario simular el bloqueo de un elemento X, escrito por la transacción T, hasta que T se haya confirmado o abortado. Este algoritmo no provoca bloqueo mortal, porque T espera a que termine *T* sólo si MT(T) > MT(T').

18.3 Técnicas para el control de concurrencia de multiversión*

Otros protocolos para controlar la concurrencia conservan los valores antiguos de un elemento de información cuando éste se actualiza. Estos se conocen como técnicas de con* trol de concurrencia de multiversión, porque se mantienen varias versiones (valores) de un elemento. Cuando una transacción requiere acceso a un elemento, se elige una versión apropiada para mantener la seriabilidad del plan que se está ejecutando, si es posible. La idea consiste en que algunas operaciones de lectura que serían rechazadas si se usaran otras técnicas se pueden aceptar leyendo una *versión anterior* del elemento a fin de mantener la seriabilidad. Cuando una transacción escribe un elemento, escribe una *nueva versión* y se conserva la versión anterior de dicho elemento. En general, los algoritmos para el control de concurrencia de multiversión utilizan el concepto de seriabilidad por vistas, no el de seriabilidad por conflictos.

Una desventaja obvia de las técnicas de multiversión es que se requiere más almacenamiento para mantener múltiples versiones de los elementos de la base de datos. Sin embargo, es posible que de todos modos sea necesario mantener versiones anteriores; por ejemplo, con fines de recuperación. Por añadidura, algunas aplicaciones de bases de datos requieren la conservación de versiones anteriores para mantener una historia de cómo evolucionan los valores de los elementos de información. El caso extremo es una *base de datos temporal* que sigue la pista a todos los cambios y los momentos en que ocurrieron. En tales casos, no hay gasto adicional por las técnicas de multiversión, ya que de todos modos se mantienen versiones anteriores.

Se han propuesto varios esquemas para el control de concurrencia de multiversión. Aquí examinaremos dos de ellos, uno basado en ordenamiento por marca de tiempo y el otro basado en bloqueo de dos fases.

18.3.1 *Técnica de multiversión basada en ordenamiento por marca de tiempo*

En esta técnica de multiversión, el sistema conserva varias versiones, $X_1, X_2, \ldots, X_k$, de cada elemento de información X. Para cada versión, se conservan el valor de la versión, X_i, y estas dos marcas de tiempo:

1. MT_lectura(X): La marca de tiempo de lectura de X_i; ésta es la más grande entre todas las marcas de tiempo de las transacciones que han leído con éxito la *versión* X_i.
2. MT_escritura(X_i): La marca de tiempo de escritura de X_i; ésta es la marca de tiempo de la transacción que escribió el valor de la versión X_i.

Siempre que se permite a una transacción T ejecutar una operación escribir_elemento(X), se crea una nueva versión X_{i+1} del elemento X, asignando MT(T) tanto a MT_escritura (X_{i+1}) como a MT_lectura(X_{i+1}). De igual manera, cada vez que se permite a una transacción T leer el valor de la versión X_i, se asigna a MT_lectura(X_i) el mayor de estos dos valores: MTJectura(X) o MT(T).

Para asegurar la seriabilidad, usamos dos reglas para controlar la lectura y escritura de elementos de información:

1. Si la transacción T emite una operación escribir_elemento(X), y la versión i de X tiene la MT_escritura(X_i) más alta de todas las versiones de X que también es *menor que* MT(T) *o igual a ella,* y MT(T) < MT_lectura(X_i), entonces se debe abortar y revertir la transacción T; en caso contrario, se crea una nueva versión X_j de X con MTJectura(X) = MT_escritura(X_j) = MT(T).
2. Si la transacción T emite una operación leer_elemento(X), se busca la versión i de X que tiene la MT_escritura(X_i) más alta de todas las versiones de X que también es *menor que* MT(T) *o igual a ella;* luego se devuelve el valor de X_i a la transacción T y se asigna a MT_lectura(X_i) el más alto de estos dos valores: MT(T) y el MT_lectura(X_i) actual.

En el caso 1, la transacción T podría abortar y revertirse. Esto sucede si T está intentando escribir una versión de X que debería haber leído otra transacción *T* cuya marca de

tiempo es MT_lectura(X); sin embargo, *T* ya leyó la versión X., escrita por la transacción cuya marca de tiempo es MT_escritura(X.). Si se presenta este conflicto, T se revertirá; si no, se creará una nueva versión de X, escrita por la transacción T Cabe señalar que, si T se revierte, puede haber reversión en cascada. Por ello, a fin de asegurar la recuperabilidad, no se permite que se confirme una transacción T antes de que se hayan confirmado todas las transacciones que hayan escrito versiones que T haya leído.

18.3.2 *Bloqueo de dos fases de multiversión*

En este esquema, un elemento tiene tres modos de bloqueo: lectura, escritura y certificación. Así, el estado de un elemento X puede ser "bloqueado para lectura", "bloqueado para escritura", "bloqueado para certificación" o "desbloqueado". En el esquema de bloqueo estándar que sólo incluye candados de lectura y de escritura (véase la Sec. 18.1.1), un candado para escritura es un candado exclusivo. Podemos describir la relación entre los candados de lectura y de escritura en el esquema estándar mediante la tabla de compatibilidad de candados que aparece en la figura 18.6(a). Una entrada sí significa que, si una transacción T posee para el elemento X el tipo de candado especificado en la cabecera de la columna, y si la transacción *T* solicita para el mismo elemento el tipo de candado especificado en la cabecera de la fila, entonces *T* puede *obtener el candado* porque los modos de bloqueo son compatibles. Por otro lado, una entrada *no* en la tabla indica que los candados no son compatibles, y *T* debe esperar a que T libere el candado.

En el esquema de bloqueo estándar, una vez que una transacción obtiene un candado de escritura para un elemento, ninguna otra transacción puede tener acceso a ese elemento. El bloqueo de dos fases de multiversión se basa en la idea de permitir que otras transacciones T lean un elemento X mientras una sola transacción T posea un candado de escritura para X. Esto se logra permitiendo dos versiones para cada elemento X, una de las cuales siempre debe haber sido escrita por una transacción confirmada. La segunda versión, X', se crea cuando una transacción T adquiere un candado de escritura para ese elemento. Otras transacciones pueden seguir leyendo la versión confirmada de X en tanto T posea el candado de escritura. Ahora la transacción T puede modificar el valor de X' según sus necesidades, sin afectar el valor de la versión confirmada de X. No obstante, una vez que T está lista para confirmarse, deberá obtener un candado de certificación para todos los elementos para los cuales posea actualmente candados de escritura, antes de poder confirmarse. El candado de certificación no es compatible con los candados de lectura, así que la transacción podría verse obligada a postergar su confirmación hasta que todos sus elementos bloqueados para escritura sean liberados por cualesquier transacciones lectoras. En este punto, se asigna a la versión confirmada X del elemento el valor de la versión X', la versión X' se desecha, y los candados de certificación se liberan. La tabla de compatibilidad de candados para este esquema se muestra en la figura 18.6(b).

En este esquema de bloqueo de dos fases de multiversión, las lecturas pueden realizarse al mismo tiempo que una operación de escritura, algo que no se permitía en los esquemas de bloqueo de dos fases estándar. El costo radica en la posibilidad de que una transacción deba postergar su confirmación hasta obtener candados de certificación exclusivos para todos los elementos que actualizó. Puede demostrarse que este esquema evita los abortos en cascada, ya que sólo se permite que las transacciones lean la versión de X escrita por una transacción confirmada. Sin embargo, sí puede haber bloqueo mortal si se permite la conversión de un candado de lectura en un candado de escritura, y esto debe resolverse con variaciones de las técnicas que vimos en la seción 18.1.3.

	Lectura	Escritura
Lectura	sí	no
Escritura	no	no

(b)

	Lectura	Escritura	Certificación
Lectura	sí	sí	no
Escritura	si-	no	no
Certificación	no	no	no

Figura 18.6 Compatibilidad de candados, (a) Tabla de compatibilidad para el esquema de bloqueo estándar, (b) Tabla de compatibilidad para el esquema de bloqueo de dos fases de multiversión.

18.4 Técnicas para el control de concurrencia de validación (optimistas)*

En todas las técnicas para controlar la concurrencia que hemos visto hasta ahora, se realiza una cierta verificación *antes* de que pueda ejecutarse una operación de base de datos. En el bloqueo, por ejemplo, se comprueba si el elemento al que se desea tener acceso está bloqueado. En el ordenamiento por marca de tiempo, se verifica la marca de tiempo de la transacción comparándola con las marcas de tiempo de lectura y de escritura del elemento. Esta verificación representa un gasto extra durante la ejecución de las transacciones, y su efecto es hacerlas más lentas.

En las técnicas de control de concurrencia optimista, también llamadas técnicas de validación o de certificación, *no se efectúa verificación alguna* durante la ejecución de las transacciones. Varios métodos de control de concurrencia propuestos utilizan la técnica de validación. Aquí describiremos sólo un esquema, en el cual las actualizaciones incluidas en una transacción *no* se aplican directamente a los elementos de la base de datos sino hasta que la transacción llega a su fin. Mientras se ejecuta la transacción, todas las actualizaciones se aplican a *copias locales* de los elementos, que se mantienen para la transacción. Al final de la ejecución, una fase de validación comprueba si cualquiera de las actualizaciones viola la seriabilidad. El sistema debe mantener cierta información que necesita para la fase de validación. Si no se viola la seriabilidad, la transacción se confirma y la base de datos se actualiza a partir de las copias locales; en caso contrario, la transacción aborta y se reinicia posteriormente.

Este protocolo de control de concurrencia comprende tres fases:

1. Fase de lectura: Una transacción puede leer valores de elementos de información a partir de la base de datos. Sin embargo, las actualizaciones se aplican sólo

a copias locales de los elementos, las que se mantienen en el espacio de trabajo de la transacción.

2. **Fase de** validación: Se efectúa una verificación para asegurarse de que no se violará la seriabilidad si las actualizaciones de la transacción se aplican a la base de datos.

3. **Fase de** escritura: Si la fase de validación se realiza con éxito, las actualizaciones de la transacción se aplican a la base de datos; si no, las actualizaciones se desechan y la transacción se reinicia.

El control de concurrencia optimista se basa en la idea de efectuar todas las actualizaciones de una vez; así pues, la ejecución de las transacciones se efectúa con un mínimo de gasto extra hasta llegar a la fase de validación. Si hay poca interferencia entre las transacciones, casi todas se validarán sin dificultad. Sin embargo, si hay mucha interferencia, se desecharán los resultados de muchas transacciones que se ejecutaron hasta su término, y éstas tendrán que reiniciarse posteriormente. En estas circunstancias, las técnicas optimistas no funcionan bien. Estas técnicas se llaman "optimistas" porque suponen que habrá poca interferencia y que no será necesario realizar la verificación durante la ejecución de las transacciones.

El protocolo optimista descrito emplea marcas de tiempo de transacciones y además requiere que el sistema mantenga los conjuntos de escritura y de lectura de las transacciones. Por añadidura, es preciso asentar horas de inicio y horas de terminación para las tres fases de cada transacción. El conjunto **de** escritura de una transacción es el conjunto de elementos que escribe, y el conjunto **de** lectura es el conjunto de elementos que lee. En su fase de validación para la transacción T, el protocolo comprueba que T. no interfiera ninguna transacción confirmada ni cualesquier otras transacciones que estén actualmente en su fase de validación. La fase de validación de T. verifica que, para cada una de esas transacciones T. que está confirmada o en su fase de validación, se cumpla *una* de las siguientes condiciones:

1. La transacción T. completa su fase de escritura antes de que T. inicie su fase de lectura.

2. T. inicia su fase de escritura después de que T. complete su fase de escritura, y el conjunto de lectura de T. no tiene elementos en común con el conjunto de escritura de T_i,

3. Ni el conjunto de lectura ni el conjunto de escritura de T. tienen elementos en común con el conjunto de escritura de T., y T. completa su fase de lectura antes de que T complete su fase de lectura.

Si se cumple cualquiera de estas tres condiciones, no habrá interferencia y T. se validará con éxito. Si no se cumple ninguna de ellas, fallará la validación de la transacción T. y ésta se abortará y reiniciará posteriormente porque pudo haber interferencias.

18.5 Granularidad de los datos

Todas las técnicas para controlar las concurrencias supusieron que la base de datos consistía en varios elementos. Puede decidirse que un elemento de la base de datos sea cualquiera de los siguientes:

- Un registro de la base de datos.
- Un valor de campo de un registro de la base de datos.
- Un bloque de disco.
- Un archivo completo.
- La base de datos completa.

Debemos considerar varias ventajas y desventajas al escoger el tamaño de los elementos de la base de datos. Analizaremos el tamaño de estos elementos en el contexto del bloqueo, aunque pueden presentarse argumentos similares para otras técnicas de control de concurrencia.

En primer lugar, observe que cuanto mayor sea el tamaño del elemento de información, menor será el grado de concurrencia permitido. Por ejemplo, si el tamaño del elemento es un bloque de disco, una transacción T que necesite bloquear un registro A deberá bloquear todo el bloque de disco X que contiene a A. Esto se debe a que un candado está asociado a todo el elemento de información X. Ahora bien, si otra transacción S desea bloquear un registro distinto B que por casualidad reside en el mismo bloque X con un modo de bloqueo en conflicto, se verá obligada a esperar hasta que la primera transacción libere el candado del bloque X. Si el tamaño del elemento de información fuera un solo registro, la transacción S podría continuar, ya que bloquearía un elemento diferente (el registro B) del bloqueado por T (el registro A). Por otro lado, cuanto menor sea el tamaño del elemento de información, más elementos habrá en la base de datos. Como cada elemento está asociado a un candado, el sistema tendrá un mayor número de candados activos que deberá manejar el gestor de bloqueo. Se efectuarán más operaciones de bloquear y desbloquear, dando lugar a un gasto extra más alto. Por añadidura, se requerirá más espacio de almacenamiento para la tabla de bloqueo. En el caso de las marcas de tiempo, se requiere almacenamiento para la MTJectura y MT_escritura de cada elemento de información, y el gasto extra de manejar una gran cantidad de elementos es similar a aquel en que se incurre con el bloqueo.

A menudo se llama **granularidad de los elementos de información** al tamaño de dichos elementos. El término *granularidad fina* indica elementos de tamaño pequeño, en tanto que *granularidad gruesa* designa elementos grandes. Dadas las ventajas y desventajas anteriores, la pregunta obvia es: ¿cuál es el mejor tamaño para los elementos? La respuesta es que ello *depende de los tipos de las transacciones implicadas*. Si una transacción representativa tiene acceso a un número pequeño de registros, conviene hacer que la granularidad de los elementos sea un registro. Por otro lado, si una transacción suele tener acceso a muchos registros del mismo archivo, quizá sea mejor tener una granularidad de bloque o de archivo para que la transacción considere todos esos registros como un solo (o unos cuantos) elemento (s) de información.

En su mayoría, las técnicas para controlar la concurrencia tienen un tamaño de elemento de información uniforme. Sin embargo, se han propuesto algunas técnicas que permiten tamaños variables. En ellas, es posible cambiar el tamaño de los elementos de información a la granularidad más adecuada para las transacciones que se están ejecutando en el sistema.

18.6 Otras cuestiones de control de concurrencia

En.esta sección analizaremos otros aspectos relacionados con el control de concurrencia. En la sección 18.6.1 hablaremos de los problemas asociados a la inserción y la eliminación de

registros y del llamado "problema del fantasma", que puede ocurrir cuando se insertan registros. Después, en la sección 18.6.2, trataremos problemas que pueden presentarse cuando una transacción envía datos a una terminal antes de confirmarse, y luego aborta.

18.6.1 *Inserción, eliminación y registros fantasmas*

Cuando se inserta un nuevo elemento de información en la base de datos, obviamente no es posible tener acceso a él antes de que se complete la operación de inserción. En un entorno de bloqueo, se puede crear un candado para ese elemento y ponerlo en modo exclusivo (candado de escritura); el candado puede liberarse en el mismo momento en que se liberarían otros candados de escritura, dependiendo del protocolo de control de concurrencia que se emplee. En el caso de un protocolo basado en marcas de tiempo, las marcas de tiempo de lectura y escritura del nuevo elemento serán la marca de tiempo de la transacción creadora.

Una operación de eliminación se aplica a un elemento de información ya existente. En los protocolos de bloqueo, también es preciso obtener un candado exclusivo (de escritura) para que la transacción pueda eliminar el elemento. Si se usa ordenamiento por marca de tiempo, el protocolo debe asegurarse de que ninguna transacción posterior haya leído o escrito el elemento antes de permitir que una transacción elimine dicho elemento.

Puede ocurrir el llamado problema del fantasma cuando un registro que está siendo insertado por alguna transacción T satisface una condición que deberá satisfacer un conjunto de registros a los que tenga acceso otra transacción T. Por ejemplo, supongamos que la transacción T está insertando un nuevo registro EMPLEADO que pertenece al departamento número 5 (esto es, cuyo atributo ND es 5), y que la transacción T está teniendo acceso a todos los registros EMPLEADO para los cuales ND = 5 a fin de sumar todos sus valores SALARIO (y así calcular el presupuesto del personal del departamento 5). Si el orden en serie equivalente es T seguida de T, esta última deberá leer el nuevo registro EMPLEADO e incluir su SALARIO en el cálculo de la suma. Para el orden en serie equivalente T seguida de T, el nuevo salario no deberá incluirse. Adviértase que, aun cuando las transacciones están en conflicto desde el punto de vista lógico, en el segundo caso no hay realmente ningún registro (elemento de información) en común entre las dos transacciones, ya que T puede haber bloqueado todos los registros con ND = 5 *antes* de que T insertara el nuevo registro. Esto se debe a que el registro que causa el conflicto es un registro fantasma que ha aparecido repentinamente en la base de datos al ser insertado. Si otras operaciones de las dos transacciones están en conflicto, es posible que el protocolo de control de concurrencia no se percate del conflicto debido al registro fantasma.

Una solución al problema del registro fantasma es el llamado bloqueo del índice, que se puede usar junto con un protocolo de bloqueo de dos fases. Recuerde que en el capítulo 5 se dijo que un índice incluye entradas que tienen un valor de atributo, más un conjunto de apuntadores a todos los registros del archivo que tienen ese valor. Por ejemplo, un índice sobre el atributo ND del archivo EMPLEADO incluiría una entrada por cada valor distinto de ND, más un conjunto de apuntadores a todos los registros EMPLEADO con ese valor. Si la entrada del índice se bloquea antes de que se pueda tener acceso al registro mismo, será posible detectar el conflicto por el registro fantasma. La razón es que la transacción *T* solicitaría un candado de lectura para la *entrada de índice* correspondiente a ND = 5 y T solicitaría un candado de escritura para esa misma entrada *antes* de poder solicitar candados para los registros reales. Puesto que los bloqueos del índice están en conflicto, el problema del fantasma se detectaría. Una técnica más general, llamada bloqueo de predicado, bloquearía de manera similar el acceso a todos los registros que satisfacen un *predicado* (condición) *arbitrario;* sin embargo, no es fácil implementar los bloqueos de predicado de manera eficiente.

18.6.2 *Transacciones interactivas*

Otro problema surge cuando las transacciones interactivas leen entradas y escriben salidas en un dispositivo interactivo, como la pantalla de una terminal, antes de su confirmación. El problema es que un usuario puede introducir en una transacción T un valor de elemento de información basado en algún valor escrito en la pantalla por la transacción T, que tal vez no se haya confirmado aún. El método de control de concurrencia del sistema no puede modelar la dependencia entre T y T, ya que sólo se basa en la interacción entre el usuario y las dos transacciones.

Una estrategia para resolver este problema consiste en posponer las salidas de las transacciones a la pantalla hasta que hayan sido confirmadas.

18.7 Resumen

En este capítulo estudiamos técnicas de SGBD para el control de concurrencia. En la sección 18.1 vimos el protocolo de bloqueo de dos fases y algunas de sus variaciones. Presentamos los conceptos de candado compartido (de lectura) y exclusivo (de escritura), y mostramos cómo el bloqueo puede garantizar la seriabilidad cuando se usa junto con la regla de bloqueo de dos fases. Analizamos el protocolo básico de bloqueo de dos fases, así como el bloqueo de dos fases conservador y el estricto. También presentamos diversas técnicas para resolver el problema del bloqueo mortal, que puede presentarse con el bloqueo.

En la sección 18.2 examinamos el protocolo de ordenamiento por marca de tiempo, que asegura la seriabilidad con base en el orden de las marcas de tiempo de las transacciones. Las marcas de tiempo son identificadores de transacción únicos, generados por el sistema. Vimos la regla de escritura de Thomas, que mejora el rendimiento pero no garantiza la seriabilidad por conflictos. También presentamos el protocolo de ordenamiento por marca de tiempo estricto.

En la sección 18.3 tratamos dos protocolos de multiversión, que suponen que en la base de datos se pueden conservar versiones anteriores de los elementos de información. Una técnica llamada bloqueo de dos fases de multiversión supone que puede haber dos versiones de un elemento, e intenta aumentar la concurrencia haciendo compatibles los candados de lectura y de escritura (a expensas de introducir un modo de bloqueo de certificación adicional). También presentamos un protocolo de multiversión basado en el ordenamiento por marca de tiempo. En la sección 18.4 dimos un ejemplo de protocolo optimista, también conocido como protocolo de certificación o de validación. En la sección 18.5 hicimos un breve análisis de la granularidad de los elementos de información, y en la sección 18.6 presentamos el problema del fantasma y los problemas con las transacciones interactivas.

En el siguiente capítulo ofreceremos un panorama sobre las técnicas de recuperación.

Preguntas de repaso

18.1. ¿Qué es el protocolo de bloqueo de dos fases? ¿Cómo garantiza la seriabilidad?

18.2. Mencione algunas variaciones del protocolo de bloqueo de dos fases. ¿Por qué suele preferirse el bloqueo de dos fases estricto?

18.3. Analice los problemas de bloqueo mortal, espera indefinida e inanición, y las diferentes estrategias para resolver estos problemas.

18.4. Compare los candados binarios con los candados exclusivos/compartidos. ¿Por qué es preferible el segundo tipo de candados?

18.5. Describa los protocolos esperar-morir y herir-esperar para evitar el bloqueo mortal.

18.6. Describa los protocolos de espera cautelosa* no esperar y tiempo predefinido para prevenir el bloqueo mortal.

18.7. ¿Qué es una marca de tiempo? ¿Cómo genera el sistema las marcas de tiempo?

18.8. Explique el protocolo de ordenamiento por marca de tiempo para el control de concurrencia. ¿Qué diferencia hay entre el ordenamiento por marca de tiempo estricto y el ordenamiento por marca de tiempo básico?

18.9. Analice dos técnicas de multiversión para el control de concurrencia.

18.10. ¿Qué es un bloqueo de certificación? ¿Qué ventajas y desventajas tiene el uso de este tipo de bloqueos?

18.11. ¿Qué diferencia hay entre las técnicas de control de concurrencia optimistas y las de otra índole? ¿Por qué se les llama también técnicas de validación o de certificación? Analice las fases representativas de un método para el control de concurrencia optimista.

18.12. ¿De qué manera la granularidad de los elementos de información afecta el rendimiento del control de concurrencia? ¿Qué factores afectan la selección de la granularidad para los elementos de información?

18.13. ¿Qué tipos de bloqueos se necesitan para las operaciones de inserción y eliminación?

18.14. ¿Qué es un registro fantasma? Explique los problemas que puede provocar un registro fantasma para el control de la concurrencia.

18.15. ¿Cómo es que el bloqueo de índice resuelve el problema del fantasma?

18.16. ¿Qué es un bloqueo de predicado?

Ejercicios

18.17. Demuestre que el protocolo básico de bloqueo de dos fases garantiza la seriabilidad por conflictos de los planes. *(Sugerencia:* Demuestre que, si un grafo de seriabilidad de un plan tiene un ciclo, entonces por lo menos una de las transacciones que participan en el ciclo no obedece el protocolo de bloqueo de dos fases).

18.18. Modifique las estructuras de datos correspondientes a los candados de modo múltiple y los algoritmos para bloquear_lectura(X), bloquear_escritura(X) y desbloquear (X) de modo que sea posible la promoción y la degradación de candados. (Sugerencia: El candado necesita seguir la pista a los identificadores de las transacciones que poseen los candados, si las hay).

18.19. Demuestre que el bloqueo de dos fases estricto garantiza que los planes serán estrictos.

18.20. Demuestre que los protocolos esperar-morir y herir-esperar evitan el bloqueo mortal y la espera indefinida.

18.21. Demuestre que la espera cautelosa evita el bloqueo mortal.

18.22. Aplique el algoritmo de ordenamiento por marca de tiempo a los planes de las figuras 17.8(b) y (c), y determine si el algoritmo permite la ejecución de esos planes.

18.23. Repita el ejercicio 18.22, pero use el método de ordenamiento por marca de tiempo de multiversión.

Bibliografía selecta

El protocolo de bloqueo de dos fases, y el concepto de candados de predicado se presenta en Eswaran *et al* (1976). Los libros de Bemstein et *al* (1988), Gray y Reuter (1993) y Papadimitriou (1986) se dedican al control de concurrencia y a la recuperación. El bloqueo se estudia en Gray *et al* (1975), Lien y Weinberger (1978), Kedem y Silberschatz (1980) y Korth (1983). Los bloqueos mortales y los grafos de espera se formalizaron en Holt (1972), y los esquemas de esperar-morir y herir-esperar aparecen en Rosenkrantz et *al* (1978). La espera cautelosa se trata en Hsu *et al* (1992). Helal *et al* (1993) comparan diversas estrategias de bloqueo. Las técnicas para el control de concurrencia basadas en marcas de tiempo se explican en Bernstein y Goodman (1980) y en Reed (1983). El control de concurrencia optimista se analiza en Kung y Robinson (1981) y en Bassiouni (1988). Papadimitriou y Kanellakis (1979) y Bernstein *et al* (1983) analizan las técnicas de multiversión. El ordenamiento por marca de tiempo de multiversión fue propuesto en Reed (1978, 1983), y el bloqueo de dos fases de multiversión se examina en Lai y Wilkinson (1984). Un método de múltiples granularidades de bloqueo se propuso en Gray *et al* (1975), y los efectos de estas granularidades se analizan en Ríes y Stonebraker (1977). Bhargava y Reidl (1988) presenta una estrategia para escoger dinámicamente entre varios métodos de control de concurrencia y recuperación.

Otros trabajos recientes sobre control de concurrencia incluyen el control de concurrencia basado en semántica (Badrinath y Ramamritham 1992), los modelos de transacciones para actividades de larga ejecución (Dayal *et al* 1991), y la gestión de transacciones de múltiples niveles (Hassey Weikum 1991).

CAPÍTULO 19

Técnicas de recuperación

En este capítulo estudiaremos algunas de las técnicas que pueden servir para recuperarse de fallos en las transacciones. Ya examinamos en la sección 17.1.4 las diferentes causas de los fallos (como caídas del sistema y errores en las transacciones). También hemos explicado ya, en la sección 17.2, muchos de los conceptos empleados por los procesos de recuperación, como son la bitácora del sistema, los puntos de control y los puntos de confirmación).

En primer término presentaremos algunos conceptos sobre la recuperación en la sección 19.1, para lo cual haremos un bosquejo de sus procedimientos y una clasificación de sus algoritmos. También estudiaremos cómo asentar anticipadamente en bitácoras, las actualizaciones en el lugar y las actualizaciones sombra, y el proceso de revertir (anular) el efecto de una transacción. En la sección 19.2 presentaremos técnicas de recuperación basadas en la actualización diferida, llamada también técnica NO DESHACER/REHACER. En la sección 19.3 veremos técnicas de recuperación basadas en la actualización inmediata, entre ellas los algoritmos DESHACER/REHACER y DESHACER/NO REHACER. En la sección 19.4 examinaremos la técnica conocida como paginación de sombra, que se puede clasificar como un algoritmo NO DESHACER/NO REHACER. En la sección 19.5 haremos un breve análisis de la recuperación en transacciones de múltiples bases de datos. Por último, en la sección 19.6, hablaremos de las técnicas para recuperarse de fallos catastróficos.

Las técnicas que analizaremos aquí no son descripciones de cómo algún sistema específico implanta la recuperación. Nuestra intención es describir conceptualmente varias estrategias distintas para la recuperación. Si el lector desea descripciones de las características de recuperación en sistemas específicos, deberá consultar las notas bibliográficas y los manuales de usuario de esos sistemas.

A menudo las técnicas de recuperación están imbricadas con los mecanismos de control de concurrencia. Algunas técnicas funcionan mejor con métodos específicos de control de concurrencia. Intentaremos analizar los conceptos de recuperación sin tomar en cuenta los mecanismos de control de concurrencia, pero señalaremos las circunstancias en las que, si se emplea un cierto protocolo de control de concurrencia, conviene usar un mecanismo específico de recuperación.

19.1 Conceptos de recuperación

19.1.1 *Bosquejo de la recuperación*

La recuperación de fallos en las transacciones casi siempre equivale a una *restauración* de la base de datos a algún estado anterior de modo que sea posible *reconstruir* un estado correcto —cercano al momento del fallo— a partir de tal estado anterior. Para lograr esto, el sistema debe conservar, fuera de la base de datos, información sobre las modificaciones hechas a los elementos de información al ejecutarse las transacciones. Por lo regular, dicha información se guarda en la **bitácora del sistema,** como se explicó en la sección 17.2.2. Una estrategia de recuperación representativa podría resumirse informalmente como sigue:

1. Si hay daños extensos en una porción considerable de la base de datos por algún fallo catastrófico, como un aterrizaje de las cabezas del disco, el método de recuperación restaurará una copia anterior de la base de datos que se habría *vaciado* en almacenamiento secundario (casi siempre cinta) y reconstruiría un estado más actualizado, volviendo a aplicar o *rehaciendo* las operaciones de las transacciones confirmadas asentadas en la bitácora hasta el momento del fallo.
2. Cuando la base de datos no presenta daños físicos pero se ha vuelto inconsistente debido a fallos no catastróficos de los tipos 1 a 4 (véase la Sec. 17.1.4), la estrategia consiste en invertir los cambios que provocaron la inconsistencia, *deshaciendo* algunas operaciones. También puede ser necesario *rehacer* algunas operaciones a fin de restaurar un estado consistente de la base de datos, como veremos. En este caso no necesitamos una copia completa de la base de datos; durante la recuperación sólo se consultan las entradas asentadas en la bitácora del sistema.

Podemos distinguir dos técnicas principales para recuperarse de fallos no catastróficos en las transacciones. Las técnicas de **actualización diferida** no actualizan en realidad la base de datos sino hasta *después* de que una transacción llega a su punto de confirmación; en ese momento, las actualizaciones se graban en la base de datos. Antes de ser confirmadas, todas las actualizaciones se asientan en el espacio de trabajo local de la transacción. Durante la confirmación, las actualizaciones se graban primero definitivamente en la bitácora y luego se escriben en la base de datos. Si una transacción falla antes de llegar a su punto de confirmación, no habrá modificado en absoluto la base de datos, por lo que no es preciso DESHACER. Puede ser necesario REHACER, a partir de la bitácora, el efecto de las operaciones de una transacción confirmada, ya que es posible que su efecto todavía no se haya registrado en la base de datos. Por ello, la actualización diferida se conoce también como **algoritmo de** NO DESHACER/REHACER, técnica que analizaremos en la sección 19.2.

En las técnicas de **actualización inmediata,** es posible que algunas operaciones de una transacción actualicen la base de datos *antes* de que la transacción llegue a su punto de confirmación. Sin embargo, estas operaciones casi siempre se asientan en la bitácora *en disco* mediante escritura forzada antes de aplicarse a la base de datos, lo que hace posible la recuperación. Si una transacción falla después de asentar algunos cambios en la base de datos pero antes de llegar a su punto de confirmación, será preciso anular el efecto de sus operaciones sobre la base de datos; esto es, la transacción deberá revertirse. En el caso general de la actualización inmediata, es preciso *deshacer* y *rehacer* durante la recuperación, y es por ello que se denomina **algoritmo de** DESHACER/REHACER. Una variación del algoritmo

en la que todas las actualizaciones se asientan en la base de datos antes de que una transacción se confirme sólo requerirá *deshacer*, por lo cual se le conoce como **algoritmo de DESHACER/NO REHACER.** Estudiaremos estas técnicas en la sección 19.3.

19.1.2 *Conceptos de sistema para la recuperación*

El proceso de recuperación a menudo está íntimamente ligado con las funciones del sistema operativo, en particular con el almacenamiento intermedio y en memoria caché de páginas del disco en la memoria principal. Por lo regular, una o más páginas del disco que contienen el elemento de información que ha de actualizarse se colocan en un almacenamiento intermedio *(caché)* en memoria principal, donde se actualizan antes de escribirse otra vez en el disco. El almacenamiento en memoria *caché* de páginas de disco es tradicionalmente una función del sistema operativo, pero, debido a su importancia para que los procedimientos de recuperación sean eficientes, puede ser que esto lo maneje el SGBD llamando a rutinas de bajo nivel del sistema operativo. En general, para fines de recuperación, conviene considerar que cada elemento de información corresponde a una página de disco.

Por lo regular, un grupo de *buffers* dentro de la memoria, llamados *caché del SGBD*, está bajo el control del SGBD y sirve para almacenar elementos de la base de datos. Se utiliza un **directorio** del *caché* para seguir la pista a los elementos que están en los *buffers*. Este directorio puede ser una tabla de entradas <nombre de elemento, ubicación del *buffer*>. Cuando el SGBD necesita hacer algo con un elemento, primero examina el directorio para determinar si el elemento está en el *caché*. Si no es así, será preciso localizarlo en el disco y copiar las páginas de disco apropiadas en el *caché*. Puede ser necesario **desalojar** algunos de los *buffers* de *caché* para disponer de espacio para el nuevo elemento. Se puede usar alguna estrategia de reemplazo de páginas del sistema operativo, como "el menos recientemente usado" (LRU: *least recently used)* o "primero en entrar, primero en salir" (PEPS, o en inglés FIFO, *first-in-first-out),* para seleccionar el almacenamiento intermedio que se desalojará.

Cada elemento en el *caché* tiene asociado un **bit de modificación,** que se puede incluir en la entrada del directorio y que indica si el elemento ha sido modificado o no. Cuando se lee inicialmente el elemento y se coloca en almacenamiento intermedio, el directorio del caché se actualiza con el nombre del nuevo elemento, y se asigna cero al bit de modificación. Tan pronto como se modifica el elemento, el bit de modificación de la entrada del directorio correspondiente se cambia a 1 (uno). Cuando se desaloja un elemento, se escribirá en el disco sólo si su bit de modificación es 1.

Son dos las estrategias principales que se utilizan al desalojar hacia el disco un elemento de información modificado. La primera, denominada **actualización en el lugar,** escribe el elemento en la *misma ubicación en el disco,* sobreescribiendo así el valor anterior del elemento. Con ello, sólo se mantiene una copia de cada elemento en el disco. La segunda estrategia, llamada **creación de sombras,** escribe el nuevo elemento en un lugar diferente del disco, lo que hace posible mantener múltiples copias de un elemento de información. En general, el valor antiguo del elemento antes de la actualización se denomina **imagen "antes" (BFIM:** *before image),* y el nuevo valor después de la actualización se denomina **imagen "después" (AFIM:** *after image).* Con la creación de sombras, tanto la BFIM como la AFIM se conservan en disco; por tanto, no es estrictamente necesario mantener una bitácora para la recuperación. Analizaremos la recuperación basada en sombras en la sección 19.4.

Cuando se usa la actualización en el lugar, es necesario utilizar una bitácora (véase la Sec. 17.2.2) para la recuperación. En este caso, el mecanismo de recuperación debe cuidar que la BFIM del elemento de información se asiente-en la entrada de bitácora apropiada, y que dicha entrada se desaloje al disco antes de que la BFIM se sobreescriba con la AFIM. En general, a este proceso se le conoce como escritura anticipada en **la** bitácora. Antes de poder describir un protocolo para la escritura anticipada debemos establecer las diferencias entre dos tipos de entradas de la bitácora: las que se necesitan para DESHACER y las que se necesitan para REHACER. Una entrada de bitácora **tipo REHACER** es una entrada correspondiente a una operación escribir_elemento de alguna transacción que incluya el nuevo valor (AFIM) del elemento; se requiere una entrada de este tipo si la técnica de recuperación debe *rehacer* el efecto de la operación a partir de la bitácora asignando la AFIM al elemento en la base de datos. Las entradas de bitácora **tipo DESHACER** incluyen las entradas escribir_elemento que contienen el valor antiguo (BFIM) del elemento; estas entradas son necesarias cuando la técnica de recuperación debe *deshacer* el efecto de la operación a partir de la bitácora asignando la BFIM otra vez al elemento en la base de datos. Además, cuando es posible la reversión en cascada, las entradas leer_elemento de la bitácora se consideran entradas tipo DESHACER (véase la Sec. 19.1.3).

Para que sea posible la recuperación con la actualización en el lugar, las entradas apropiadas necesarias para la recuperación se deben asentar permanentemente en la bitácora en disco antes de aplicar modificaciones a la base de datos. Por ejemplo, consideremos el siguiente protocolo de escritura anticipada en **la** bitácora **(WAL:** *write-ahead logging)* para un algoritmo de recuperación que requiere tanto DESHACER como REHACER:

1. La imagen "antes" de un elemento no se puede sobreescribir con su imagen "después" en disco hasta que se haya forzado la escritura en disco de todas las entradas de bitácora tipo DESHACER para la transacción actualizadora (hasta el momento presente).
2. La operación confirmar de una transacción no se puede completar hasta que se haya forzado la escritura en disco de todas las entradas de bitácora tipo REHACER y tipo DESHACER para esa transacción.

Para facilitar el proceso de recuperación, el subsistema de recuperación del SGBD mantiene varias listas relacionadas con las transacciones que se están procesando en el sistema. Éstas incluyen una lista de transacciones activas que se han iniciado pero todavía no se han confirmado, una lista de todas las transacciones confirmadas desde el último punto de control y una lista de transacciones abortadas desde el último punto de control. Mantener estas listas hace más eficiente el proceso de recuperación.

19.1.3 Reversión *de transacciones*

Si por cualquier razón una transacción falla después de actualizar la base de datos, puede ser necesario revertir o **DESHACER** la transacción. Cualesquier valores de elementos de información que la transacción haya alterado deberán restablecerse a sus valores anteriores (BFIMs). Las entradas de la bitácora sirven para recuperar los valores antiguos de los elementos que deben revertirse.

Si una transacción T se revierte, cualquier transacción S que haya leído mientras tanto el valor de algún elemento de información X escrito por T también deberá revertirse; de

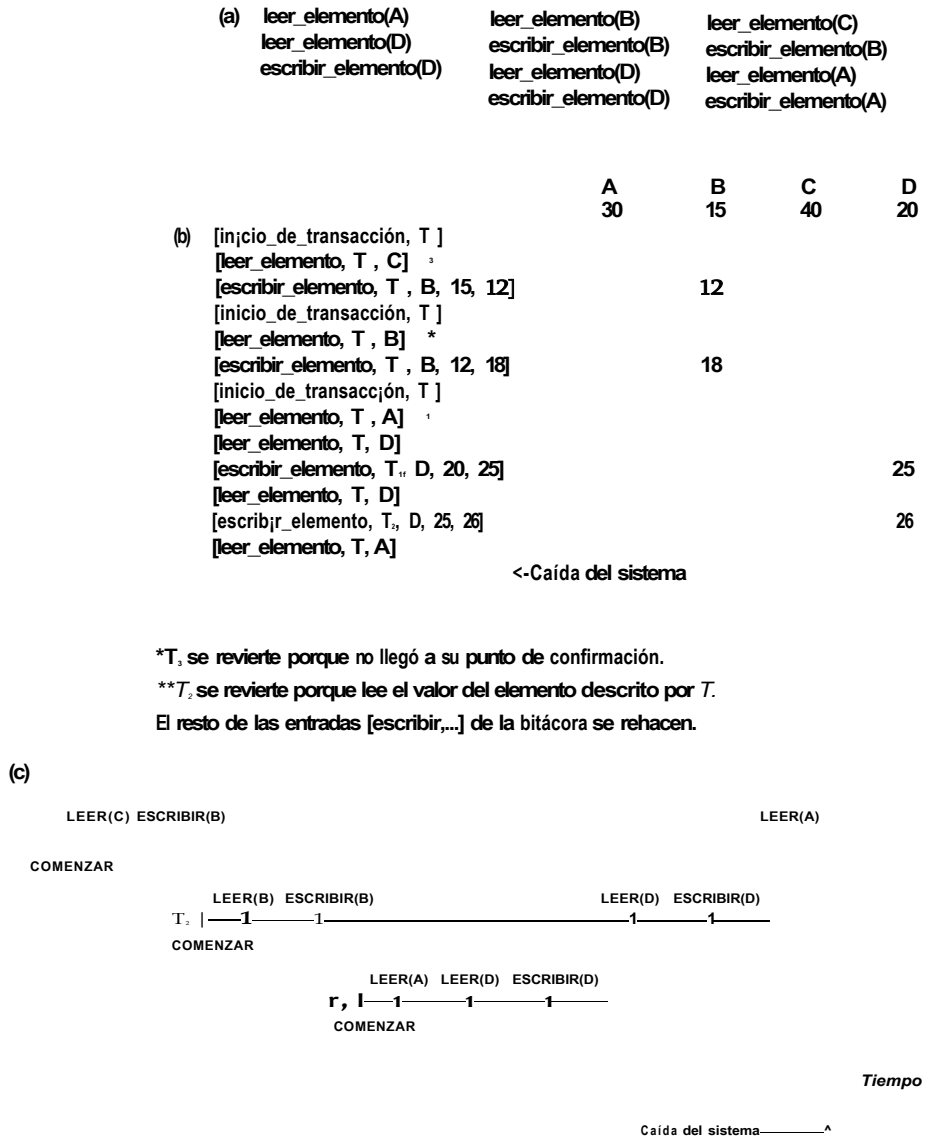


Figura 19.1 Reversión en cascada, (a) Las operaciones de lectura y de escritura de tres transacciones, (b) Bitácora del sistema en el momento de la caída. (c) Operaciones antes de la caída.

manera similar, una vez que S se revierta, cualquier transacción *R* que haya leído el valor de algún elemento de información Y escrito por S deberá revertirse también, y así sucesivamente. Este fenómeno se denomina reversión en cascada y puede ocurrir cuando el protocolo de recuperación garantiza que los planes sean *recuperables* pero no que sean *estrictos* o *sin cascada* (véase la Sec. 17.4.2). Naturalmente, la reversión en cascada puede consumir bastante tiempo, y es por ello que casi todos los mecanismos de recuperación se diseñan de modo que la reversión en cascada *nunca sea necesaria.*

La figura 19.1 muestra un ejemplo en el que se requiere la reversión en cascada. Las operaciones de lectura y escritura de tres transacciones individuales aparecen en la figura 19.1 (a). La figura 19.1 (b) muestra la bitácora en el momento de una caída del sistema para un determinado plan de ejecución de dichas transacciones. Los valores de los elementos de información A, B, C y D, que las transacciones utilizan, aparecen a la derecha de las entradas de la bitácora. Suponemos que los valores originales de los elementos, que se muestran en la primera línea, son A = 30, B = 15, C = 40 y D = 20. En el momento en que falló el sistema, la transacción T_3 no había llegado a su conclusión y deberá revertirse. Las operaciones ESCRIBIR de T_3, marcadas con un solo * en la figura 19.1 (b), son las operaciones de T_3 que se deshacen durante la reversión de la transacción. La figura 19.1 (c) muestra gráficamente las operaciones de las diferentes transacciones a lo largo del eje del tiempo.

Ahora debemos verificar si hay reversión en cascada. En la figura 19.1(c) vemos que la transacción T_2 lee el valor del elemento B que escribió la transacción T_3; esto puede determinarse también examinando la bitácora. Puesto que T_3 se revierte, T_2 deberá revertirse también. Las operaciones ESCRIBIR de T_2, marcadas con ** en la bitácora, son las que se deshacen. Observe que sólo es necesario deshacer las operaciones escribir_elemento durante la reversión de transacciones; las operaciones leer_elemento se asientan en la bitácora sólo para determinar si es necesaria la reversión en cascada de transacciones adicionales.

Si el método de recuperación *nunca* requiere reversión de transacciones (porque dicho método garantiza planes sin cascada o estrictos), podemos conservar *información más limitada* en la bitácora del sistema. Tampoco es preciso asentar operaciones leer_elemento en la bitácora, porque éstas sólo son necesarias para determinar la reversión en cascada.

19.2 Técnicas de recuperación basadas en actualización diferida

Las técnicas de actualización diferida se basan en la idea de diferir o posponer cualesquier actualizaciones a la base de datos misma hasta que la transacción complete con éxito su ejecución y alcance su punto de confirmación. Durante la ejecución de las transacciones, las actualizaciones sólo se asientan en la bitácora y en el espacio de trabajo de la transacción. Una vez que esta última llega a su punto de confirmación y se fuerza la escritura de la bitácora en el disco, las actualizaciones se asientan en la base de datos misma. Si una transacción falla antes de llegar a su punto de confirmación, no hay necesidad de deshacer ninguna operación, porque la transacción no ha afectado la base de datos en ningún sentido.

Podemos expresar un protocolo representativo de actualización diferida como sigue:

1. Una transacción no puede modificar la base de datos antes de llegar a su punto de confirmación.

2. Una transacción no llega a su punto de confirmación antes de asentar todas sus operaciones de actualización en la bitácora *y* forzar la escritura de la bitácora en el disco.

Observe que el paso 2 de este protocolo es una variación del protocolo de escritura anticipada en la bitácora (WAL). Como la base de datos nunca se actualiza antes de confirmarse la transacción, nunca hay necesidad de DESHACER operaciones. Por ello, esta técnica se conoce como algoritmo de NO DESHACER/REHACER. Es necesario REHACER si el sistema falla después de confirmarse la transacción pero antes de que todos sus cambios queden asentados en la base de datos. En este caso, las operaciones de la transacción se rehacen a partir de las entradas de la bitácora.

Por lo regular, el método de recuperación de fallos está muy relacionado con el método de control de concurrencia en sistemas multiusuario. Primero analizaremos la recuperación en sistemas monousuario, donde, claro está, no se requiere control de concurrencia, para entender el proceso de recuperación independientemente de cualquier método de control de concurrencia. Luego veremos cómo el control de concurrencia puede afectar el proceso de recuperación.

19.2.1 *Recuperación por actualización diferida en un entorno monousuario*

En un entorno monousuario, el algoritmo de recuperación puede ser bastante simple. El algoritmo RAD_1 (recuperación por actualización diferida en un entorno de un solo usuario) utiliza un procedimiento de REHACER, que damos a continuación, para rehacer ciertas operaciones escribir_elemento; funciona como sigue:

PROCEDIMIENTO RAD_1 Usar dos listas de transacciones: las transacciones confirmadas desde el último punto de control y las transacciones activas (cuando más una transacción pertenecerá a esta categoría, porque el sistema es monousuario). **A** partir de la bitácora, aplicar la operación REHACER a todas las operaciones escribir_ elemento de las transacciones confirmadas en *el orden en que se escribieron en la bitácora.* Reiniciar las transacciones activas.

El procedimiento REHACER se define como sigue:

REHACER(OPJESCRITURA) Rehacer una operación escribir_elemento (OP_ ESCRITURA) consiste en examinar su entrada de bitácora [escribir_elemento,T,X,nuevo_valor] y asignar nuevo_valor al elemento X de la base de datos; esto es, la imagen "después" (AFIM).

La operación REHACER debe ser **idempotente;** es decir, ejecutarla una y otra vez equivale a ejecutarla una sola vez. De hecho, todo el proceso de recuperación debe ser idempotente. La razón es que, si el sistema llega a fallar durante el proceso de recuperación, el siguiente intento de recuperación podría REHACER ciertas operaciones escribir_elemento que ya hubieran sido restauradas durante el primer proceso. El resultado de la recuperación de una caída *durante la recuperación* deberá ser el mismo que el resultado de recuperarse *cuando no hay caída durante la recuperación.*

(a)

T_1	T_2
leer_elemento(A)	leer_elemento(B)
leer_elemento(D)	escr¡bir_elemento(B)
escribir_elemento(D)	leer_elemento(D)
	escribir_elemento (D)

(b)

```
[inicio.deJransacción.TJ
[escribir_elemento,T1,D, 20]
[confirmar,^]
[inicio_de_transacción,T2]
[escribir_elemento,T2,B,10]
[escr¡bir_elemento,T2,D,25] <- Caída del sistema
```

Las operaciones [escribir_elemento,...] de T_1 se rehacen.
El proceso de recuperación ignora las entradas de bitácora de T_2.

Figura 19.2 Recuperación por actualización diferida en un entorno monousuario. (a) Las operaciones de lectura y de escritura de dos transacciones, (b) Bitácora del sistema en el momento de la caída.

Observe que la transacción en la lista activa no habrá tenido ningún efecto sobre la base de datos debido al protocolo de actualización diferida, y el proceso de recuperación la ignora por completo. Se *revierte implícitamente,* porque ninguna de sus operaciones se reflejaron en la base de datos. Sin embargo, ahora es necesario reiniciar la transacción, ya sea que lo haga automáticamente el proceso de recuperación o que lo haga el usuario manualmente.

La figura 19.2 muestra un ejemplo de recuperación en un entorno monousuario, donde el primer fallo ocurre cuando se ejecuta la transacción T_2, como se aprecia en la figura 19.2(b). El proceso de recuperación rehará la entrada [escribir_elemento,Tj,D,20] de la bitácora asignando al elemento D el valor 20 (su nuevo valor). El proceso de recuperación ignora las entradas [escribir_elemento,T_2,...] de la bitácora porque T_2 no ha sido confirmada. Si ocurre un segundo fallo durante la recuperación del primer fallo, se repetirá el mismo proceso de recuperación de principio a fin> con idénticos resultados.

19.2.2 *Actualización diferida con ejecución concurrente en un entorno multiusuario*

En los sistemas multiusuario con control de concurrencia, el proceso de recuperación puede ser más complejo, dependiendo de los protocolos empleados para dicho control. En muchos casos, los procesos de recuperación y de control de concurrencia están interrelacionados. En general, cuanto mayor sea el grado de concurrencia que deseemos alcanzar, más difícil se volverá la tarea de recuperación.

Consideremos un sistema en el que el control de concurrencia utiliza bloqueo de dos fases y evita el bloqueo mortal preasignando todos los bloqueos de elementos que una transacción necesita antes que ésta inicie su ejecución. Si queremos combinar el método de recuperación por actualización diferida con esta técnica de control de concurrencia, podemos mantener vigentes todos los bloqueos de elementos *hasta que la transacción llegue a su punto*

de confirmación. Después de ello, los bloqueos pueden liberarse. Esto garantiza planes estrictos y seriables. Si suponemos que en la bitácora se incluyen entradas [punto de control], el siguiente sería un posible algoritmo de recuperación para tal caso; lo llamaremos RAD_M (recuperación por actualización diferida en un entorno multiusuario). Este procedimiento utiliza el procedimiento REHACER que dimos antes.

PROCEDIMIENTO RAD_M (CON PUNTOS DE CONTROL) Usar dos listas de transacciones mantenidas por el sistema: las transacciones T confirmadas desde el último punto de control y las transacciones activas T'. REHACER, a partir de la bitácora, todas las operaciones de ESCRITURA de las transacciones confirmadas, en *el orden en que se escribieron en la bitácora.* Las transacciones que están activas y no han sido confirmadas se cancelan efectivamente y deberán reintroducirse.

La figura 19.3 muestra un posible plan de transacciones en ejecución. Cuando se marcó el punto de control en el momento t_c, la transacción T_1 se había confirmado, pero no las transacciones T_3 ni T_4. Antes de la caída del sistema en el momento t_2, T_3 y T_2 se habían confirmado, pero no T_4 ni T_5. Según el método RAD_M, no hay necesidad de rehacer las operaciones escribir_elemento de la transacción T_1 ni de cualquier otra transacción confirmada antes del último punto de control t_c. En cambio, las operaciones escribir_elemento de T_2 y T_3 sí se deben rehacer, porque ambas transacciones llegaron a su punto de confirmación después del último punto de control. Recuerde que se fuerza la escritura de la bitácora antes de confirmar una transacción. Las transacciones T_4 y T_5 se ignoran: se han cancelado o revertido efectivamente porque ninguna de sus operaciones escribir_elemento se asentaron en la base de datos por el protocolo de actualización diferida. Nos referiremos posteriormente a la figura 19.3 para ilustrar otros protocolos de recuperación.

Podemos hacer *más eficiente* el algoritmo de recuperación NO DESHACER/REHACER si observamos que, si un elemento de información X fue actualizado más de una vez por transacciones confirmadas, sólo será necesario REHACER *la última actualización* de X a partir de la bitácora durante la recuperación, ya que de todos modos esta última operación REHACER sobreescribiría todas las demás actualizaciones. En este caso comenzamos desde *el final de la*

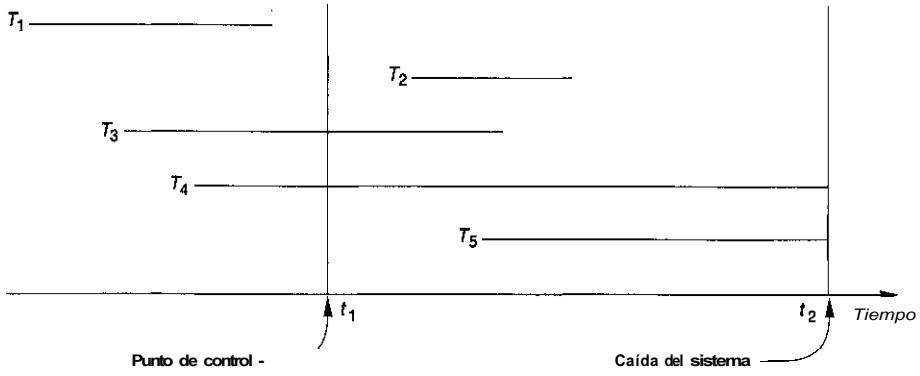


Figura 19.3 Ejemplo de recuperación en un entorno multiusuario.

bitácora; luego, cada vez que se rehace una actualización, se añade a una lista de elementos reactualizados. Antes de aplicar REHACER a cualquier elemento, hay que examinar la lista; si el elemento aparece en ella, no se rehace, pues su valor más reciente ya ha sido recuperado.

Una desventaja del método descrito aquí es que limita la ejecución concurrente de transacciones porque *todos los elementos permanecen bloqueados hasta que la transacción llega a su punto de confirmación.* Su principal ventaja es que nunca es preciso deshacer operaciones de las transacciones, por dos razones:

1. Una transacción no asienta sus cambios en la base de datos sino hasta que llega a su punto de confirmación; es decir, hasta que completa con éxito su ejecución. Por ello, ninguna transacción se revierte por haber fallado durante su ejecución.
2. Una transacción nunca leerá el valor de un elemento escrito por una transacción no confirmada, porque los elementos permanecen bloqueados hasta que esta última llega a su punto de confirmación. Por ello, nunca hay reversión en cascada.

La figura 19.4 muestra un ejemplo de recuperación para un sistema multiusuario que utiliza los métodos de recuperación y de control de concurrencia que acabamos de describir.

19.2.3 *Acciones de las transacciones que no afectan la base de datos*

En general, una transacción incluirá acciones que no afectan la base de datos, como por ejemplo, generar e imprimir mensajes o informes a partir de información obtenida de la base

(a)

T_1	T_2	T_3	T_4
leer_elemento(A)	leer_elemento(B)	leer_elemento(A)	leer_elemento(B)
leer_elemento(D)	escribir_elemento(B)	escribir_elemento(A)	escribir_elemento(B)
escribir_elemento(D)	leer_elemento(D)	leer_elemento(C)	leer_elemento(A)
	escribir_elemento(D)	escribir_elemento(C)	escribir_elemento(A)

(b)

```
[inicio.deJransacción.TJ
[escr¡bir_elemento,T,,D,20]
[confi rmar.TJ
[punto_de_control]
[inicio_de_transacción,T,]
[escribir_elemento,T,,B,15]
[escribir_elemento,T,,A,20]
[confi rmar.TJ
[inicio_de_transacción,T,]
[escribir_elemento,T,,B,12]
[inicio_de_transacción,T,]
[escrib¡r_elemento,T,,A,30]
[escribir_elemento,T,,D,25] <- Caída del sistema
```

T_2 y T_3 se ignoran porque no llegaron a su punto de confirmación.
T_4 se rehace porque su punto de confirmación fue después del último punto de control del sistema.

Figura 19.4 Recuperación por actualización diferida con transacciones concurrentes, (a) Las operaciones de lectura y de escritura de cuatro transacciones, (b) Bitácora del sistema en el momento de la caída.

de datos. Si una transacción falla antes de completarse, tal vez no deseemos que el usuario reciba estos informes, pues la transacción no logró concluir. Por esto, tales informes deben generarse sólo *después de que la transacción haya llegado a su punto de confirmación.* Un método común para manejar acciones de este tipo consiste en emitir las órdenes que generan los informes pero mantenerlas como trabajos por lotes. Estos trabajos sólo se ejecutarán si la transacción llega a su punto de confirmación. Si por un fallo esto no sucede, los trabajos por lotes se cancelarán.

19.3 Técnicas de recuperación basadas en actualización inmediata*

En estas técnicas, cuando una transacción emite una orden de actualización, la base de datos se puede actualizar "inmediatamente" sin tener que esperar que la transacción llegue a su punto de confirmación. Sin embargo, en muchas de estas técnicas las operaciones de actualización tendrán que asentarse de todos modos en la bitácora (en disco) *antes* de aplicarse a la base de datos, a fin de que podamos recuperarnos, en caso de fallo, con el protocolo de escritura anticipada en la bitácora (véase la Sec. 19.1.2).

Si se permite la actualización inmediata, deben tomarse medidas para *deshacer* el efecto de las operaciones de actualización sobre la base de datos, porque una transacción puede fallar después de haber aplicado algunas actualizaciones a la base de datos misma. Por ello, los esquemas de recuperación basados en actualización inmediata deben incluir la capacidad de hacer revertir una transacción deshaciendo el efecto de sus operaciones escribir_elemento.

En general, podemos distinguir dos categorías principales de algoritmos de actualización inmediata. Si la técnica de recuperación se asegura de que todas las actualizaciones de una transacción se asienten en la base de datos en disco *antes de que la transacción se confirme,* nunca habrá necesidad de REHACER operaciones de las transacciones confirmadas. Estos algoritmos se denominan DESHACER/NO REHACER. Por otro lado, si se permite a la transacción confirmarse antes de que todos sus cambios se asienten en la base de datos, tendremos el algoritmo de recuperación más general, conocido como DESHACER/REHACER. Ésta es también la técnica más compleja. A continuación veremos dos ejemplos de algoritmos DESHACER/REHACER y dejaremos el desarrollo de la variación DESHACER/NO REHACER como ejercicio para el lector.

193.1 *Recuperación DESHACER/REHACER basada en actualización inmediata en un entorno monousuario*

En primer término consideraremos un sistema monousuario para poder examinar el proceso de recuperación independientemente del control de la concurrencia. Si ocurre un fallo en un sistema monousuario, la transacción que se estaba ejecutando en el momento del fallo puede haber asentado algunos cambios en la base de datos, y el efecto de tales operaciones deberá anularse como parte del proceso de recuperación. Así, el algoritmo de recuperación necesita un procedimiento DESHACER, que se describe más adelante, para anular el efecto de ciertas operaciones escribir_elemento que se aplicaron a la base de datos, después de examinar la entrada correspondiente en la bitácora del sistema. El algoritmo de recuperación RAI_1 (recuperación por actualización inmediata en un entorno de un solo usuario) también utiliza el procedimiento REHACER que definimos antes.

PROCEDIMIENTO RAIJ

1. **Usar dos listas de transacciones mantenidas por el sistema: las transacciones confirmadas desde el último punto de control y las transacciones activas (cuando más una transacción pertenecerá a esta categoría, porque el sistema es monousuario).**
2. **Deshacer, con base en la bitácora, todas las operaciones escribir_elemento de la transacción *activa,* usando el procedimiento DESHACER que se describe en seguida.**
3. **Rehacer, con base en la bitácora, todas las operaciones escribir_elemento de las transacciones *confirmadas,* en el orden en que se escribieron en la bitácora, usando el procedimiento REHACER.**

El procedimiento DESHACER se define como sigue:

DESHACER(OP_ESCRITURA) Deshacer una operación escribir_elemento (0P_ESCRITURA) consiste en examinar su entrada de bitácora [escribir_elemento, T, X, valor_antiguo, valor_nuevo] y asignar valor_antiguo al elemento X en la base de datos, que es la imagen "antes" (BFIM). La anulación de operaciones escribir_elemento de una o más transacciones, a partir de la bitácora, debe proceder en el *orden inverso* al orden en que se asentaron las operaciones en la bitácora.

19.3.2 DESHACER/REHACER *con actualización inmediata y ejecución concurrente*

Cuando se permite la ejecución concurrente, el proceso de recuperación depende una vez más de los protocolos empleados para el control de concurrencia. El procedimiento RAI_M (recuperación por actualización inmediata para un entorno multiusuario) bosqueja una técnica de recuperación para transacciones concurrentes con actualización inmediata. Supongamos que la bitácora incluye puntos de control y que el protocolo de control de concurrencia produce *planes estrictos,* como lo hace, por ejemplo, el protocolo de bloqueo de dos fases estricto. Recuerde que un plan estricto no permite a una transacción leer o escribir un elemento a menos que la última transacción que haya escrito el elemento se haya confirmado. Sin embargo, puede haber bloqueos mortales en el bloqueo de dos fases estricto, por lo que se requiere DESHACER transacciones. En el caso de un plan estricto, DESHACER una operación requiere reasignar al elemento su antiguo valor (BFIM).

PROCEDIMIENTO RAIM

1. **Usar dos listas de transacciones mantenidas por el sistema: las transacciones confirmadas desde el último punto de control y las transacciones activas.**
2. **Deshacer todas las operaciones escribir_elemento de las transacciones *activas,* mediante el procedimiento DESHACER. Las operaciones deberán deshacerse en el orden opuesto a aquel en que se asentaron en la bitácora.**
3. **Rehacer, con base en la bitácora, todas las operaciones escribir_elemento de las transacciones *confirmadas,* en el orden en que se escribieron en la bitácora.**

19.4 Paginación de sombra*

Este esquema de recuperación no requiere el empleo de una bitácora en un entorno monousuario. En un entorno multiusuario, puede requerir una bitácora si el método de control de concurrencia la necesita.[1] La paginación de sombra considera que la base de datos está compuesta por varias páginas (o bloques) de disco de tamaño fijo —digamos, n— para fines de recuperación. Se construye una tabla (o directorio) de páginas con n entradas, donde la i-ésima entrada de la tabla apunta a la í-ésima página de la base de datos en el disco. La tabla de páginas se mantiene en la memoria principal si no es demasiado grande, y todas las referencias —lecturas o escrituras— a las páginas de la base de datos en el disco pasan por la tabla de páginas. Cuando una transacción comienza a ejecutarse, la tabla de páginas actual —cuyas entradas apuntan a las páginas más recientes o actuales de la base de datos en el disco— se copia en una tabla de páginas sombra, la cual se guarda en disco mientras la transacción usa la tabla de páginas actual.

Durante la ejecución de transacciones, la tabla de páginas sombra *nunca* se modifica. Cuando se efectúa una operación escribir_elemento, se crea una nueva copia de la página de base de datos modificada, pero no *se sobreescribe* la copia antigua de esa página. En vez de ello, la nueva página se escribe en algún otro sitio; por ejemplo, en un bloque de disco desocupado. La entrada de la tabla de páginas actual se modifica de modo que apunte al nuevo bloque de disco, pero la tabla de páginas sombra no se modifica y sigue apuntando al antiguo bloque de disco, no modificado. La figura 19.5 ilustra los conceptos de tabla de páginas sombra y de tabla de páginas actual. En el caso de las páginas actualizadas por las

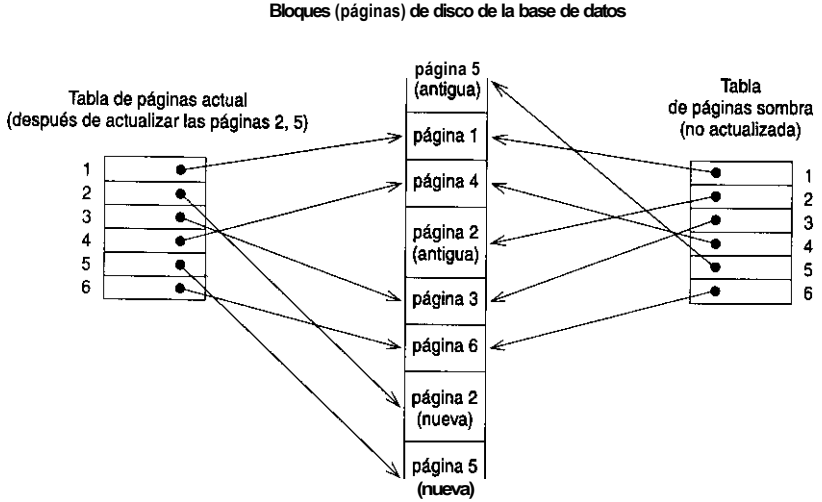


Figura 19.5 Paginación de sombra.

[1]Por ejemplo, el SGBD experimental System R utiliza paginación de sombra además de puntos de control y bitácoras.

transacciones, se conservan dos versiones. La tabla de páginas sombra hace referencia a la versión antigua, y la tabla de páginas actual se refiere a la versión nueva.

Para recuperarse de un fallo mientras se ejecuta una transacción basta con liberar las páginas modificadas de la base de datos y desechar la tabla de páginas actual. El estado de la base de datos antes de ejecutarse la transacción está disponible a través de la tabla de páginas sombra, y se recupera haciendo que dicha tabla sea otra vez la tabla de páginas actual. Así, la base de datos vuelve a su estado previo a la transacción que se estaba ejecutando cuando ocurrió la caída, y cualesquier páginas que se hayan modificado serán desechadas. A la confirmación de una transacción corresponde desechar la tabla de páginas sombra previa y liberar las páginas antiguas a las que hace referencia. Como la recuperación no implica anular ni rehacer operaciones, esta técnica de recuperación puede clasificarse como NO DESHACER/NO REHACER.

La ventaja de la paginación de sombra es que simplifica bastante la anulación del efecto de la transacción en ejecución. No hay necesidad de anular ni de rehacer operaciones de las transacciones. En un entorno multiusuario con transacciones concurrentes es preciso incorporar bitácoras y puntos de control a la técnica de paginación de sombra. Una desventaja de este método es que las páginas actualizadas de la base de datos cambian de lugar en el disco, y esto dificulta mucho mantener juntas las páginas relacionadas sin emplear estrategias de manejo de almacenamiento muy complejas. Además, si la tabla (directorio) de páginas es grande, el gasto extra de escribir tablas de páginas sombra en disco cada vez que se confirmen las transacciones será significativo. Una complicación adicional es la forma de realizar la recolección de basura cuando una transacción se confirma. Las páginas viejas a las que hace referencia la tabla de páginas sombra y que se han actualizado deberán liberarse y añadirse a una lista de páginas libres para su uso posterior. Estas páginas ya no se necesitarán después de que la transacción se confirme, y la tabla de páginas actual sustituye a la tabla de páginas sombra convirtiéndose en la tabla de páginas válida.

19.5 Recuperación en transacciones de múltiples bases de datos*

Hasta ahora hemos supuesto implícitamente que una transacción tiene acceso a una sola base de datos. En algunos casos, una sola transacción, llamada transacción de multibases de datos, puede requerir acceso a varias bases de datos. Estas podrían incluso estar almacenadas en diferentes tipos de SGBD; por ejemplo, algunos SGBD podrían ser relaciónales, y otros jerárquicos o de red. En tal caso, cada uno de los SGBD implicados en la transacción tendrá su propia técnica de recuperación y un gestor de transacciones independiente de los de los otros SGBD. Esta situación es un tanto similar al caso de un sistema de gestión de base de datos distribuida (véase el Cap. 23), donde partes de la base de datos residen en diferentes sitios conectados por una red de comunicaciones.

Para mantener la atomicidad de una transacción de multibases de datos, es necesario contar con un mecanismo de recuperación de dos niveles. Se requiere un gestor de recu* peración global, o coordinador, además de los gestores de recuperación locales. El coordinador suele seguir un protocolo llamado protocolo de confirmación de dos fases, las cuales pueden definirse como sigue:

FASE 1: Cuando todas las bases de datos participantes le indican al coordinador que la parte de la transacción en la que interviene cada una ha concluido, el coordinador envía el

mensaje "prepárense para confirmar" a cada participante a fin de que se apresten a confirmar la transacción. Cada una de las bases de datos que reciban ese mensaje forzará la escritura de todos los registros de la bitácora en disco y después enviará una señal de "lista para confirmar" o "correcto" al coordinador. Si falla la escritura forzada a disco o la transacción local no puede confirmarse por alguna razón, la base de datos participante envía una señal "imposible confirmar" o "incorrecto" al coordinador. Si éste no recibe respuesta de una base de datos dentro de un cierto intervalo de tiempo, supone que la respuesta es "incorrecto".

FASE **2:** Si todas las bases de datos participantes contestan "correcto", la transacción tiene éxito y el coordinador envía a las participantes una señal "confirmar" para esa transacción. Como todos los efectos locales de la transacción se han asentado en las bitácoras de las bases de datos participantes, ya es posible recuperarse de un fallo. Cada base de datos participante completa la confirmación de la transacción escribiendo en la bitácora una entrada [confirmar] para esa transacción y actualizando permanentemente la base de datos si es necesario. Por otro lado, si una o más de las bases de datos participantes envió una respuesta "incorrecto" al coordinador, la transacción habrá fallado, y el coordinador enviará a cada participante un mensaje de "revertir" o DESHACER el efecto local de la transacción. La anulación se efectúa usando la bitácora. •

El efecto neto del protocolo de confirmación de dos fases es que o bien todas las bases de datos participantes confirman el efecto de la transacción o ninguna de ellas lo hace. Si llegara a fallar cualquiera de las participantes —o el coordinador— siempre será posible recuperarse hasta un estado en el que la transacción se haya confirmado o bien se haya revertido. Un fallo durante la fase **1** o antes casi siempre obliga a hacer revertir la transacción, pero un fallo durante la fase 2 significa que una transacción exitosa puede recuperarse y confirmarse.

19.6 Respaldo de bases de datos y recuperación de fallos catastróficos

Hasta aquí, todas las técnicas que hemos estudiado se aplican a fallos no catastróficos. Una suposición clave ha sido que la bitácora del sistema se mantiene en disco y no se pierde como consecuencia del fallo. De manera similar, la tabla de páginas sombra se debe almacenar en disco para hacer posible la recuperación cuando se use la paginación de sombra. Las técnicas de recuperación que hemos visto usan las entradas de la bitácora del sistema o la tabla de páginas sombra para recuperarse de un fallo llevando de nuevo la base de datos a un estado consistente.

El gestor de recuperación de un SGBD debe estar equipado también para manejar fallos más catastróficos, como son las caídas de disco. La técnica principal para manejar tales caídas es la de respaldo de la base de datos. La base de datos completa y la bitácora se copian periódicamente en un medio de almacenamiento económico como las cintas magnéticas. En caso de un fallo catastrófico del sistema, la copia de respaldo más reciente se puede cargar de la cinta al disco, y el sistema podrá reiniciarse.

Para evitar la pérdida de todos los efectos de las transacciones que se han ejecutado desde el último respaldo, se acostumbra respaldar la bitácora del sistema copiándola periódicamente en cinta magnética. La bitácora suele ser bastante más pequeña que la base de datos misma y por tanto se puede respaldar con mayor frecuencia. Si se respalda la bitácora, los usuarios no pierden todas las transacciones que han efectuado desde el último respaldo de la base de datos. Es posible reconstruir el efecto sobre la base de datos de todas las transacciones confirmadas asentadas en la parte de-la bitácora que se respaldó. Se inicia una nueva bitácora después de cada operación de respaldo de la base de datos. Así, para recuperarse de un fallo de disco, lo primero que se hace es recrear la base de datos en disco a partir de su última copia de seguridad en cinta. Después, se reconstruyen los efectos de todas las transacciones confirmadas cuyas operaciones se hayan asentado en la copia de respaldo de la bitácora del sistema.

19.7 Resumen

En este capítulo estudiamos las técnicas para recuperarse de fallos de las transacciones. El objetivo principal de la recuperación es asegurarse de que las transacciones tengan la propiedad de atomicidad. Si una transacción falla antes de completar su ejecución, el mecanismo de recuperación deberá cerciorarse de que no tenga efectos permanentes sobre la base de datos. Primero presentamos un panorama sobre un proceso de recuperación y luego analizamos conceptos del sistema relacionados con la recuperación, como son el almacenamiento *caché,* la actualización en el lugar y la creación de sombras, las imágenes "antes" y "después" de un elemento de información, las operaciones de recuperación DESHACER y REHACER, y el protocolo de escritura anticipada en la bitácora.

Después vimos dos diferentes estrategias de recuperación: actualización diferida y actualización inmediata. Las técnicas de actualización diferida posponen la actualización real de la base de datos hasta que una transacción llega a su punto de confirmación. La transacción fuerza la escritura de la bitácora en disco antes de grabar las actualizaciones en la base de datos. Esta estrategia, cuando se emplea con ciertos métodos de control de concurrencia, está diseñada de modo que nunca sea necesario revertir las transacciones, y la recuperación consiste simplemente en rehacer, a partir de la bitácora, las operaciones de las transacciones confirmadas después del último punto de control. La actualización diferida puede dar lugar a un algoritmo de recuperación conocido como NO DESHACER/REHACER. Las técnicas de actualización inmediata pueden aplicar cambios a la base de datos antes de que la transacción llegue a buen término. En algunos protocolos, cualesquier cambios que se apliquen a la base de datos deben asentarse primero en la bitácora, la cual se graba de inmediato en disco para que estas operaciones se puedan anular en caso de ser necesario. También presentamos a grandes rasgos un algoritmo de recuperación para actualización inmediata denominado DESHACER/REHACER. También puede usarse otro algoritmo, conocido como DESHACER/NO REHACER, para la actualización inmediata si todas las acciones de las transacciones se graben en la base de datos antes de la confirmación.

Analizamos la técnica de paginación de sombra para la recuperación, que sigue la pista a las páginas viejas de la base de datos mediante una tabla de páginas sombra. Esta técnica, que se clasifica como NO DESHACER/NO REHACER, no requiere una bitácora en los sistemas monousuario pero sí en los de múltiples usuarios. Después examinamos el protocolo de confirmación de dos fases, que sirve para recuperarse de fallos en los que intervienen transacciones de multibases de datos. Por último, hablamos de la recuperación de fallos catastróficos, que por lo regular se efectúa respaldando la base de datos y la bitácora en cinta. La bitácora puede respaldarse con mayor frecuencia que la base de datos, y la copia de seguridad de la bitácora puede servir para rehacer las operaciones posteriores al último respaldo de la base de datos.

Preguntas de repaso

19.1. Analice los diferentes tipos de fallos de las transacciones. ¿Qué significa fallo catastrófico?

19.2. Explique las acciones que realizan las operaciones leer_elemento y escribir_elemento sobre una base de datos.

19.3. (Repaso del capítulo 17.) ¿Para qué se usa la bitácora del sistema? ¿Qué tipo de entradas suele contener una bitácora? ¿Qué son los puntos de control, y por qué son importantes? ¿Qué son los puntos de confirmación de las transacciones, y por qué son importantes?

19.4. ¿Cómo usa el subsistema de recuperación las técnicas de almacenamiento intermedio y *cachél*

19.5. ¿Qué es la imagen "antes" (BFIM) y la imagen "después" (AFIM) de un elemento de información? ¿Qué diferencia hay entre la actualización en el lugar y la creación de sombras, en relación con su manejo de las BFIM y las AFIM?

19.6. ¿Qué son las entradas de bitácora tipo DESHACER y tipo REHACER?

19.7. Describa el protocolo de escritura anticipada en la bitácora.

19.8. Identifique tres listas de transacciones que el subsistema de recuperación mantenga.

19.9. ¿Qué significa la reversión de transacciones? ¿Por qué es necesario verificar si hay reversión en cascada? ¿Cuáles técnicas de recuperación no requieren reversión?

19.10. Analice las operaciones DESHACER y REHACER y las técnicas de recuperación que las utilizan.

19.11. Explique la técnica de recuperación de actualización diferida. ¿Cuál es su principal ventaja? ¿Por qué se le llama método de NO DESHACER/REHACER?

19.12. ¿Cómo puede la recuperación manejar las operaciones que no afectan la base de datos, como la impresión de informes por parte de la transacción?

19.13. Explique la técnica de actualización inmediata tanto en entornos monousuario como multiusuario. ¿Cuáles son las ventajas y desventajas de la actualización inmediata?

19.14. ¿Qué diferencia hay entre los algoritmos DESHACER/REHACER y DESHACER/NO REHACER para la recuperación con actualización inmediata? Bosqueje un algoritmo de DESHACER/NO REHACER.

19.15. Describa la técnica de recuperación con paginación de sombra. ¿En qué circunstancias no requiere una bitácora?

19.16. Describa el protocolo de confirmación de dos fases para las transacciones de multibases de datos.

19.17. Explique cómo se maneja la recuperación de fallos catastróficos.

Ejercicios

19.18. Suponga que el sistema se cae antes de que la entrada [leer_elemento,T_3,A] se asiente en la bitácora de la figura 19.1 (b); ¿afectará esto el proceso de recuperación?

[inicio_de_transacc¡ón,T_1]
[leer.elemento.T^A]
[lee^elemento.T^D]
[escribir_elemento,T_9, D,20]
[confirmar.TJ
[punto_de_control]
[inicio_de_transacc¡ón,T_2]
[leer_elemento,T_9,B]
[escr¡bir_elemento,T_{11}B, 12]
[in¡cio_deJransacción,T_4]
[leer_elemento,T_8,B]
[escribir_elemento,T_4B,15]
[¡n¡cio_de_transacc¡ón,T_3]
[escribir_elemento,T_3,A,30]
[leer_elemento,T_4,A]
[escribir_elemento,T_4,A,20]
[conf¡rmar,T_1]
[leer_elemento,T_8,D]
[escr¡bir_elemento,T_{11},D,25] <- Caída del sistema

Figura 19.6 Ejemplo de plan y su bitácora correspondiente.

19.19. Suponga que el sistema se cae antes de que la entrada [escribir_elemento, T_2, D, 25, 26] se asiente en la bitácora de la figura 19.1(b); ¿afectará esto el proceso de recuperación?

19.20. La figura 19.6 muestra la bitácora correspondiente a un cierto plan de las transacciones Tj, T_2, T_3 y T, de la figura 19.4, en el momento de caerse el sistema. Suponga que se usa el *protocolo de actualización inmediata* con puntos de control. Describa el proceso de recuperación de la caída del sistema. Especifique cuáles transacciones se hacen revertir, cuáles operaciones de la bitácora se rehacen y cuáles (si existen) se deshacen, y si hay reversión en cascada.

19.21. Suponga que se usa el protocolo de actualización diferida con el ejemplo de la figura 19.6. Indique las diferencias que habría en la bitácora si, en el caso de la actualización diferida, se eliminaran las entradas innecesarias; luego describa el proceso de recuperación, empleando la bitácora modificada. Suponga que sólo se aplican operaciones REHACER, y especifique cuáles operaciones de la bitácora se rehacen y cuáles se ignoran.

Bibliografía selecta

Los libros de Bernstein *et al* (1987) y Papadimitriou (1986) están dedicados a la teoría y los principios del control de concurrencia y la recuperación. El de Gray y Reuter (1993) es una obra enciclopédica sobre control de concurrencia, recuperación y otros aspectos del procesamiento de transacciones.

Verhofstad (1978) presenta una explicación didáctica y un repaso de las técnicas de recuperación en los sistemas de bases de datos. La clasificación de los algoritmos basada en sus características

de DESHACER/REHACER se analiza en Haerder y Reuter (1983) y en Bernstein *et al* (1983). Gray (1978) trata la recuperación, junto con otros aspectos de la implementación de sistemas operativos para bases de datos. La técnica de paginación de sombra se estudia en Lorie (1977), Verhofstad (1978) y Reuter (1980). Gray et *al* (1981) analiza el mecanismo de recuperación en System R. Lockeman y Knutsen (1968), Davies (1972) y Bjork (1973) se cuentan entre los primeros artículos que se ocupan de la recuperación. Chandy *et al* (1975) trata la reversión de transacciones. Lilien y Bhargava (1985) analiza el concepto de bloque de integridad y su empleo para mejorar la eficiencia de la recuperación.

La recuperación por escritura anticipada en bitácora se explica en Jhingran y Khedkar (1992) y se utiliza en el sistema ARIES (Mohán *et al* 1992a). Entre los trabajos más recientes sobre recuperación están las transacciones compensadoras (Korth et *al* 1990) y la recuperación de bases de datos en memoria principal (Kumar 1991). Los algoritmos de recuperación de ARIES (Mohán et *al* 1992) han tenido un gran éxito en la práctica. Franklin et *al* (1992) analiza la recuperación en el sistema EXODUS.

CAPÍTULO 20

Seguridad y autorización en bases de datos

En este capítulo estudiaremos las técnicas empleadas para proteger la base de datos contra personas que no estén autorizadas para tener acceso a una parte de la base de datos o a toda. La sección 20.1 ofrece una introducción a los problemas de seguridad y un panorama sobre los temas que se cubrirán en el resto del capítulo. En la sección 20.2 se analizan los mecanismos empleados para otorgar y revocar privilegios en los sistemas de bases de datos relaciónales y en SQL; estos mecanismos suelen denominarse *control de acceso discrecional* La sección 20.3 ofrece un panorama sobre los mecanismos para imponer múltiples niveles de seguridad: un aspecto más reciente de la seguridad de los sistemas de bases de datos que se conoce como *control de acceso obligatorio.* En la sección 20.4 se explica brevemente el problema de la seguridad en las bases de datos estadísticas.

Los lectores que estén interesados únicamente en los mecanismos básicos de seguridad tendrán suficiente si estudian las secciones 20.1 y 20.2.

20.1 Introducción a los problemas de seguridad en las bases de datos

20.1.1 *Tipos de seguridad*

La seguridad de las bases de datos es un área amplia que abarca varios temas, entre ellos los siguientes:

- Cuestiones éticas y legales relativas al derecho a tener acceso a cierta información. Es posible que parte de ésta se considere privada y que las personas no autorizadas no puedan tener acceso a ella legalmente. En Estados Unidos, los gobiernos federal y de varios estados tienen leyes sobre la confidencialidad de la información.

- Cuestiones de política en el nivel gubernamental, institucional o corporativo, relacionadas con las clases de información que no deben estar disponibles para el público; por ejemplo, clasificaciones de crédito y expedientes médicos personales.
- Cuestiones relacionadas con el sistema, como los *niveles del sistema* en los que deben manejarse las diversas funciones de seguridad; por ejemplo, el nivel del hardware físico, el nivel del sistema operativo o el nivel del SGBD.
- La necesidad en algunas organizaciones de identificar múltiples *niveles de seguridad* y de clasificar los datos y los usuarios según estos niveles; por ejemplo, secreto máximo, secreto, confidencial y no clasificado. La política de seguridad de la organización relacionada con el permiso para tener acceso a las diversas clasificaciones de los datos se debe hacer cumplir.

En un sistema multiusuario, el SGBD debe proveer técnicas que permitan a ciertos usuarios o grupos de usuarios tener acceso a porciones selectas de una base de datos sin tener acceso al resto. Esto es importante sobre todo cuando muchos usuarios distintos dentro de la misma organización necesitan usar una gran base de datos integrada. La información confidencial, como los salarios de los empleados, se debe ocultar a la mayor parte de los usuarios del sistema. Por lo regular, un SGBD cuenta con un **subsistema de seguridad y autorización de la base de datos** que se encarga de garantizar la seguridad de porciones de la base de datos contra el acceso no autorizado.

Actualmente se acostumbra hablar de dos tipos de mecanismos de seguridad en las bases de datos:

- Los **mecanismos de seguridad discrecionales** se usan para otorgar privilegios a los usuarios, incluida la capacidad de tener acceso a archivos, registros o campos de datos específicos en un determinado modo (como modo de lectura, de escritura o de actualización).
- Los **mecanismos de seguridad obligatorios** sirven para imponer seguridad de múltiples niveles clasificando los datos y los usuarios en varias clases (o niveles) de seguridad e implementando después la política de seguridad apropiada de la organización. Por ejemplo, una política de seguridad común consiste en permitir a los usuarios de un cierto nivel de clasificación ver sólo los elementos de información clasificados en el mismo nivel que el usuario (o en un nivel inferior).

Hablaremos de la seguridad discrecional en la sección 20.2 y de la seguridad obligatoria en la sección 20.3.

Otro problema de seguridad común a todos los sistemas de cómputo es el de evitar que personas no autorizadas tengan acceso al sistema mismo, ya sea para obtener información o para efectuar cambios mal intencionados en una porción de la base de datos. El mecanismo de seguridad de un SGBD debe incluir formas de restringir el acceso al sistema como un todo. Esta función se denomina **control de acceso** y se pone en práctica creando cuentas de usuarios y contraseñas para que el SGBD controle el proceso de entrada al sistema. Estudiaremos las técnicas de control de acceso en la sección 20.1.3.

Un tercer problema de seguridad es el de controlar el acceso a una **base de datos estadística,** la cual sirve para proporcionar información estadística o resúmenes de valores a partir de diversos criterios. Por ejemplo, una base de datos de información demográfica podría suministrar información estadística basada en grupos de edad, niveles de ingreso, tamaño de la familia, niveles de educación y otros criterios. Los usuarios de bases de datos estadísticas, como los actuarios gubernamentales o las empresas de investigación de mercados, están autorizados para usarlas para obtener información estadística sobre una población, pero no para tener acceso a información confidencial detallada sobre individuos específicos. La seguridad en las bases de datos estadísticas debe cuidar que la información sobre individuos no sea accesible. En ocasiones es posible deducir ciertos hechos relativos a los individuos a partir de consultas en las que intervienen sólo datos sinópticos de grupos, así que tampoco esto debe permitirse. Este problema, llamado **seguridad en bases de datos estadísticas,** se analiza brevemente en la sección 20.4.

Otra técnica de seguridad es el **cifrado de datos,** que sirve para proteger datos confidenciales que se transmiten por satélite o por algún otro tipo de red de comunicaciones. Así mismo, el cifrado puede proveer protección adicional a secciones confidenciales de una base de datos. Los datos se **codifican** mediante algún algoritmo de codificación. Un usuario no autorizado que tenga acceso a datos codificados tendrá problemas para descifrarlos, pero un usuario autorizado contará con algoritmos (o claves) de decodificación o descifrado para descifrarlos. Se han creado técnicas de cifrado que son muy difíciles de descifrar sin la clave, para aplicaciones militares. No hablaremos aquí de los algoritmos de cifrado.

Un análisis completo sobre la seguridad en los sistemas de cómputo y en las bases de datos rebasa el alcance de este libro. Sólo presentaremos un breve bosquejo de las técnicas de seguridad de bases de datos; el lector interesado puede consultar alguno de los textos citados en la bibliografía al final del capítulo si desea un tratamiento más completo.

20.1.2 *La seguridad de la base de datos y el DBA*

Como vimos en el capítulo 1, el administrador de bases de datos (DBA) es la autoridad central que controla un sistema de este tipo. Entre las obligaciones del DBA están otorgar privilegios a los usuarios que necesitan usar el sistema y clasificar los usuarios y los datos de acuerdo con la política de la organización. El DBA tiene una **cuenta privilegiada** en el SGBD, a veces denominada **cuenta del sistema,** que confiere capacidades extraordinarias no disponibles para las cuentas y usuarios ordinarios de la base de datos. Esta cuenta es similar a las cuentas *raíz (root)* o *superusuario (superuser)* que se dan a los administradores de los sistemas de cómputo y que les permiten usar órdenes restringidas del sistema operativo. Las órdenes privilegiadas del DBA incluyen órdenes para otorgar o revocar privilegios a cuentas individuales, usuarios o grupos de usuarios, y para efectuar los siguientes tipos de acciones:

1. *Creación de cuentas:* Esta acción crea una nueva cuenta y contraseña para un usuario o grupo de usuarios, a fin de que puedan tener acceso al SGBD.
2. *Concesión de privilegios:* Esta acción permite al DBA otorgar ciertos privilegios a ciertas cuentas.
3. *Revocación de privilegios:* Esta acción permite al DBA revocar (cancelar) ciertos privilegios que se habían concedido previamente a ciertas cuentas.
4. *Asignación de niveles de seguridad:* Esta acción consiste en asignar cuentas de usuario al nivel apropiado de clasificación de seguridad.

El DBA es responsable de la seguridad global del sistema de base de datos. La acción 1 de la lista sirve para controlar el acceso al SGBD en general, en tanto que las acciones 2 y 3 se usan para controlar las autorizaciones discrecionales, y con la acción 4 se controla la autorización obligatoria.

20.1.3 *Protección de acceso, cuentas de usuarios y auditorías de la base de datos*

Siempre que una persona o grupo de personas necesite tener acceso a un sistema de bases de datos, deberá solicitar primero una cuenta de usuario; el DBA creará entonces un nuevo **número de cuenta** y contraseña para el usuario si la necesidad de acceso es legítima. El usuario debe **ingresar** al SGBD introduciendo el número de cuenta y la contraseña siempre que requiera acceso a la base de datos. El SGBD verifica que el número y la contraseña sean válidos; si lo son, se permite al usuario utilizar el SGBD y tener acceso a la base de datos. Los programas de aplicación también se pueden considerar como usuarios y se les puede exigir que proporcionen contraseñas.

No es difícil llevar el control de los usuarios de la base de datos y sus cuentas y contraseñas; para ello se crea una tabla o archivo cifrado con dos campos: Número_de_cuenta y Contraseña. El SGBD puede mantener sin dificultad esta tabla. Siempre que se crea una nueva cuenta, se inserta un nuevo registro en la tabla. Cuando se cancela una cuenta, su registro correspondiente debe eliminarse de la tabla.

El sistema de base de datos también debe llevar el control de todas las operaciones que un usuario determinado aplica a la base de datos durante cada **sesión de trabajo,** la cual consiste en la secuencia de interacciones con la base de datos que un usuario realiza desde el momento en que ingresa hasta el momento en que sale. Cuando un usuario ingresa, el SGBD puede asentar su número de cuenta y asociarlo a la terminal desde la cual ingresó. Todas las operaciones que se apliquen desde esa terminal se atribuirán a la cuenta del usuario hasta que éste salga del sistema. Es en extremo importante mantenerse al tanto de las operaciones de actualización que se aplican a la base de datos para que, si ésta es alterada indebidamente, el DBA pueda averiguar cuál usuario lo hizo.

A fin de llevar un control de cada una de las actualizaciones aplicadas a la base de datos y del usuario específico que las aplicó, podemos modificar la bitácora del sistema. Recuerde que la **bitácora del sistema** incluye una entrada por cada operación aplicada a la base de datos y que puede requerirse para la recuperación de una falla de transacción o de una caída del sistema. Podemos expandir las entradas de la bitácora de modo que incluyan también el número de cuenta del usuario y la identificación de la terminal en línea que aplicó cada operación. Si se sospecha una alteración indebida de la base de datos, se efectúa una **auditoría de base de datos,** que consiste en examinar en la bitácora todos los accesos y operaciones aplicadas a la base de datos durante un cierto periodo. Cuando encuentra una operación ilegal o no autorizada, el DBA puede determinar qué número de cuenta se usó para efectuar dicha operación. Estas auditorías son importantes sobre todo en los casos de bases de datos confidenciales actualizadas por muchas transacciones y usuarios, como las bancarias, que son actualizadas por muchos cajeros. Una bitácora de base de datos que se usa principalmente para fines de seguridad suele recibir el nombre de **registro de** intervenciones.

20.2 Control de acceso discrecional basado en privilegios

El método más común para imponer el **control de acceso** discrecional en un sistema de bases de datos consiste en otorgar y revocar privilegios. Consideraremos los privilegios en el contexto de un SGBD relacional. En particular, analizaremos un sistema de privilegios un tanto parecido al que se creó originalmente para el lenguaje SQL (véase el Cap. **7).** Muchos

SGBD relaciónales actuales utilizan alguna variación de esta técnica. La idea principal es incluir enunciados adicionales en el lenguaje de consulta con los que el DBA y los usuarios selectos puedan otorgar y revocar privilegios.

20.2.1 *Tipos de privilegios discrecionales*

En SQL2, con el concepto de *identificador de autorización* se hace referencia, aproximadamente, a una cuenta de usuario. Aquí utilizaremos la palabra *usuario* o *cuenta* informalmente en lugar de identificador de autorización; por tanto, para nosotros serán intercambiables los términos *usuario* y *cuenta.* El SGBD debe ofrecer acceso selectivo a cada relación de la base de datos según cuentas específicas. También es posible controlar las operaciones, así que tener una cuenta no necesariamente confiere a su titular toda la funcionalidad que puede ofrecer el SGBD. En términos informales, hay dos niveles de asignación de privilegios para usar el sistema de base de datos:

1. *El nivel de cuenta:* En este nivel, el DBA especifica los privilegios particulares que tiene cada usuario, independientemente de las relaciones de la base de datos.
2. El *nivel de relación:* En este nivel, podemos controlar el privilegio para tener acceso a cada relación o vista individual de la base de datos.

Los privilegios en el nivel de cuenta se aplican a las capacidades conferidas a la cuenta misma y pueden incluir los siguientes privilegios: CREATE SCHEMA o CREATE TABLE, para crear un esquema o una relación base; CREATE VIEW, para crear una vista; ALTER, para agregar o eliminar atributos de las relaciones; DROP, para eliminar relaciones o vistas; MODIFY, para insertar, eliminar o modificar tupias, y SELECT, para obtener información de la base de datos con una consulta SELECT. Cabe indicar que estos privilegios de cuenta se aplican a la cuenta en general. Si una cuenta dada no tiene el privilegio CREATE TABLE, no será posible crear relaciones con ella. Los privilegios en el nivel de cuenta *no* se definen como parte de SQL2; su definición se deja a los implementadores del SGBD. En versiones anteriores de SQL había un privilegio CREATETAB para dar a una cuenta el privilegio de crear tablas (relaciones).

El segundo nivel de privilegios se aplica a las relaciones individuales, sin importar si son relaciones base o virtuales (vistas). Estos privilegios *sí están* definidos para SQL2. En el análisis que sigue, el término *relación* se puede referir a una relación base o bien a una vista, a menos que especifiquemos explícitamente una u otra. Los privilegios en el nivel de relación especifican para cada usuario las relaciones individuales a las que se puede aplicar cada tipo de instrucción. Algunos privilegios se refieren también a columnas (atributos) individuales de las relaciones. Las órdenes de SQL2 confieren privilegios *únicamente a nivel de relación y de atributo.* Aunque esto es bastante general, dificulta la creación de cuentas con privilegios limitados. La concesión y revocación de privilegios sigue por lo general un modelo de autorización para privilegios discrecionales denominado modelo de matriz de acceso, donde las filas de una matriz M representan *sujetos* (usuarios, cuentas, programas) y las columnas representan *objetos* (relaciones, registros, columnas, vistas, operaciones). Cada posición M(i, *j)* de la matriz representa los tipos de privilegios (lectura, escritura, actualización) que el sujeto *i* tiene para el objeto *j.*

Para controlar la concesión y revocación de privilegios de relación, a cada relación R de una base de datos se le asigna una cuenta propietario, que por lo regular es la cuenta con que se creó inicialmente. El propietario de una relación posee *todos* los privilegios para esa

relación. En SQL2, el DBA puede asignar un propietario a todo un esquema, para lo cual crea el esquema y asocia el identificador de autorización apropiado a ese esquema mediante la orden CREATE SCHEMA (véase la Sec. 7.1.1). El poseedor de la cuenta propietario puede a su vez dar privilegios para cualquiera de las relaciones de su propiedad a otros usuarios **otorgando** privilegios a sus cuentas. En SQL es posible otorgar los siguientes tipos de privilegios para cada relación individual R:

- Privilegio SELECT (obtención) para R: Confiere a la cuenta el privilegio de obtención; esto es, la cuenta puede usar la instrucción SELECT en SQL para obtener tupias de R.
- Privilegios MODIFY para R: Confiere a la cuenta la capacidad de modificar tupias de R. En SQL este privilegio se subdivide en privilegios UPDATE, DELETE e INSERT para aplicar la orden correspondiente de SQL a R. Por añadidura, los privilegios INSERT y UPDATE pueden especificar que la cuenta sólo puede actualizar ciertos atributos de R.
- Privilegio REFERENCES para R: Este confiere a la cuenta la capacidad de hacer referencia a la relación R al especificar restricciones de integridad. Este privilegio también se puede restringir a atributos específicos de R.

Cabe señalar que, para crear una vista, la cuenta debe poseer el privilegio SELECT para *todas las relaciones* que intervienen en la definición de la vista.

20.2.2 Cómo *especificar autorizaciones empleando vistas*

Por sí mismas, las **vistas** constituyen un importante mecanismo de autorización discrecional. Por ejemplo, si el propietario A de una relación R desea que otra cuenta B pueda leer únicamente ciertos campos de R, A puede crear una vista V de R que incluya sólo esos atributos, y después otorgar a B el privilegio SELECT para V. Lo mismo se aplica cuando se desea limitar a B a la lectura de sólo ciertas tupias de R; se puede crear una vista V definiéndola por medio de una consulta que seleccione sólo las tupias de R que A desea poner al alcance de B. Ilustraremos nuestro análisis con un ejemplo en la sección 20.2.5.

20.23 *Revocación de privilegios*

En algunos casos, es deseable otorgar temporalmente algún privilegio a un usuario. Por ejemplo, el propietario de una relación quizá quiera otorgar el privilegio SELECT a un usuario para una tarea específica y luego revocárselo una vez que haya completado la tarea. Por tanto, se necesita un mecanismo para **revocar** privilegios. SQL incluye una orden REVOKE para cancelar privilegios. Pronto veremos cómo utilizarla en nuestro ejemplo (Sec. 20.2.5).

20.2.4 *Propagación de privilegios y* GRANT OPTION

Siempre que el propietario A de una relación R otorga un privilegio para R a otra cuenta B, el privilegio puede darse a B con la opción de otorgar (GRANT OPTION) o sin ella. Si se concede esta opción, significa que B también podrá otorgar ese privilegio para R a otras cuentas. Supongamos que A otorga a B la GRANT OPTION y que B otorga luego el privilegio para R a una tercera cuenta C, también con GRANT OPTION. De esta manera, los privilegios para R se pueden **propagar** a otras cuentas sin que lo sepa el propietario de R. Si la cuenta propietario A revoca el privilegio otorgado a B, el sistema deberá revocar automáticamente todos los privilegios que B propagó con base en ese privilegio. Así pues, un SGBD que permita la propagación de privilegios deberá seguir la pista a la concesión de privilegios de modo que la revocación pueda hacerse de manera correcta y completa.

Se han creado técnicas para limitar la propagación de privilegios, aunque todavía no se han implementado en casi ningún SGBD. Limitar la **propagación horizontal** a un número entero i significa que una cuenta B que posee la GRANT OPTION puede otorgar el privilegio a cuando más *i* usuarios adicionales. La **propagación vertical** es más complicada; limita la profundidad de la concesión de privilegios. Otorgar un privilegio con una propagación vertical de cero equivale a otorgarlo *sin* GRANT *OPTION*. Si la cuenta A otorga un privilegio a la cuenta B con una propagación vertical *j*, con $j > 0$, esto significa que la cuenta B tendrá GRANT OPTION para ese privilegio, pero B sólo podrá otorgar el privilegio a otras cuentas con una propagación vertical *menor que j*. En efecto, la propagación vertical limita la secuencia de opciones de concesión que se pueden dar de una cuenta a la siguiente con base en una sola concesión original del privilegio. Ilustraremos esto en el ejemplo que sigue.

20.2.5 *Un ejemplo*

Supongamos que el DBA crea cuatro cuentas — A1, A2, A3 y A4 — y desea que sólo A1 pueda crear relaciones base; en tal caso, el DBA deberá emitir la siguiente orden GRANT (otorgar) en SQL:

```
GRANT CREATETAB TOA1;
```

El privilegio CREATETAB (crear tabla) confiere a la cuenta A1 la capacidad de crear nuevas tablas (relaciones base) de la base de datos, y es por tanto un *privilegio de cuenta*. Este privilegio formaba parte de versiones anteriores de SQL, pero ahora su definición se deja a cada implementación individual del sistema. En SQL2, puede lograrse el mismo efecto si el DBA emite una orden CREATE SCHEMA, como sigue:

```
CREATE SCHEMA EJEMPLO AUTHORIZATION A1;
```

Ahora la cuenta usuario A1 puede crear tablas dentro del esquema llamado EJEMPLO. También es posible introducir un privilegio *de cuenta* CREATE_SCHEMA definido por el sistema que sustituya a CREATETAB. CREATE_SCHEMA conferiría al usuario el privilegio de crear un esquema de base de datos, y por tanto implicaría el privilegio CREATETAB.

Ahora, para continuar nuestro ejemplo, supongamos que A1 crea las dos relaciones base EMPLEADO y DEPARTAMENTO que se muestran en la figura 20.1; con ello, A1 es el propietario de estas dos relaciones y por tanto tiene todos los *privilegios de relación* para las dos. A continuación, supongamos que la cuenta A1 desea otorgar a la cuenta A2 el privilegio

EMPLEADO

NOMBRE	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	ND

DEPARTAMENTO

NUMEROD	NOMBRED	NSSGTE

Figura 20.1 Las dos relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO.

de insertar y eliminar tupias en estas dos relaciones. Sin embargo, A1 no desea que A2 pueda propagar estos privilegios a cuentas adicionales. A1 puede entonces emitir la siguiente orden:

```
GRANT INSERT, DELETE ON EMPLEADO, DEPARTAMENTO TO A2;
```

Observe que la cuenta propietario de una relación tiene automáticamente GRANT OPTION, y puede otorgar privilegios para la relación a otras cuentas. Sin embargo, la cuenta A2 no puede otorgar privilegios INSERT y DELETE para las tablas EMPLEADO y DEPARTAMENTO, porque no recibió la GRANT OPTION en la orden anterior. Ahora, supongamos que A1 desea permitir a la cuenta A3 obtener información de cualquiera de las dos tablas y también propagar el privilegio SELECT a otras cuentas. A1 puede entonces emitir la siguiente orden:

```
GRANT SELECT ON EMPLEADO, DEPARTAMENTO TO A3
WITH GRANT OPTION;
```

La cláusula "WITH GRANT OPTION" significa que A3 puede propagar el privilegio a otras cuentas empleando GRANT. Por ejemplo, A3 puede otorgar a A4 el privilegio SELECT para la relación EMPLEADO emitiendo la siguiente orden:

```
GRANT SELECT ON EMPLEADO TO A4;
```

Observe que A4 no puede propagar el privilegio SELECT a otras cuentas, porque no se le otorgó la GRANT OPTION. Supongamos ahora que A1 decide revocar el privilegio SELECT que A3 tiene para la relación EMPLEADO; A1 puede emitir esta orden:

```
REVOKE SELECT ON EMPLEADO FROM A3;
```

El SGBD deberá ahora revocar automáticamente el privilegio SELECT para EMPLEADO que tiene A4, porque A3 le otorgó ese privilegio a A4 pero A3 ya no lo tiene. A continuación, supongamos que A1 quiere devolver a A3 una capacidad de selección limitada para la relación EMPLEADO y desea que A3 pueda propagar ese privilegio. La limitación es que sólo podrá obtener los atributos NOMBRE, FECHAN y DIRECCIÓN, y sólo las tupias con ND = 5. Así pues, A1 puede crear esta vista:

```
CREATE VIEW A3EMPLEADO AS
SELECT NOMBRE, FECHAN, DIRECCIÓN
FROM EMPLEADO
WHERE ND=5;
```

Una vez creada la vista, A1 puede otorgar a A3 el privilegio SELECT para la vista A3EMPLEADO como sigue:

```
GRANT SELECT ON A3EMPLEADO TO A3 WITH GRANT OPTION;
```

Por último, supongamos que A1 desea dar permiso a A4 de actualizar sólo el atributo SALARIO de EMPLEADO; A1 puede entonces emitir la siguiente orden:

```
GRANT UPDATE ON EMPLEADO (SALARIO) TO A4;
```

El privilegio UPDATE o INSERT puede especificar atributos particulares que pueden ser actualizados o insertados en una relación. Otros privilegios (SELECT, DELETE) no pueden limitarse a ciertos atributos, pero su especificidad puede controlarse fácilmente creando las vistas apropiadas que incluyan sólo los atributos deseados. Sin embargo, como no siempre es posible actualizar las vistas, los privilegios UPDATE e INSERT tienen la opción de especificar atributos particulares de una relación base que sí es actualizable.

Un usuario puede recibir un cierto privilegio de dos o más fuentes. Por ejemplo, A4 puede recibir un cierto privilegio UPDATE *R tanto* de A2 *como* de A3. En un caso así, aunque A2 llegara a revocar el privilegio que otorgó a A4, ésta seguiría teniendo el privilegio en virtud de que A3 se lo concedió. Si A3 revoca posteriormente el privilegio de A4, ésta perderá por completo el privilegio.

Ahora ilustraremos brevemente los límites de propagación horizontal y vertical, que actualmente no están disponibles en SQL ni en otros sistemas relaciónales. Supongamos que A1 otorga el privilegio SELECT a A2 para la relación EMPLEADO con propagación horizontal = 1 y propagación vertical = 2. En tal caso, A2 puede otorgar el privilegio SELECT a cuando más una cuenta, porque la propagación horizontal es 1. Además, A2 no puede otorgar el privilegio a otra cuenta si no es con propagación vertical = 0 (sin GRANT OPTION) o 1, porque el límite de la propagación vertical es 2. Esto significa que A2 deberá reducir la propagación vertical en cuando menos 1 al pasar el privilegio a otras. Con este ejemplo queda claro que las técnicas de propagación horizontal y vertical están diseñadas para limitar la propagación de los privilegios.

20.3 Control de acceso obligatorio para seguridad multinivel*

La técnica de control de acceso discrecional para otorgar y revocar privilegios en relaciones ha sido, desde siempre, el principal mecanismo de seguridad en los sistemas de bases de datos. Este es un método de todo o nada: un usuario tiene un cierto privilegio o bien no lo tiene. En muchas aplicaciones se necesita una política de seguridad adicional que clasifica los datos y los usuarios de acuerdo con ciertas clases de seguridad. Esta estrategia, llamada **control de acceso obligatorio,** se *combina* con los mecanismos de control de acceso discrecional descritos en la sección 20.2. Es importante señalar que la mayor parte de los SGBD comerciales actualmente ofrecen sólo mecanismos para el control de acceso discrecional. Sin embargo, la necesidad de una seguridad multinivel existe en aplicaciones gubernamentales, militares y de espionaje, así como en muchas aplicaciones industriales y corporativas.

Las **clases de seguridad** usuales son secreto máximo (TS: *top secret),* secreto (S), confidencial (C) y no clasificado (U: *unclassified),* donde TS es el nivel más alto y U el más bajo. Existen otros esquemas de clasificación de seguridad más complejos, en los que las clases de seguridad se organizan en una matriz. Por sencillez, usaremos el sistema con cuatro niveles de clasificación de seguridad, donde TS > S > C > U, para ilustrar nuestro análisis. El modelo que suele usarse para la seguridad multinivel, denominado modelo Bell-LaPadula, asigna a cada *sujeto* (usuario, cuenta, programa) y *objeto* (relación, tupia, columna, vista, operación) una de las clasificaciones de seguridad TS, S, C o U. Nos referiremos a la clasificación de un sujeto S como **clasif(S)** y a la clasificación de un objeto O como **clasif(O).** Se imponen dos restricciones al acceso a los datos según las clasificaciones sujeto/objeto:

1. Un sujeto S no puede tener acceso de lectura a un objeto O si clasif(S) > clasif(O). Esto se conoce como la *propiedad de seguridad simple.*
2. Un sujeto S no puede tener acceso de escritura a un objeto O si clasif(S) < clasif(O). Esto se conoce como la *propiedad* * (o *propiedad estrella).*

La primera restricción hace cumplir la regla obvia de que ningún sujeto puede leer un objeto cuya clasificación de seguridad sea más alta que la del sujeto. La segunda restricción prohibe a un sujeto escribir un objeto que tenga una clasificación de seguridad menor que la del sujeto. La violación de esta regla permitiría el flujo de información de clasificaciones más altas a clasificaciones más bajas, lo cual viola un precepto básico de la seguridad multinivel.

Para incorporar las ideas de la seguridad multinivel al modelo relacional de bases de datos, se acostumbra considerar los valores de los atributos y las tupias como objetos de datos. Así, cada atributo A está asociado a un atributo de clasificación C en el esquema, y cada valor de atributo de una tupia está asociado a una clasificación de seguridad correspondiente. Además, en algunos modelos se añade un atributo de clasificación de tupia CT a los atributos de la relación para contar con una clasificación para la tupia completa. Así, un esquema de relación multinivel R con n atributos se representaría como:

$$R(A_1, C_1, A_2, C_2, \ldots, A_n, C_n, CT)$$

donde cada C_i representa el atributo de clasificación asociado al atributo A_i.

El valor del atributo CT de cada tupia provee una clasificación general para la tupia misma, en tanto que cada C_i provee una clasificación de seguridad más fina para cada valor de atributo dentro de la tupia. El valor de CT dentro de una tupia t deberá ser el *más alto* de todos los valores de los atributos de clasificación dentro de *t*. La clave aparente de una relación multinivel es el conjunto de atributos que habrían formado la clave primaria en una relación normal (de un solo nivel). A sujetos (usuarios) con diferentes niveles de clasificación les parecerá que una relación multinivel contiene diferentes datos. En algunos casos, es posible almacenar una sola tupia de la relación con un nivel de clasificación más alto y producir las tupias correspondientes con una clasificación de nivel más bajo a través de un proceso llamado filtración. En otros casos, es necesario almacenar dos o más tupias con diferentes niveles de clasificación pero con el mismo valor de la *clave aparente*. Esto da pie al concepto de creación de múltiples ejemplares, donde varias tupias pueden tener el mismo valor de la clave aparente pero diferentes valores de atributos para usuarios con diferentes niveles de clasificación.

Ilustraremos estos conceptos con el ejemplo simple de relación multinivel de la figura 20.2(a), donde se muestran los valores de los atributos de clasificación junto al valor de cada atributo. Supongamos que el atributo Nombre es la clave aparente, y consideremos la consulta SELECT * FROM EMPLEADO. Un usuario con clasificación de seguridad S vería la misma relación que se muestra en la figura 20.2(a), ya que todas las clasificaciones de las tupias son inferiores a S o iguales. Sin embargo, un usuario con clasificación de seguridad C no podría ver el valor de Salario de Bravo ni el valor de Rendimiento de Silva, pues tienen una clasificación más alta. Las tupias se filtrarían, apareciendo como se muestra en la figura 20.2(b). En el caso de un usuario con clasificación de seguridad U, la filtración sólo permitirá que aparezca el atributo Nombre de Silva (Fig. 20.2(c)). Observe cómo la filtración introduce valores nulos para los valores de atributos cuya clasificación de seguridad es más alta que la del usuario.

En general, la regla de integridad de entidades para las relaciones multinivel establece que ningún atributo que sea miembro de la clave aparente podrá ser nulo, y que todos estos atributos deberán tener la *misma* clasificación de seguridad dentro de cada tupia individual. Por añadidura, todos los demás valores de atributos en la tupia deberán tener una clasificación de seguridad mayor que la de la clave o igual a ella. Esta restricción asegura que

(a) EMPLEADO

Nombre	Salario	Rendimiento	CT
Silva U	40000 C	Regular S	S
Bravo C	80000 S	Bueno C	S

(b) EMPLEADO

Nombre	Salario	Rendimiento	CT
Silva U	40000 C	nulo C	C
Bravo C	nulo S	Bueno C	C

(c) EMPLEADO

Nombre	Salario	Rendimiento	CT
Silva U	nulo U	nulo U	U

EMPLEADO

Nombre	Salario	Rendimiento	CT
Silva U	40000 C	Regular S	S
Silva U	40000 C	Excelente C	C
Bravo C	80000 S	Bueno C	S

Figura 20.2 Una relación de múltiples niveles, (a) Las tupias EMPLEADO originales, (b) Aspecto de EMPLEADO después de filtrar los usuarios de clasificación C. (c) Aspecto de EMPLEADO después de filtrar los usuarios dé clasificación U. (d) Creación de múltiples ejemplares de la tupia Silva.

un usuario podrá ver la clave si puede ver alguna parte de la tupia. Otras reglas de integridad, llamadas **integridad de nulos** e **integridad entre ejemplares,** aseguran informalmente que, si un valor de tupia con un cierto nivel de seguridad se puede filtrar (derivar) de una tupia con más alta clasificación, bastará con almacenar la tupia de más alta clasificación en la relación multinivel.

A fin de ilustrar la creación de múltiples ejemplares, supongamos que un usuario con *clasificación de seguridad C* trata de actualizar el valor de Rendimiento de Silva, cambiándolo a "Excelente"; esto corresponde a la siguiente consulta en SQL:

```
UPDATE EMPLEADO
SET Rendimiento = "Excelente"
WHERE Nombre = "Silva";
```

Como la vista que se presenta a los usuarios con clasificación de seguridad C (Fig. 20.2(b)) permite tal actualización, el sistema no deberá rechazarla; si así lo hiciera, el usuario podría inferir que existe algún valor no nulo para el atributo Rendimiento de Silva, y no el valor nulo que aparece. Esto es un ejemplo de inferencia de información a través de lo que se conoce como **canal furtivo,** cosa que no debe permitirse en los sistemas muy seguros.

No obstante, el usuario no deberá poder sobreescribir el valor que Rendimiento tiene en el nivel de clasificación superior. La solución es *crear múltiples ejemplares* de la tupia Silva en el nivel de clasificación inferior, C, como se muestra en la figura 20.2(d). Esto es necesario porque la nueva tupia no se puede filtrar a partir de la tupia existente con clasificación S.

Las operaciones básicas de actualización del modelo relacional (insertar, eliminar, modificar) se deben cambiar para manejar ésta y otras situaciones similares, pero este aspecto del problema rebasa el alcance de nuestra exposición. El lector interesado puede consultar la bibliografía con que se cierra el capítulo si desea mayores detalles.

Para poder lograr un sistema verdaderamente seguro, el Departamento de la Defensa (DoD) de Estados Unidos ha creado escalas para los niveles de seguridad que alcanzan diversos sistemas. Estos niveles se denominan A 1 , B3, B2, B1, C2, Cl y D, siendo Al el más seguro y D el que lo es menos. Los sistemas de nivel Cl y C2 deben ofrecer control de acceso discrecional, y los de nivel Bl deben ofrecer además control de acceso obligatorio. Los sistemas de niveles superiores son seguros contra canales furtivos, y los sistemas Al deben proveer seguridad verificable. Se ha propuesto una arquitectura de implementación con un ícernel de seguridad (o monitor de referencia) —que se encarga de todas las acciones de seguridad básicas pero que es lo bastante pequeño como para verificar los niveles de seguridad alcanzados— para garantizar el concepto; se denomina base de cómputo de confianza (TCB: *trusted computing base).*

20.4 Seguridad de bases de datos estadísticas*

Las bases de datos estadísticas sirven principalmente para producir cifras estadísticas sobre diversas poblaciones. Pueden contener datos confidenciales sobre muchos individuos, y estos datos deben protegerse para que los usuarios no tengan acceso a ellos. Sin embargo, hay usuarios que están autorizados para obtener información estadística sobre las poblaciones, como medias, conteos, sumas y desviaciones estándar. Las técnicas creadas para proteger la confidencialidad de la información individual en las bases de datos estadísticas quedan fuera del alcance de éste libro; sólo ilustraremos de manera muy breve el problema con un ejemplo simple. El lector interesado puede consultar la bibliografía para encontrar textos que ofrecen un análisis completo de las bases de datos estadísticas y de su seguridad. Ilustraremos el problema con la relación PERSONA que se muestra en la figura 20.3, con atributos NOMBRE, NSS, INGRESO, DOMICILIO, CIUDAD, ESTADO, CP, SEXO y ÚLTIMO_GRADO.

Una población es un conjunto de tupias de un archivo que satisfacen alguna condición de selección. Así pues, cada condición de selección sobre la relación PERSONA especificará una determinada población de tupias PERSONA. Por ejemplo, la condición SEXO = V especifica la población masculina, la condición (SEXO = 'F' AND (ÚLTIMO_GRADO = 'MC' OR ÚLTIMO_GRADO = 'DR')) especifica la población femenina que tiene un grado de maestro en ciencias o de doctor como grado más alto, y la condición CIUDAD = 'Higueras' especifica la población que vive en Higueras.

PERSONA

NOMBRE	NSS	INGRESO	DIRECCIÓN	CIUDAD	ESTADO	CP	SEXO	ÚLTIMO_GRADO

Figura 20.3 La relación PERSONA.

En las consultas estadísticas se aplican funciones estadísticas a una población de tupias. Por ejemplo, podríamos querer obtener el número de individuos que tiene una población o el ingreso medio de la población. Sin embargo, los usuarios estadísticos no tienen permiso de obtener datos individuales, como el ingreso de una persona específica. Las técnicas de seguridad de bases de datos estadísticas deben prohibir la obtención de datos individuales. Para controlar esto, se prohibe que las consultas obtengan valores de los atributos y sólo se permiten las consultas que contengan funciones agregadas estadísticas como COUNT, SUM, MIN, MAX, AVERAGE y STANDARD DEVIATION. Tales consultas suelen recibir el nombre de consultas estadísticas.

En algunos casos es posible deducir los valores de tupias individuales a partir de una secuencia de consultas estadísticas. Esto sucede sobre todo cuando las condiciones producen una población que contiene muy pocas tupias. Como ilustración, supongamos que usamos estas dos consultas estadísticas:

```
C1: SELECT COUNT(*) FROM PERSONA
    WHERE <condición>

C2: SELECT AVERAGE(INGRESO) FROM PERSONA
    WHERE <condición>
```

Supongamos ahora que nos interesa conocer el SALARIO de 'Rebeca Silva', y sabemos que tiene un doctorado y que vive en la ciudad de Belén, Estado de México. Emitiremos la consulta estadística C1 con la siguiente condición:

```
(ÚLTIMO_GRADO='DR' AND SEXO='F AND CIUDAD='Belén' AND ESTADO='México')
```

Si obtenemos un resultado de **1** para esta consulta, podemos emitir C2 con la misma condición y obtener el ingreso de 'Rebeca Silva'. Incluso si con la condición anterior el resultado de Cl no es **1** pero sí un número pequeño —digamos, 2 o 3—, podemos emitir consultas estadísticas usando las funciones MAX, MIN y AVERAGE para identificar el posible intervalo de valores para el INGRESO de 'Rebeca Silva'.

La posibilidad de deducir información individual a partir de consultas estadísticas se reduce si no se permiten dichas consultas en los casos en que el número de tupias de la población especificada por la condición de selección sea menor que cierto umbral. Otra técnica para prohibir la obtención de información individual es prohibir secuencias de consultas que hagan referencia repetidamente a la misma población de tupias. También es posible introducir deliberadamente pequeñas inexactitudes o "ruido" en los resultados de las consultas estadísticas, a fin de dificultar la deducción de información individual a partir de los resultados. El lector interesado puede consultar la bibliografía si desea un análisis de estas técnicas.

20.5 Resumen

En este capítulo estudiamos varias técnicas para imponer seguridad en los sistemas de bases de datos. La imposición de la seguridad implica controlar el acceso a la base de datos como un todo y controlar la autorización para tener acceso a porciones específicas de una base de datos. Lo primero suele hacerse asignando cuentas con contraseña a los usuarios. Lo segundo puede lograrse empleando un sistema de concesión y revocación de privilegios a

cuentas individuales para tener acceso a partes específicas de la base de datos. Esta estrategia, generalmente denominada ***seguridad discrecional,*** se trató en la sección 20.2. Vimos algunas órdenes de SQL para otorgar y revocar privilegios, y se ilustró su uso con ejemplos. Después, en la sección 20.3, presentamos un panorama sobre los mecanismos de seguridad obligatoria que imponen la seguridad multinivel. Estos requieren la clasificación de los usuarios y de los valores de los datos en clases de seguridad, e imponen las reglas que prohiben el flujo de información a niveles de seguridad más bajos. Examinamos algunos de los conceptos clave en los que se basa el modelo relacional multinivel, como la filtración y la creación de múltiples ejemplares. Por último, en la sección 20.4, analizamos brevemente el problema de controlar el acceso a las bases de datos estadísticas, a fin de proteger la confidencialidad de la información individual y, al mismo tiempo, proporcionar acceso estadístico a poblaciones de registros.

Preguntas de repaso

20.1. Analice el significado de los siguientes términos: ***autorización de base de datos, control de acceso, cifrado de datos, cuenta privilegiada (del sistema), auditoría de base de datos, registro de intervenciones.***

20.2. Explique qué son los tipos de privilegios en el nivel de cuenta y en el nivel de relación.

20.3. ¿Cuál cuenta se designa como propietario de una relación? ¿Qué privilegios tiene el propietario de una relación?

20.4. ¿Cómo se usa el mecanismo de vistas cómo mecanismo de autorización?

20.5. ¿Qué significa otorgar un privilegio?

20.6. ¿Qué significa revocar un privilegio?

20.7. Analice el sistema de propagación de privilegios y las restricciones que imponen los límites de propagación horizontal y vertical.

20.8. Mencione los tipos de privilegios disponibles en SQL.

20.9. ¿Qué diferencia hay entre el control de acceso discrecional y el obligatorio?

20.10. ¿Cuáles son las clasificaciones de seguridad más comunes? Analice la propiedad de seguridad simple y la propiedad *, y explique la justificación de estas reglas para imponer la seguridad multinivel.

20.11. Describa el modelo relacional multinivel. Defina los siguientes términos: ***clave aparente, creación de múltiples ejemplares, filtración.***

20.12. ¿Qué es una base de datos estadística? Analice el problema de la seguridad de bases de datos estadísticas.

Ejercicios

20.13. Considere el esquema de base de datos relacional de la figura 6.5. Suponga que el usuario X creó todas las relaciones (y por tanto es su propietario), y X desea otorgar los siguientes privilegios a las cuentas de usuario A, B, C, D y E:

a. La cuenta A puede leer o modificar cualquier relación excepto DEPENDIENTE y puede otorgar cualquiera de estos privilegios a otros usuarios.

b. La cuenta B puede leer todos los atributos de EMPLEADO y de DEPARTAMENTO, excepto SALARIO, NSSGTE y FECHAINICGTE.

c. La cuenta C puede leer o modificar TRABAJA_EN pero sólo puede leer los atributos NOMBREP, INIC, APELLIDO y NSS de EMPLEADO, y los atributos NOMBREPR y NÚMEROP de PROYECTO.

d. La cuenta D puede leer cualquier atributo de EMPLEADO o de DEPENDIENTE, y puede modificar DEPENDIENTE.

e. La cuenta E puede leer cualquier atributo de EMPLEADO pero sólo en las tupias de EMPLEADO en las que ND = 3.

Escriba enunciados en SQL para otorgar estos privilegios. Utilice vistas en los casos apropiados.

20.14. Suponga que se va a otorgar el privilegio a del ejercicio 20.13 con GRANT OPTION, pero con la condición de que la cuenta A pueda otorgarlo a cuando más cinco cuentas, y que cada una de estas cuentas pueda propagar el privilegio a otras cuentas pero sin la GRANT OPTION. ¿Cuáles serían los límites de propagación horizontal y vertical en este caso?

20.15. Considere la relación de la figura 20.2(d). ¿Cómo la vería un usuario con clasificación U? Suponga que un usuario con clasificación U trata de cambiar el salario de "Silva" a $50 000; ¿cuál sería el resultado de esta acción?

Bibliografía selecta

La autorización basada en la concesión y revocación de privilegios se propuso para el SGBD experimental System R y se presenta en Griffiths y Wade (1976). Varios libros tratan la seguridad de las bases de datos y de los sistemas de cómputo en general, como los de Leiss (1982a) y Fernandez *et al* (1981). Denning y Denning (1979) es un artículo didáctico sobre seguridad de los datos.

Muchos artículos analizan diferentes técnicas para diseñar y proteger bases de datos estadísticas. Entre ellos están McLeish (1989), Chin y Ozsoyoglu (1981), Leiss (1982), Wong (1984) y Denning (1980). Ghosh (1984) estudia el empleo de bases de datos estadísticas para el control de calidad. También hay muchos artículos que analizan la criptografía y el cifrado de datos, como Diffie y Hellman (1979), Rivest *et al* (1978) y Akl (1983).

La seguridad multinivel se examina en Jajodia y Sandhu (1991), Denning *et al* (1987), Smith y Winslett (1992), Stachour y Thuraisingham (1990) y Lunt *et al* (1990). Lunt y Fernandez (1990) y Jajodia y Sandhu (1990) presentan panoramas sobre los temas de investigación en torno a la seguridad en las bases de datos. Los efectos de la seguridad multinivel sobre el control de concurrencia se analizan en Kogan y Jajodia (1990).

En fechas recientes se han publicado varios trabajos que estudian la seguridad en bases de datos de la siguiente generación, semánticas y orientadas a objetos (véase el Cap. 22), como Bertino (1992), Rabbitieí *al* (1991) y Smith (1990).

CAPÍTULO 21

Conceptos avanzados de modelado de datos

Los conceptos de modelado ER que vimos en el capítulo 3 bastan para representar muchos esquemas de base de datos en las aplicaciones tradicionales, entre las que destacan sobre todo las aplicaciones de procesamiento de datos en los negocios y la industria. Sin embargo, desde finales de los años setenta se han generalizado nuevas aplicaciones de estas tecnologías; entre éstas: las bases de datos de diseño para ingeniería (CAD/CAM[4]), bases de datos de imágenes y gráficos, bases de datos cartográficas y geológicas, bases de datos multimedia[5] y bases de conocimientos para aplicaciones de inteligencia artificial. Estos tipos de bases de datos tienen requerimientos más complejos que las aplicaciones tradicionales. A fin de representar estos requerimientos de la manera más exacta y explícita posible, los diseñadores deben utilizar conceptos adicionales de modelado "semántico". Se han propuesto varios modelos semánticos de datos en la literatura. En este capítulo describiremos muchas de las características que se han incorporado en estos modelos. Comenzamos en la sección 21.1 mejorando el modelo ER (véase el Cap. 3) con conceptos adicionales de especialización, generalización, herencia y categorías, dando lugar al modelo **ER** *extendido* o modelo **EER** *(enhanced entity~relationship).* Después de presentar los conceptos del modelo EER, mostramos en la sección 21.2 cómo se puede establecer una transformación de estos conceptos al modelo relacional; esto constituye una ampliación del análisis de la transformación de los conceptos en el modelo ER normal que hicimos en la sección 6.8. En la sección 21.3 veremos las abstracciones fundamentales en que se apoyan muchos de los modelos de datos semánticos. En la sección 21.4 clasificaremos los diferentes tipos de restricciones de integridad que se usan en el modelado de datos. La sección 21.5 describe las operaciones del modelo EER y muestra cómo pueden usarse para diseñar conceptualmente las transacciones de una aplicación de bases de datos. Por último, la sección 21.6 presenta un bosquejo breve de otros modelos de datos conceptuales, los modelos funcional, relacional anidado, estructural y semántico.

Si lo desea, el lector puede pasar por alto algunas de las secciones finales de este capítulo (Secs. 21.2 a 21.6), o todas. Además, la temática de la sección 21.1 puede cubrirse inmediatamente después de completar el capítulo 3, si se prefiere.

[4] CAD/CAM es la abreviatura en inglés de diseño asistido por computador/fabricación asistida por computador.

[5] Las bases de datos multimedia almacenan datos que representan entidades tradicionales, además de datos no estructurados como texto, imágenes y grabaciones de voz.

21.1 Conceptos del modelo ER extendido (EER)

El modelo EER abarca todos los conceptos de modelado del modelo ER que se presentaron en el capítulo 3. Además, incluye los conceptos de **subclase** y **superclase** y los conceptos relacionados de **especialización** y **generalización.** Otro concepto que tiene el modelo EER es el de **categoría.** Asociado a estos conceptos está el importante mecanismo de **herencia de atributos.** Desafortunadamente, no existe una terminología estándar para estos conceptos, de modo que utilizaremos los términos de uso más frecuente. La terminología alternativa se dará en notas a pie de página. También describiremos una técnica de diagramación para mostrar estos conceptos cuando aparecen en un esquema EER. A los diagramas de esquema resultantes los llamamos **diagramas ER-extendido** o **diagramas EER.**

21.1.1 *Subclases, superclases y especialización*

Subclases y superclases. El primer concepto del modelo EER que trataremos es el de subclase de un tipo de entidades. Como vimos en el capítulo 3, un tipo de entidades sirve para representar un conjunto de entidades del mismo tipo, como el conjunto de entidades EMPLEADO en la base de datos de una compañía. En muchos casos, un tipo de entidades tiene varias subagrupaciones adicionales de sus entidades que son significativas y que deben representarse explícitamente por su importancia para la aplicación de base de datos. Por ejemplo, las entidades que son miembros del tipo de entidades EMPLEADO pueden agruparse en entidades SECRETARIA, INGENIERO, GERENTE, TÉCNICO, EMPLEADO_ASALARIADO, EMPLEADO_POR_HORA, etc. El conjunto de entidades de cada una de estas agrupaciones es un subconjunto de las entidades que pertenecen al tipo EMPLEADO, lo que significa que toda entidad que sea miembro de una de estas subagrupaciones también será un empleado. Cada una de estas subagrupaciones es una **subclase** del tipo de entidades EMPLEADO, y EMPLEADO es la **superclase** de cada una de estas subclases.

Llamamos a la relación entre una superclase y cualquiera de sus subclases un **vínculo superclase/subclase,** o simplemente **vínculo clase/subclase^** En nuestro ejemplo anterior, EMPLEADO/SECRETARIA y EMPLEADO/TÉCNICO son dos vínculos clase/subclase. Observe que un ejemplar de entidad miembro de la subclase representa a la *misma entidad del mundo real* que algún miembro de la superclase; por ejemplo, una entidad SECRETARIA 'Juana Lujan' es también el EMPLEADO 'Juana Lujan'. Así pues, el miembro de la subclase es igual a la entidad de la superclase, pero tiene *un papel específico* distinto. Cuando implementamos un vínculo superclase/subclase en un sistema de base de datos, empero, tal vez representemos un

[1] Es común llamar a un vínculo clase/subclase un vínculo **ES-UN** (o **ES-UNA),** por la forma como nos referimos al concepto. Decimos "una **SECRETARIA ES-UN EMPLEADO**", "un **TÉCNICO ES-UN EMPLEADO**", etcétera.

miembro de la subclase como un objeto distinto de la base de datos; digamos, un registro distinto relacionado a través del atributo clave con su entidad de superclase. En la sección 21.2 analizaremos varias opciones para representar vínculos superclase/subclase en las bases de datos relaciónales.

Una entidad no puede existir en la base de datos simplemente por ser miembro de una subclase; también debe ser miembro de la superclase. Una entidad así se puede incluir opcionalmente como miembro en cualquier cantidad de subclases. Por ejemplo, un empleado asalariado que también es un ingeniero pertenece a las dos subclases INGENIERO y EMPLEADO_ ASALARIADO del tipo de entidades EMPLEADO. Sin embargo, no es necesario que toda entidad de una superclase sea miembro de alguna subclase.

Herencia de atributos en los vínculos superclase/subclase. Un importante concepto asociado a las subclases es el de herencia de atributos. Como una entidad de la subclase representa la misma entidad del mundo real de la superclase, debe poseer valores para sus atributos específicos *además* de valores de sus atributos como miembro de la superclase. Decimos que una entidad que es miembro de una subclase hereda todos los atributos de la entidad como miembro de la superclase. La entidad también hereda todos los ejemplares de vínculo de los tipos de vínculos en los que participa la superclase. Observe que una subclase, junto con todos los atributos que hereda de la superclase, es un *tipo de entidades* por derecho propio.

Especialización. La especialización es el proceso de definir un *conjunto de subclases* de un tipo de entidades; este tipo de entidades se denomina la superclase de la especialización. El conjunto de las subclases que forman una especialización se define a partir de alguna característica distintiva de las entidades de la superclase. Por ejemplo, el conjunto de subclases {SECRETARIA, INGENIERO, TÉCNICO} es una especialización de la superclase EMPLEADO que las distingue entre las entidades EMPLEADO según el tipo *de trabajo* de cada entidad. Podemos tener varias especializaciones del mismo tipo de entidades basadas en diferentes características distintivas. Por ejemplo, otra *especialización* del tipo EMPLEADO puede originar el conjunto de subclases {EMPLEADO_ASALARIADO, EMPLEADO_POR_HORA}; esta especialización distingue entre los empleados basándose en el *método de compensación.*

Diagramas **ER**^extendido **(EER).** La figura 21.1 muestra cómo representamos una especialización gráficamente en un diagrama **EER.** Las subclases que definen una especialización se conectan con líneas a un círculo, el cual se conecta a la superclase. El símbolo de subconjunto sobre la línea que conecta una subclase al círculo indica la dirección del vínculo superclase/subclase. Cualesquier atributos que se apliquen sólo a entidades de una determinada subclase —como RapidezTecleo de SECRETARIA— se conectan al rectángulo que representa esa subclase. Estos se denominan atributos específicos de la subclase. De manera similar, una subclase puede participar en tipos de vínculos específicos, como la participación de EMPLEADO_POR_HORA en AFILIAD0_A en la figura 21.1. Un poco más adelante explicaremos el símbolo d que aparece en los círculos de la figura 21.1 y otros aspectos de la notación de los diagramas EER.

La figura 21.2 muestra unos cuantos ejemplares de entidades que pertenecen a subclases de la especialización {SECRETARIA, INGENIERO, TÉCNICO}. Una vez más, observe que una entidad que pertenece a una subclase representa la *misma entidad del mundo real* que la entidad con la que está conectada en la superclase EMPLEADO, aunque la misma entidad se muestre dos veces; por ejemplo, en la figura 21.2 e_i aparece tanto en EMPLEADO como en SECRETARIA.

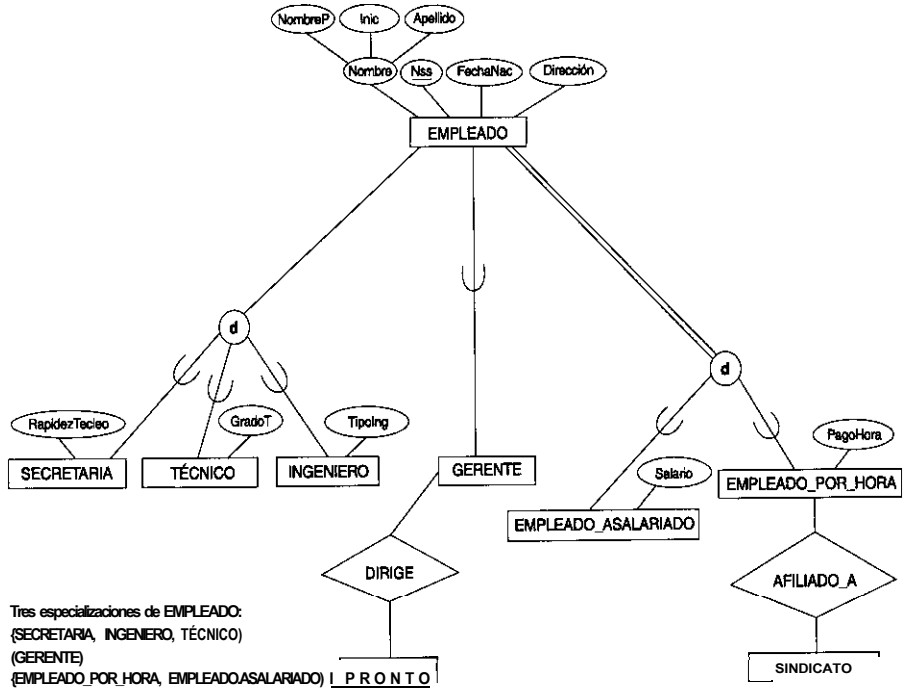


Figura **21.1** Diagrama EER para representar especialización y subclases.

Como lo sugiere esta figura, un vínculo superclase/subclase como EMPLEADO/SECRETARIA se parece un poco a un vínculo 1:1 en el *nivel de ejemplares* (véase la Fig. 3.12). La diferencia principal es que, en un vínculo 1:1, dos *entidades distintas* están relacionadas. Podemos considerar que una entidad de la subclase es lo mismo que la entidad de la superclase pero con un *papel especializado;* por ejemplo, un EMPLEADO especializado en el papel de SECRETARIA, o un EMPLEADO especializado en el papel de TÉCNICO.

Empleo de subclases en el modelado de datos. Hay dos razones principales para incluir vínculos clase/subclase en un modelo de datos. La primera es que ciertos atributos pueden aplicarse a algunas de las entidades del tipo de entidades (superclase), pero no a todas. Se define una subclase para agrupar las entidades a las que se aplican estos atributos. Los miembros de la subclase pueden compartir la mayor parte de sus atributos con los demás miembros de la superclase. Por ejemplo, la subclase SECRETARIA puede tener un atributo RapidezTecleo, en tanto que la subclase INGENIERO puede tener un atributo TipoIngeniero, pero SECRETARIA e INGENIERO comparten sus demás atributos como miembros del tipo EMPLEADO.

La segunda razón para usar subclases es que en algunos tipos de vínculos sólo pueden participar entidades que sean miembros de la subclase. Por ejemplo, si sólo, los empleados a los que se les paga por hora pueden estar afiliados a un sindicato, podemos representar ese hecho creando la subclase EMPLEADOS_POR_HORA de EMPLEADO y relacionándola con un tipo de entidades SINDICATO a través del tipo de vínculos AFILIAD0_A, como se ilustra en la figura 21.1.

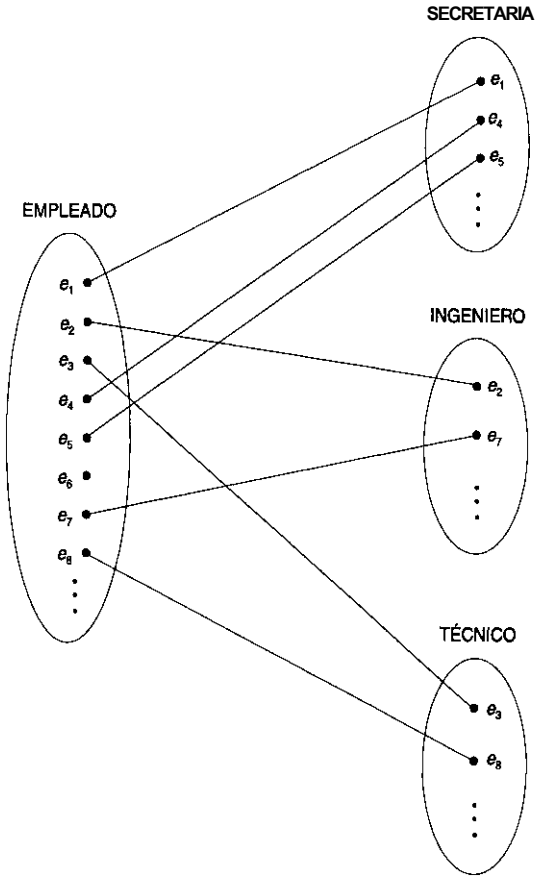


Figura 21.2 Algunos ejemplares de la especialización de EMPLEADO en el conjunto {SECRETARIA, INGENIERO, TÉCNICO} de subclases.

21.1.2 *Generalización*

El proceso de especialización examinado en la subsección anterior nos permite:

- Definir un conjunto de subclases de un tipo de entidades.
- Asociar atributos específicos adicionales a cada subclase.
- Establecer tipos de vínculos específicos adicionales entre cada subclase y otros tipos de entidades, u otras subclases.

Podemos concebir un *proceso inverso* de abstracción en el que suprimimos las diferencias entre varios tipos de entidades, identificamos sus rasgos comunes y los **generalizamos** para formar una sola **superclase** de la cual los tipos de entidades originales sean **subclases especiales.** Por ejemplo, consideremos los tipos de entidades COCHE y CAMIÓN de la figura 21.3 (a); se

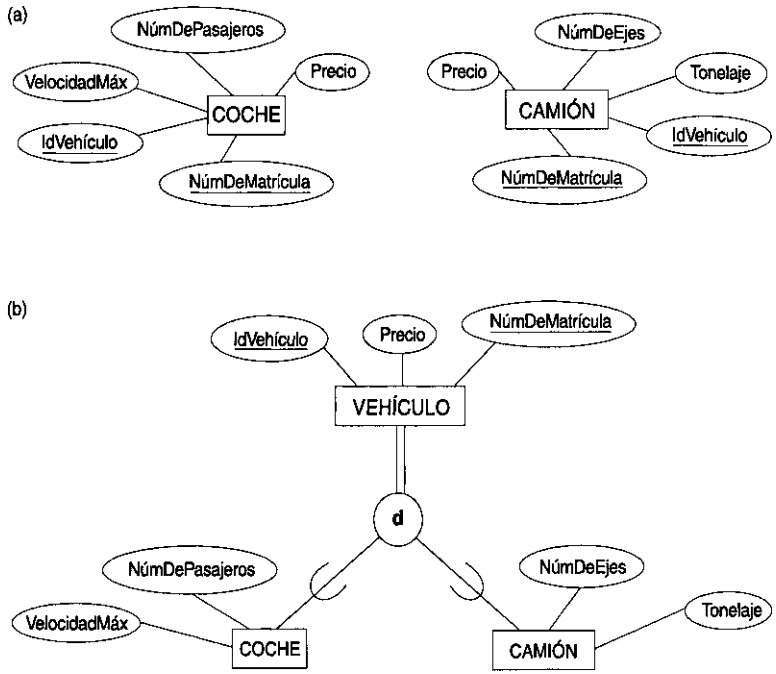


Figura 21.3 Ejemplos de generalización, (a) Dos tipos de entidades COCHE y CAMIÓN, (b) Generalización de COCHE y CAMIÓN en VEHÍCULO.

pueden generalizar en el tipo de entidades VEHÍCULO, como se aprecia en la figura 21.3 (b). Tanto COCHE como CAMIÓN son ahora subclases de la **superclase generalizada** VEHÍCULO. Usamos el término **generalización** para referirnos al proceso de definir un tipo de entidades generalizado a partir de los tipos de entidades dados.

Observe que el proceso de generalización puede considerarse como el inverso funcional del proceso de especialización. Por ello» en la figura 21.3 podemos ver {COCHE, CAMIÓN} como una especialización de VEHÍCULO, en vez de ver VEHÍCULO como una generalización de COCHE y CAMIÓN. De manera similar, en la figura 21.1 podemos ver EMPLEADO como una generalización de SECRETARIA, TÉCNICO e INGENIERO. En la práctica a veces se usa una notación diagramática para distinguir entre generalización y especialización. Una flecha que apunta a la superclase generalizada representa una generalización, y las flechas que apuntan a las subclases especializadas representan una especialización. No usaremos esta notación porque la decisión respecto a cuál proceso es el más apropiado en una situación dada suele ser subjetiva. El apéndice A presenta algunas de las notaciones diagramáticas alternativas que se sugieren.

21.1.3 *Modelado de datos con especialización y generalización*

Ya hemos estudiado los conceptos de subclase y de vínculos superclase/subclase, así como los procesos de especialización y generalización. Por lo regular, una superclase o subclase

representa un conjunto de entidades y por tanto también es un *tipo de entidades*-, es por ello que las superclases y subclases (al igual que los tipos de entidades) se representan como rectángulos en los diagramas EER. Ahora veremos con más detalle las propiedades de las especializaciones y generalizaciones.

Restricciones sobre la especialización y la generalización. En los párrafos siguientes examinaremos restricciones que se aplican a una sola especialización o a una sola generalización; pero para no hacer más largo el análisis, éste se referirá sólo a la especialización, aunque se aplique *tanto a la generalización como a la especialización.*

En general, puede haber varias especializaciones definidas sobre el mismo tipo de entidades (superclase), como en la figura 21.1. En un caso así, las entidades pueden pertenecer a subclases en cada una de las especializaciones. Sin embargo, una especialización puede consistir en una sola subclase, como la especialización {GERENTE} de la figura 21.1; en tal caso, no usaremos la notación del círculo.

En algunas especializaciones podemos determinar con exactitud las entidades que se convertirán en miembros de cada subclase, para lo cual especificamos una condición en términos del valor de algún atributo de la superclase. Tales subclases se llaman **subclases definidas por predicado** (o **definidas por condición).** Por ejemplo, si el tipo de entidades EMPLEADO tiene un atributo TipoTrabajo, como se muestra en la figura 21.4, podemos especificar la condición de pertenencia a la subclase SECRETARIA mediante el predicado (TipoTrabajo = 'Secretaria'), al cual llamamos **predicado de definición** de la subclase. Esta condición es una *restricción* que especifica que los miembros de la subclase SECRETARIA deben satisfacer el predicado y que todas las entidades del tipo EMPLEADO cuyo valor para el atributo TipoTrabajo sea 'Secretaria' deben pertenecer a la subclase. Para representar las subclases definidas por predicado escribimos la condición del predicado junto a la línea que conecta la subclase a su superclase.

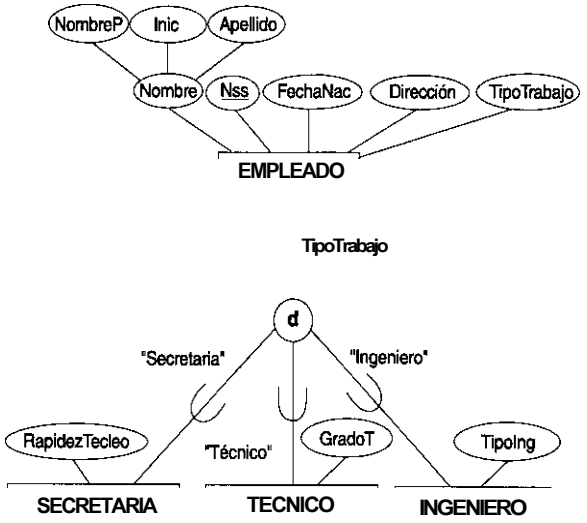


Figura 21.4 Especialización definida por atributo sobre el atributo TipoTrabajo de EMPLEADO.

Si la condición de pertenencia de *todas las subclases* de una especialización están definidas en términos del *mismo atributo* de la superclase, se dice que la especialización misma es una **especialización definida por atributo,** y el atributo se denomina **atributo de defi' nición** de la especialización. Las especializaciones definidas por atributo se representan como en la figura 21.4, colocando el nombre del atributo de definición junto a la línea que va del círculo a la superclase.

Cuando no tenemos una condición que determine la pertenencia, se dice que la subclase está **definida por el usuario.** La pertenencia a tales subclases la determinan los usuarios de la base de datos cuando aplican la operación de añadir una entidad a la subclase; así pues, *el usuario especifica individualmente la pertenencia para cada entidad*-, no la especifica una condición que pueda evaluarse automáticamente.

Se pueden aplicar otras dos restricciones a una especialización. La primera es la **restric' ción de disyunción,** que especifica que las subclases de una especialización deben ser disjuntas. Esto significa que una entidad puede ser miembro de *cuando más una* de las subclases de la especialización. Una especialización definida por atributo implica la restricción de disyunción si el atributo con que se define el predicado de pertenencia es monovaluado. La figura 21.4 muestra este caso, donde la **d** dentro del círculo significa disyunción. También usamos la notación **d** para especificar la restricción de que las subclases de una especialización definida por el usuario deben ser disjuntas, como se ilustra con la especialización {EMPLEADO_ASALARIADO, EMPLEADO_POR_HORA} de la figura 21.1. Si las subclases no son disjuntas, sus conjuntos de entidades pueden **traslaparse;** esto es, la misma entidad puede ser miembro de más de una subclase de la especialización. Este, que es el caso por omisión, se indica colocando una **o** en el círculo, como en el ejemplo de la figura 21.5.

La segunda restricción sobre la especialización se denomina **restricción de compleción,** la cual puede ser total o parcial. Una restricción de **especialización total** especifica que toda entidad de la superclase debe ser miembro de alguna subclase de la especialización. Por ejemplo, si todo EMPLEADO debe ser un EMPLEADO_POR_HORA o bien un EMPLEADO_ASALARIADO, la especialización {EMPLEADO_POR_HORA, EMPLEADO_ASALARIADO} de la figura 21.1 es una

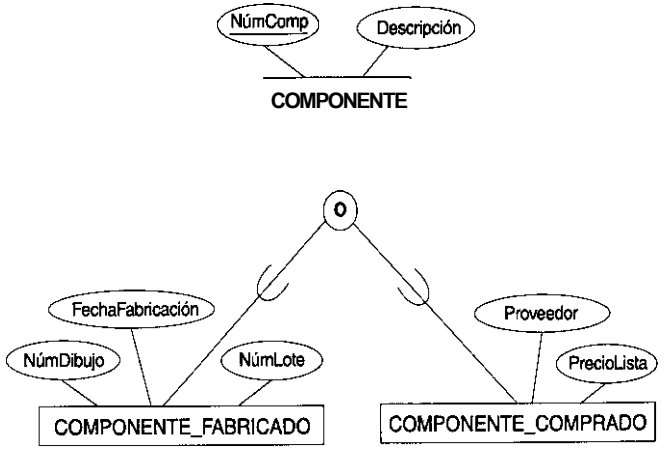


Figura 21.5 Especialización con subclases no disjuntas (traslapadas).

especialización total de EMPLEADO; eso se indica en los diagramas EER con una línea doble que conecte la superclase al círculo. Se usa una línea sencilla para indicar una **especialización parcial,** que permite que una entidad no pertenezca a ninguna de las subclases. Por ejemplo, si algunas entidades EMPLEADO no pertenecen a ninguna de las subclases {SECRETARIA, INGENIERO, TÉCNICO} de las figuras 21.1 y 21.4, esa especialización será parcial. Esta notación es similar a la de participación total de un tipo de entidades en un tipo de vínculos en el modelo ER que presentamos en el capítulo 3. Observe que las restricciones de disyunción y de compleción son *independientes.* Así pues, tenemos estos cuatro tipos de especialización:

- disjunta, total
- disjunta, parcial
- traslapada, total
- traslapada, parcial

Desde luego, la restricción correcta la determina el significado que cada especialización tenga en el mundo real. Sin embargo, una superclase de generalización suele ser **total,** porque la superclase se *deriva de* las subclases y por tanto contiene sólo las entidades que están en las subclases.

Reglas de inserción y eliminación **para la** especialización y **la** generalización. Ciertas reglas de inserción y eliminación se aplican a la especialización (y a la generalización) como consecuencia de las restricciones que acabamos de especificar. Algunas de ellas son:

- La eliminación de una entidad de una superclase implica que automáticamente se le elimina de todas las subclases a las que pertenece.
- La inserción de una entidad en una superclase implica que la entidad se inserta por fuerza en todas las subclases *definidas por predicado* para las cuales la entidad satisface el predicado de definición.
- La inserción de una entidad en una superclase de una *especialización total* implica que la entidad se insertará por fuerza en por lo menos una de las subclases de la especialización.

Se sugiere al lector que elabore una lista completa de reglas de inserción y de eliminación para los diversos tipos de especializaciones.

Jerarquías **de** especialización, retículas **de** especialización y **herencia múltiple.** Es posible especificar subclases de una subclase, formando una jerarquía o retícula de especializaciones. Por ejemplo, en la figura 21.6 INGENIERO es una subclase de EMPLEADO y también es superclase de GERENTE_DE_INGENIERÍA; esto representa la restricción del mundo real según la cual todo gerente de ingeniería debe ser un ingeniero. Una **jerarquía de** especialización tiene la restricción de que toda subclase participa (como subclase) en *un vínculo* clase/subclase; en contraste, en una retícula **de** especialización una subclase puede ser subclase en *más de un vínculo* clase/subclase. Por tanto, la figura 21.6 es una retícula.

La figura 21.7 muestra otra retícula de especialización de más de un nivel. Esta puede ser parte de un esquema conceptual de una base de datos UNIVERSIDAD. Observe que esta organización habría sido una jerarquía si no fuera por la subclase ESTUDIANTE_ASISTENTE, que es subclase en dos vínculos clase/subclase distintos. Todas las entidades persona representadas en la base de datos son miembros del tipo de entidades PERSONA, que se especializa para

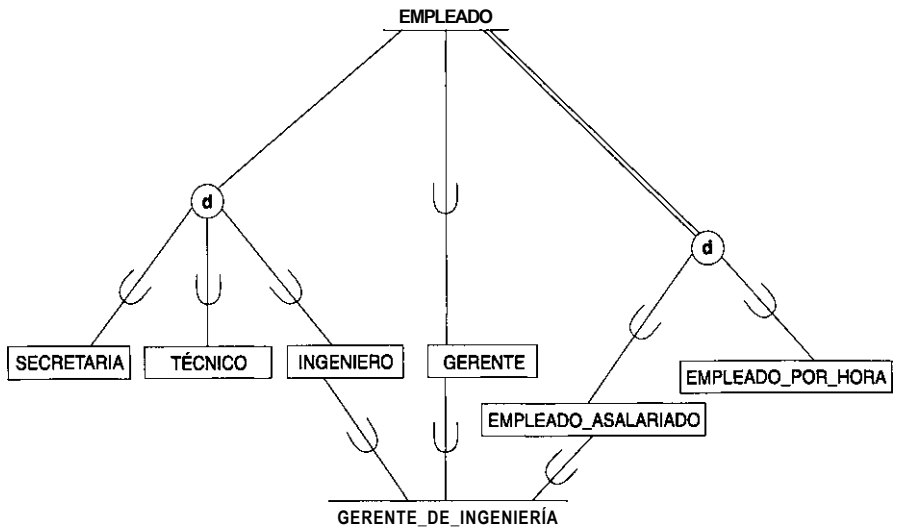


Figura 21.6 Retícula de especialización con la subclase compartida GERENTE_DE_INGENIERÍA.

dar las subclases {EMPLEADO, EXALUMNO, ESTUDIANTE}. Esta especialización es traslapada; por ejemplo, un exalumno también puede ser un empleado, o un estudiante que busca un grado avanzado después de recibir la licenciatura. La subclase ESTUDIANTE es superclase de la especialización {ESTUDIANTE_POSGRADO, ESTUDIANTE_LICENCIATURA}, mientras que EMPLEADO es superclase de la especialización {ESTUDIANTE_ASISTENTE, PERSONAL, PROFESORADO}. Observe que ESTUDIANTE_ASISTENTE también es una subclase de ESTUDIANTE. Por último, ESTUDIANTE_ASISTENTE es superclase de la especialización {ASISTENTE_ INVESTIGADOR, ASISTENTE_DOCENTE}.

En una retícula o jerarquía de especialización como ésta, una subclase hereda los atributos no sólo de su superclase directa, sino también de todas sus superclases predecesoras, *incluida la raíz.* Por ejemplo, una entidad de ESTUDIANTE_POSGRADO hereda todos los valores de atributos de esa entidad como ESTUDIANTE *y* como PERSONA. Advierta que una entidad puede existir en varios nodos hoja de la jerarquía; por ejemplo, un miembro de ESTUDIANTE_POSGRADO puede ser también miembro de ASISTENTEJNVESTIGADOR.

Una subclase con *más de una* superclase se denomina **subclase compartida.** Por ejemplo, si todo GERENTE_DE_INGENIERÍA debe ser un INGENIERO pero también debe ser un EMPLEADO_ASALARIADO y un GERENTE, entonces GERENTE_DE_INGENIERÍA debería ser una subclase compartida de las tres superclases (Fig. 21.6). Esto lleva al concepto denominado **herencia múltiple,** ya que la subclase compartida GERENTE_DE_INGENIERÍA hereda directamente atributos y vínculos de múltiples subclases. Observe que las subclases compartidas dan origen a una retícula; si no existieran subclases compartidas, tendríamos una jerarquía en vez de una retícula.

Aunque hemos usado la especialización para ilustrar nuestro análisis, conceptos similares se *aplican de igual manera* a la generalización, como mencionamos al principio de esta subsección. Así, podemos hablar también de **jerarquías de generalización** y **retículas de**

generalización. En la siguiente subsección hablaremos más sobre las diferencias entre los procesos de especialización y de generalización.

Diseño conceptual descendente y ascendente. En el proceso de especialización, por lo regular comenzamos con un tipo de entidades y luego definimos subclases de él por especialización

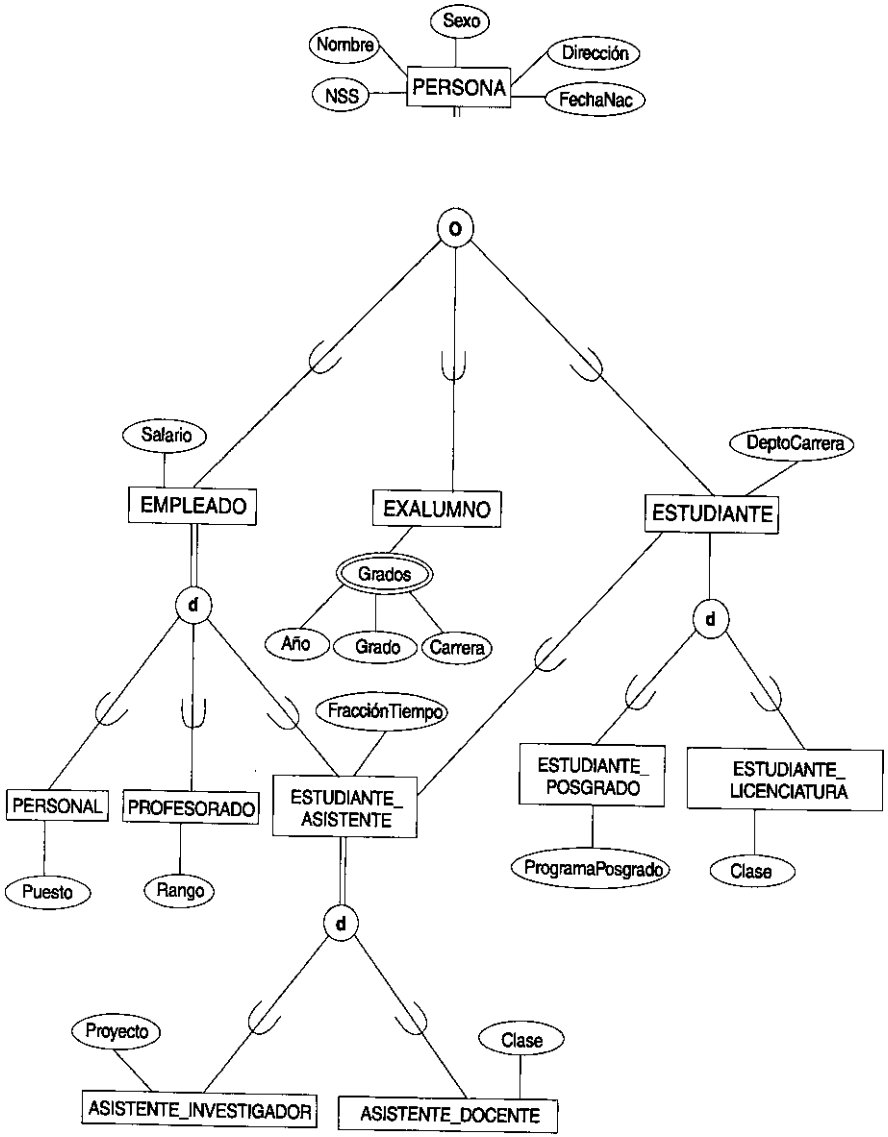


Figura 21.7 Retícula de especialización para una base de datos UNIVERSIDAD.

sucesiva; esto es, definimos repetidamente agrupaciones más específicas del tipo de entidades. Por ejemplo, al diseñar la retícula de especialización de la figura 21.7, podríamos primero especificar un tipo de entidades PERSONA para una base de datos universitaria. Luego descubrimos que se representarán tres tipos de personas en la base de datos: empleados de la universidad, exalumnos y estudiantes. Creamos la especialización {EMPLEADO, EXALUMNO, ESTUDIANTE} para este fin, y escogemos la restricción traslapada porque una persona puede pertenecer a más de una de las subclases. En seguida especializamos EMPLEADO a {PERSONAL, PROFESORADO, ESTUDIANTE_ ASISTENTE} y especializamos ESTUDIANTE a {ESTUDIANTE_ POSGRADO, ESTUDIANTE_LICENCIATURA}. Por último, especializamos ESTUDIANTE_ ASISTENTE a {ASISTENTEJNVESTIGADOR, ASISTENTE_DOCENTE}. Esta especialización sucesiva corresponde a un proceso de **refinación conceptual descendente** durante el diseño conceptual del esquema. Hasta aquí, tenemos una jerarquía; luego descubrimos que ESTUDIANTE_ ASISTENTE es una subclase compartida, ya que también es una subclase de ESTUDIANTE, lo que da lugar a la retícula.

Es posible llegar a la misma jerarquía o retícula desde la dirección opuesta. En un caso así, el proceso implica generalización más que especialización y corresponde a una **síntesis conceptual ascendente.** En términos estructurales, las jerarquías o retículas que resultan de cualquiera de los dos procesos pueden ser idénticas; la única diferencia tiene que ver con la manera o el orden en que se especificaron las superclases y subclases del esquema.

En la práctica, es probable que no se sigan estrictamente ni el proceso de generalización ni el de especialización, sino que se utilice una combinación de ambos. En tal caso, se incorporan continuamente nuevas clases en una jerarquía o retícula conforme se hacen obvias para los usuarios y diseñadores. Cabe señalar que la noción de representar los datos y conocimientos mediante jerarquías y retículas de superclases/subclases es muy común en los sistemas basados en conocimientos y en los sistemas expertos, que combinan la tecnología de bases de datos con técnicas de inteligencia artificial. Por ejemplo, los esquemas de representación de conocimientos basados en marcos se parecen mucho a las jerarquías de clases.

21.1.4 *Categorías y categorización**

Todos los vínculos superclase/subclase que hemos visto hasta ahora tienen *una sola superclase.* Incluso una subclase compartida como GERENTE_DE_INGENIERÍA en la retícula de la figura 21.6 es subclase en tres vínculos superclase/subclase *distintos,* y cada uno de los vínculos tiene *una sola* superclase. Sin embargo, en algunos casos es necesario modelar un solo vínculo superclase/subclase con *más de una* superclase, donde las superclases representan diferentes tipos de entidades. En este caso decimos que la *subclase* es una **categoría.**[1]

Por ejemplo, supongamos que tenemos tres tipos de entidades: PERSONA, BANCO y COMPAÑÍA. En una base de datos para registro de vehículos, el dueño de un vehículo puede ser una persona, un banco (con un embargo preventivo sobre un vehículo) o una compañía. Necesitamos crear una clase que incluya entidades de los tres tipos para desempeñar el papel de dueño del vehículo. Para este fin se crea una categoría DUEÑO que es una *subclase de la unión* de las tres clases PERSONA, BANCO y COMPAÑÍA. En los diagramas EER las categorías se representan como se muestra en la figura 21.8. Las superclases COMPAÑÍA, BANCO y PERSONA se

[1] nuestro empleo del término *categoría* se basa en el modelo **ECR** (Elmasri *et al.* 1985).

conectan al círculo con el símbolo **U,** que representa la *operación de unión de conjuntos*. Una arista con el símbolo de subconjunto conecta el círculo a la categoría (subclase) DUEÑO. Si se necesita un predicado de definición, se muestra junto a la línea que proviene de la superclase a la que se aplica el predicado. En la figura 21.8 tenemos dos categorías: DUEÑO, que es una subclase de la unión de PERSONA, BANCO y COMPAÑÍA; y VEHÍCULO_ REGISTRADO, que es una subclase de la unión de COCHE y CAMIÓN.

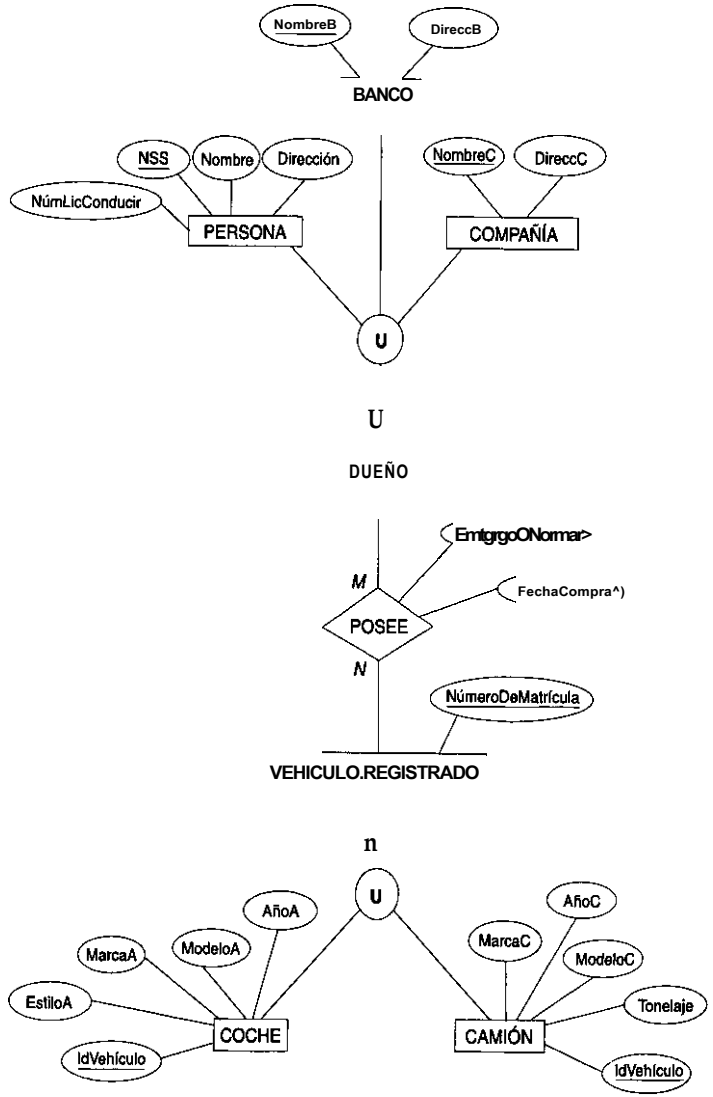


Figura 21.8 Dos categorías: DUEÑO y VEHÍCULO_REGISTRADO.

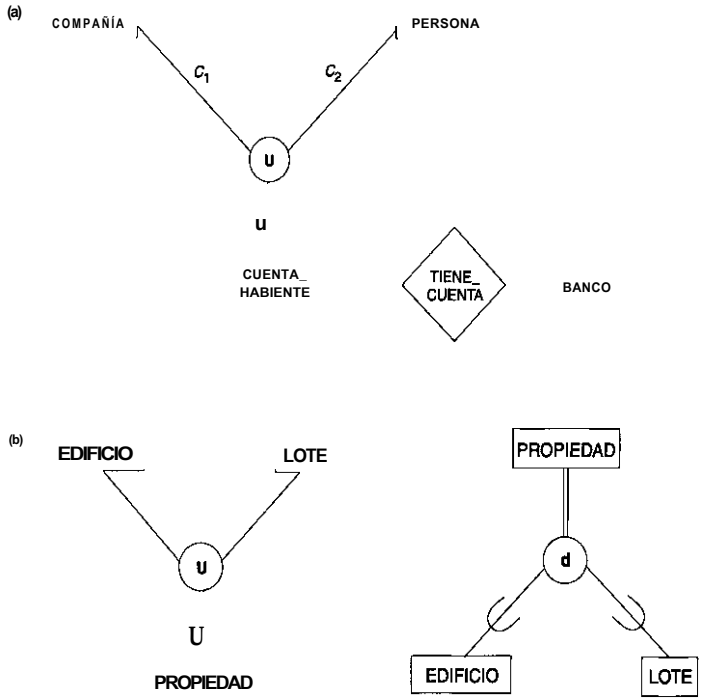


Figura 21.9 Categorías, (a) Categoría parcial CUENTAHABIENTE que es un subconjunto de la unión de dos tipos de entidades, COMPAÑÍA y PERSONA, (b) Categoría total PROPIEDAD y una generalización similar.

Una categoría tiene dos o más superclases que pueden representar *distintos tipos de entidades,* mientras que otros vínculos superclase/subclase siempre tienen una sola superclase. Podemos comparar una categoría, como DUEÑO en la figura 21.8, con la subclase compartida GERENTE_DE_INGENIERÍA de la figura 21.6. La segunda es una subclase de *cada una de* las tres superclases INGENIERO, GERENTE y EMPLEADO_ASALARIADO, así que una entidad que sea miembro de GERENTE_DE_INGENIERÍA deberá existir en *las tres.* Esto representa la restricción de que un gerente de ingeniería debe ser un INGENIERO, un GERENTE *y* un EMPLEADO_ ASALARIADO; es decir, GERENTE_DE_INGENIERÍA es un subconjunto de la *intersección* de las tres superclases. Por otro lado, una categoría es un subconjunto de la *unión* de sus superclases. Por ello, una entidad que sea miembro de DUEÑO deberá existir en *por lo menos* una de las superclases pero no tiene que ser miembro de todas ellas. Esto representa la restricción de que un DUEÑO puede ser una COMPAÑÍA, un BANCO o una PERSONA en la figura 21.8. En este ejemplo, como en la mayor parte de los casos en los que se usan categorías, una entidad de la categoría es miembro de *exactamente una* de las superclases.

La herencia de atributos funciona de manera más selectiva en las categorías. Por ejemplo, en la figura 21.8 cada entidad DUEÑO hereda los atributos de una COMPAÑÍA, una PERSONA o un BANCO, dependiendo de la superclase a la que pertenezca la entidad. Esto se denomina

herencia selectiva. Por otro lado, una subclase compartida como GERENTE_ DEJNGENIERÍA (Fig. 21.6) hereda *todos* los atributos de sus superclases EMPLEADO_ ASALARIADO, INGENIERO y GERENTE.

Resulta interesante observar la diferencia entre la categoría VEHÍCULO_REGISTRADO (Fig. 21.8) y la superclase generalizada VEHÍCULO (Fig. 21.3(b)). En esta última, cada coche y cada camión es un VEHÍCULO; pero en la figura 21.8 la categoría VEHÍCULO_REGISTRADO contiene algunos coches y algunos camiones, pero no necesariamente todos ellos (por ejemplo, podría ser que algunos coches o camiones no estuvieran registrados). En general, una especialización o generalización como la de la figura 21.3(b), si fuera *parcial,* no impediría que VEHÍCULO contuviera otros tipos de entidades, como las motocicletas. Sin embargo, una categoría como VEHÍCULO_REGISTRADO en la figura 21.8 implica que sólo los coches y los camiones, y ningún otro tipo de entidades, pueden ser miembros de VEHÍCULO_REGISTRADO.

Una categoría puede ser **total** o **parcial.** Por ejemplo, CUENTAHABIENTE es una categoría parcial definida por predicado en la figura 21.9(a), donde c_1 y c_2 son condiciones de predicado que especifican cuáles entidades COMPAÑÍA y PERSONA, respectivamente, son miembros de CUENTAHABIENTE. No obstante, la categoría PROPIEDAD de la figura 21.9(b) es total porque todo edificio y lote debe ser miembro de ella; esto se indica con una línea doble que conecta la categoría al círculo. Las categorías parciales se indican con una línea sencilla que conecta la categoría y el círculo, como en las figuras 21.8 y 21.9(a).

Las superclases de una categoría pueden tener diferentes atributos clave, como lo demuestra la categoría DUEÑO de la figura 21.8; o bien pueden tener el mismo atributo clave, como lo demuestra la categoría VEHÍCULO_REGISTRADO. Observe que, en el caso de una categoría *total* (no parcial), ésta puede representarse también como una especialización (o generalización), como se ilustra en la figura 21.9(b). En este caso la elección de qué representación utilizar es subjetiva. Si las dos ciases representan el mismo tipo de entidades y comparten numerosos atributos, como los mismos atributos clave, es preferible la especialización/generalización; en caso contrario, la categorización es más apropiada.

21.L5 *Definiciones formales**

En las subsecciones precedentes hemos extendido el modelo básico de entidad-vínculo con los conceptos de subclase, vínculo clase/subclase, especialización, generalización y categoría. Llamamos al modelo resultante modelo ER extendido o modelo EER. En esta sección resumiremos estos conceptos y los definiremos formalmente de la misma manera como definimos formalmente los conceptos del modelo ER en el capítulo 3.

Una **clase"** es un conjunto de entidades; esto incluye cualquiera de los elementos de los esquemas EER que agrupan entidades como tipos de entidades, subclases, superclases y categorías. Una **subclase** S es una clase cuyas entidades siempre deben ser un subconjunto de las entidades de otra clase, llamada la **superclase** C del vínculo **superclase/subclase** (o ES*UN). Denotamos un vínculo así con C/S. Para un vínculo superclase/subclase como éste siempre debe cumplirse

$$S \subseteq C$$

[1] El empleo de la palabra *clase* en el modelado conceptual difiere de su uso en los lenguajes de programación orientados a objetos, como C++. En C++, una clase es una definición de tipo estructurado junto con sus funciones (operaciones) aplicables.

Una **especialización** $Z = \{S_1, S_2, \ldots, S_n\}$ es un conjunto de subclases que tienen la misma superclase G; esto es, G/S. es un vínculo superclase/subclase para $i = 1, 2, \ldots, n$. Se dice que G es un **tipo de entidades generalizado** (o la **superclase** de la especialización, o una **generalización** de las subclases $\{S_1, S_2, \ldots, S_n\}$). Se dice que Z es **total** si siempre se cumple

$$(\cup S_i) = G$$

de lo contrario, se dice que Z es **parcial.** Se dice que Z es **disjunta** si siempre se cumple

$$S_i \cap S_j = \emptyset \quad \text{para } i \neq j$$

En caso contrario, se dice que Z es **traslapada.**

Se dice que una subclase S de C está **definida por predicado** si se usa un predicado *p* sobre los atributos de C para especificar cuáles entidades de C son miembros de S; esto es, $S = C[p]$, donde *C[p]* es el conjunto de entidades de C que satisfacen]). Una subclase que no está definida por un predicado se denomina **definida por el usuario.**

Se dice que una especialización Z (o generalización G) está **definida por atributo** si se usa un predicado $(A = c_i)$, donde A es un atributo de G y c_i es un valor constante del dominio de A, para especificar la pertenencia a cada subclase S_i de Z. Cabe señalar que, si $c_i \neq c_j$ para $i \neq j$, y A es un atributo monovaluado, la especialización es disjunta.

Una **categoría** T es una clase que es un subconjunto de la unión de n superclases definidoras $D_1, D_2, \ldots, D_n$, con $n > 1$, y se especifica formalmente como sigue:

$$T \subseteq (D_1 \cup D_2 \cup \ldots \cup D_n)$$

Se puede usar un predicado p_i sobre los atributos de D_i para especificar los miembros de cada D_i que son miembros de T. Si se especifica un predicado sobre cada D_i, tenemos

$$T = (D_1[p_1] \cup D_2[p_2] \cup \ldots \cup D_n[p_n])$$

Ahora debemos extender la definición de **tipo de vínculos** dada en el capítulo 3 para que cualquier clase — no sólo a cualquier tipo de entidades — pueda participar en un vínculo. Para ello, deberemos sustituir las palabras *tipo de entidades* por *clase* en esa definición. La notación gráfica de EER es consistente con ER porque todas las clases se representan con rectángulos.

21.1.6 *Ejemplo de esquema de base de datos en el modelo EER*

En esta sección daremos un ejemplo de esquema de base de datos en el modelo EER para ilustrar el empleo de los diversos conceptos estudiados aquí y en el capítulo 3. Consideremos una base de datos UNIVERSIDAD que mantiene información sobre los estudiantes, sus carreras, sus boletas de notas y su registro, así como de los cursos que ofrece la universidad. La base de datos también contiene información sobre los proyectos de investigación patrocinados del profesorado y de los estudiantes graduados. Este esquema se muestra en la figura 21.10. A continuación analizamos los requerimientos que dieron origen a este esquema.

Para cada persona en la base de datos, ésta mantiene información sobre su nombre [Nombre], número de seguro social [Nss], dirección [Dirección], sexo [Sexo] y fecha de nacimiento [FechaN]. Se identificaron dos subclases del tipo de entidades PERSONA: PROFESORADO y ESTUDIANTE. Los atributos específicos de PROFESORADO son el rango [Rango] (asistente, asociado, adjunto, investigador, visitante, etc.), oficina [OficinaP], teléfono de

la oficina [TeléfonoP] y salario [Salario], y también relacionamos cada miembro del profesorado con el o los departamentos académicos a los que está afiliado [PERTENECE] (un miembro del profesorado puede estar asociado a varios departamentos, así que el vínculo es M : N). Un atributo específico de ESTUDIANTE es [Clase] (primer año = 1, segundo año = 2, estudiante de posgrado = 5). Cada estudiante está relacionado también con sus departamentos de carrera y especialidad, si se conocen ([CARRERA] y [ESPECIALIDAD]), con las secciones de cursos en las que está inscrito [INSCRITO] y con los cursos que ha completado [BOLETA]. Cada ejemplar de boleta incluye las notas que recibió el estudiante [Notas] en la sección del curso.

ESTUDIANTE_POSGRAD es una subclase de ESTUDIANTE, con el predicado definidor Clase = 5. Para cada estudiante de posgrado, se mantiene una lista de grados previos en un atributo compuesto multivaluado [Grados]. También hay que relacionar al estudiante con un asesor del profesorado [ASESOR] y con un comité de tesis [COMITÉ], si existe.

Un departamento académico tiene los atributos nombre [NombreD], teléfono [TeléfonoD] y número de oficina [Oficina], y está relacionado con el miembro del profesorado que es su director [DIRIGE] y con el colegio al que pertenece [CD]. Cada colegio tiene los atributos nombre del colegio [NombreC], número de oficina [OficinaC] y el nombre de su decano [Decano].

Un curso tiene los atributos número de curso [NúmC], nombre del curso [NombreC] y descripción del curso [DescC]. Se ofrecen varias secciones de cada curso, y cada una tiene los atributos número de sección [NúmSec] y año y trimestre en el que se ofreció la sección ([Año] y [Trim]). Los números de sección identifican de manera única cada sección. Las secciones ofrecidas durante el semestre en curso están en una subclase SECCIÓN_ACTUAL de SECCIÓN, con el predicado de definición Trim = TrimActual y Año = AñoActual. Cada sección está relacionada con el profesor que la impartió o la está impartiendo (si ese profesor está en la base de datos).

La categoría PROFESORJNVESTIGADOR es un subconjunto de la unión de PROFESORADO y ESTUDIANTE_POSGRAD, e incluye a todos los profesores y estudiantes de posgrado que se apoyan enseñando o investigando. Por último, el tipo de entidades SUBVENCIÓN sigue la pista a las subvenciones de investigación y a los contratos otorgados a la universidad. Cada subvención tiene los atributos título de subvención [Título], número de subvención [Núm], la agencia que lo otorgó [Agencia] y la fecha en que se inicia [FechaIn]. Una subvención está relacionada con un investigador principal [IP] y con todos los investigadores a los que apoya [APOYO]. Cada ejemplar de apoyo tiene como atributos la fecha inicial del apoyo [Inicio], la fecha final del apoyo (si se conoce) [Fin] y el porcentaje del tiempo que la persona apoyada dedica actualmente al proyecto [Tiempo].

21.2 Transformación EER-relacional

Ahora analizaremos la transformación de los conceptos del modelo EER a las relaciones; para ello extenderemos el algoritmo de transformación ER-a-relacional que presentamos en la sección 6.8.

21.2.1 *Vínculos superclase/subclase y especialización (o generalización)*

Hay varias opciones para transformar varias subclases que juntas constituyen una especialización (o bien, que se generalizan para originar una superclase), como las subclases de EMPLEADO

{SECRETARIA, TÉCNICO, INGENIERO} de la figura 21.4. Podemos añadir un paso más a nuestro algoritmo de transformación ER-relacional de la sección 6.8, que tiene siete pasos, para manejar la transformación de la especialización. El paso 8, que se da en seguida, ofrece las opciones más

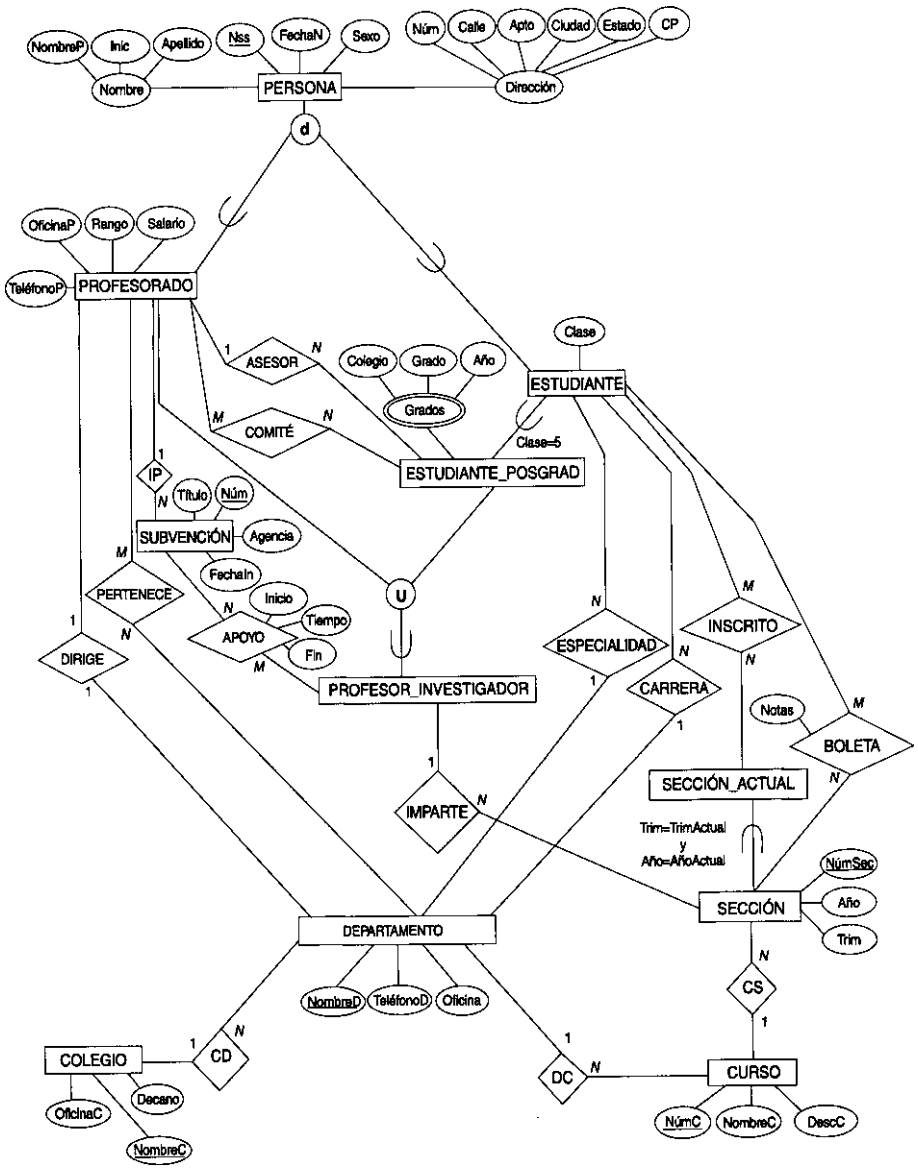


Figura 21.10 Esquema conceptual EER de una base de datos UNIVERSIDAD.

comunes; hay otras posibles transformaciones. En seguida veremos las condiciones en las que deberá usarse cada opción. Usaremos Atrs(R) para denotar los atributos de la relación *R* y CLP(R) para denotar la clave primaria de R.

PASO 8: Convertir cada especialización con m subclases $\{S_1, S_2, \ldots, S_m\}$ y superclase (generalizada) C, donde los atributos de C son {fe, $a_1, \ldots, a_n$} y fe es la clave (primaria), en esquemas de relación empleando una de estas cuatro opciones:

Opción 8A: Crear una relación L para C con atributos Atrs(L) = {fe, $a_1, \ldots, a_n$} y CLP(L) = fe. Crear una relación L por cada subclase S_i, $1 < i < m$, con los atributos Atrs(L) = {k} u {atributos de S_i} y CLP(L) = *k*.

Opción 8B: Crear una relación L por cada subclase S_i, $1 < i < m$, con los atributos Atrs(L) = {atributos de S_i} u {fe, $a_1, \ldots, a_n$} y CLP(L) = fe.

Opción 8C: Crear una sola relación L con atributos Atrs(L) = {le, $a_1, \ldots, a_n$} u {atributos de Sj} u ... u {atributos de *SJ* u {t} y CLP(L) = fe. Esta opción es para una especialización cuyas subclases son *disjuntas*, y t es un atributo de **tipo** que indica la subclase a la que pertenece cada tupia, si la hay. Esta opción tiene el potencial de crear un gran número de valores nulos.

Opción 8D: Crear un solo esquema de relación L con atributos Atrs(L) = {fe, $a_1, \ldots, a_n$} u {atributos de S_1} u ... u {atributos de *SJ* u {$t_1, \ldots, t_m$} y CLP(L) = fe. Esta opción es para una especialización cuyas subclases se *traslapan* (no son disjuntas) y cada t_i, $1 < i < m$, es un atributo booleano que indica si una tupia pertenece o no a una subclase S_i. •

La opción 8A crea una relación L para la superclase C y sus atributos, más una relación L para cada subclase S_i; cada L. incluye los atributos específicos de S_i, más la clave primaria de la superclase C, que se propaga a L. y se convierte en su clave primaria. Una operación de EQUIRREUNIÓN sobre la clave primaria entre cualquier L y L produce todos los atributos específicos y heredados de las entidades de *S*, Esta opción se ilustra en la figura 21.11 (a) para el esquema EER de la figura 21.4. La opción 8A funciona para cualesquier restricciones sobre la especialización: disjunta o traslapada, total o parcial. Observe que la restricción

se debe cumplir para cada L. Esto especifica una *dependencia de inclusión* L.fe < L.fe (véase la Sec. 13.4).

En la opción 8B, la operación de EQUIRREUNIÓN está *integrada* al esquema y no se necesita la relación L, como se ilustra en la figura 21.11 (b) para la especialización EER de la figura 21.3(b). Esta opción sólo funciona bien con ambas restricciones, disjunta y total. Si la especialización no es total, una entidad que no pertenezca a ninguna de las subclases S. se perderá. Si la especialización no es disjunta, una entidad que pertenezca a más de una subclase tendrá almacenados redundantemente en más de una L sus atributos heredados de la superclase C. Con la opción 8B, ninguna relación contiene todas las entidades de la superclase C; en consecuencia, deberemos aplicar una operación de UNIÓN EXTERNA a las relaciones L para obtener todas las entidades de C. El resultado de la unión externa será similar a las relaciones producidas con las opciones 8C y 8D, excepto que faltarán los campos de

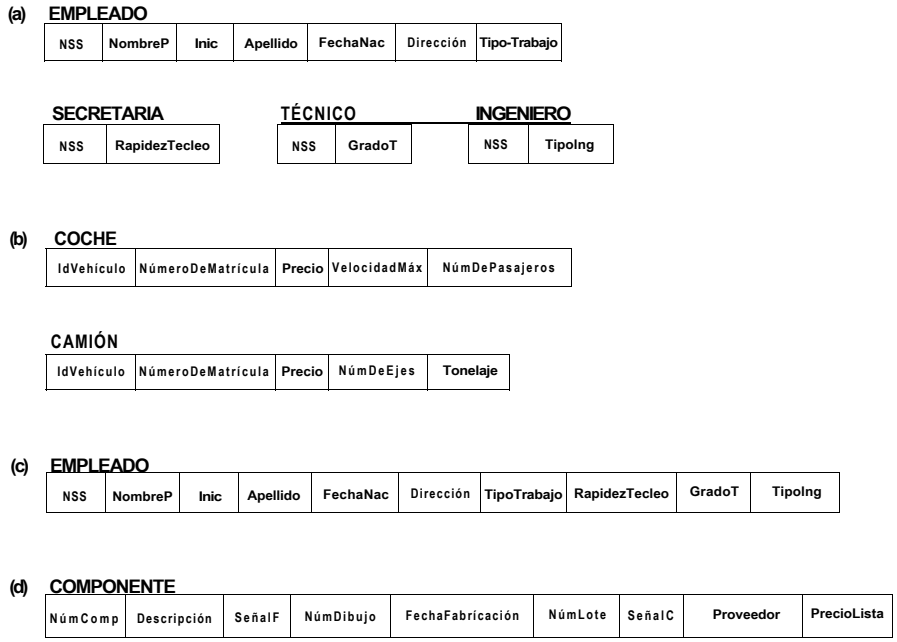


Figura 21.11 Opciones para transformar especializaciones (o generalizaciones) a relaciones. (a) Transformación del esquema EER de la figura 21.4 a relaciones usando la opción 8A. (b) Transformación del esquema EER de la figura 21.3 (b) a relaciones empleando la opción 8B. (c) Transformación del esquema EER de la figura 21.4 usando la opción 8C, donde TipoTrabajo desempeña el papel de atributo de tipo, (d) Transformación del esquema EER de la figura 21.5 empleando la opción 8D, con dos campos de tipo booleanos SeñálF y SeñalC.

tipo. Siempre que busquemos una entidad arbitraria en C, deberemos buscar en todas las m relaciones L.

Las opciones 8C y 8D crean una sola relación para representar la superclase C y todas sus subclases. Una entidad que no pertenezca a alguna de las subclases tendrá valores nulos para los atributos específicos de esas subclases. Por esto, las opciones mencionadas no se recomiendan si se han definido muchos atributos específicos para las subclases. Sin embargo, si hay pocos atributos específicos, estas transformaciones son preferibles a las opciones 8A y 8B porque hacen innecesario especificar operaciones de EQUIRREUNIÓN y de UNIÓN EXTERNA y por tanto pueden producir una implementación más eficiente. La opción 8C sirve para manejar subclases disjuntas mediante la inclusión de un solo **atributo de tipo** (o de **ima* gen)** t para indicar la subclase a la que cada tupia pertenece; así, el dominio de t podría ser {1, 2, ..., m}. Si la especialización es parcial, t puede tener valores nulos en las tupias que no pertenezcan a ninguna subclase. Si la especialización está definida por atributo, ese atributo hará las funciones de t y éste no será necesario; esta opción se ilustra en la figura 21.11 (c) para la especialización EER de la figura 21.4. Con la opción 8D se manejan subclases traslapadas mediante la inclusión de m campos de tipo *booleanos*, uno para *cada* subclase.

Cada campo de tipo t. puede tener un dominio {sí, no}, donde un valor de sí indica que la tupia es miembro de la subclase S.. Esta opción se ilustra en la figura 21.11 (d) para la especialización EER de la figura 21.5, donde SeñalF y SeñalC son los campos de tipo. Observe que también es posible crear un solo campo de tipo con m bits, en vez de los m campos de tipo.

Cuando tenemos una jerarquía o retícula de especialización (o generalización) de múltiples niveles, no tenemos que seguir la misma opción de transformación para todas las especializaciones; podemos usar una opción de transformación para una parte de la jerarquía o retícula y otras opciones para otras partes. La figura 21.12 muestra una posible transformación a relaciones de la retícula de la figura 21.7. Aquí usamos la opción 8A para PERSONA/EMPLEADO, EXALUMNO, ESTUDIANTE}, la opción 8C para EMPLEADO/{PERSONAL, PROFESORADO, ESTUDIANTE_ASISTENTE} y para ESTUDIANTE/ESTUDIANTE_ASISTENTE, y la Opción 8D para ESTUDIANTE_ASISTENTE/{ASÍSTENTE_INVESTIGADOR, ASISTENTE_DOCENTE} y para ESTUDIANTE/{ESTUDIANTE_POSGRADO, ESTUDIANTEJJCENCIATURA}. En la figura 21.12, todos los atributos que comienzan con Tipo' o 'Señal' son campos de tipo.

21.2.2 *Transformación de subclases compartidas*

Una subclase compartida, como GERENTE_DE_INGENIERÍA en la figura 21.6, es una subclase de varias superclases. Todas estas clases deben tener el mismo atributo clave; de lo contrario, la subclase compartida se modelaría como categoría. Podemos aplicar cualquiera de las opciones analizadas en el paso 8 a una subclase compartida, aunque por lo regular se utiliza la opción 8A. En la figura 21.12, se usó la opción 8D para la subclase compartida ESTUDIANTE_ASISTENTE.

21.2.3 *Transformación de categorías*

Una categoría es una subclase de la *unión* de dos o más superclases que pueden tener diferentes claves porque pueden ser de diferentes tipos de entidades. Un ejemplo es la categoría DUEÑO que se muestra en la figura 21.8, que es un subconjunto de la unión de tres tipos de entidades, PERSONA, BANCO y COMPAÑÍA. La otra categoría de la figura 21.8, VEHÍCULO_REGISTRADO, tiene dos superclases con el mismo atributo clave.

PERSONA

NSS	Nombre	FechaNac	Sexo	Dirección

EMPLEADO

NSS	Salario	TipoEmpleado	Puesto	Rango	FracciónTiempo	SeñalAI	SeñalAD	Proyecto	Curso

EXALUMNO **GRADOS.EXALUMNO**

NSS	NSS	Año	Grado	Carrera

ESTUDIANTE

NSS	DeptoCarrera	SeñalPosg	SeñalLic	ProgramPosgrado	Clase	SeñalEstudAsist

Figura 21.12 Transformación de la retícula de especialización EER de la figura 21.7, empleando múltiples opciones.

PERSONA

NSS	NúmLicConducir	Nombre	Dirección	IdDueño

BANCO

NombreB	DireccB	IdDueño

COMPAÑIA

NombreC	DireccC	IdDueño

DUEÑO

IdDueño

VEHICULO.REGISTRADO

IdVehículo	NúmeroDeMatrícula

COCHE

IdVehículo	EstiloA	MarcaA	ModeloA	AñoA

CAMIÓN

IdVehículo	MarcaC	ModeloC	Tonelaje	AñoT

POSEE

IdDueño	IdVehículo	FechaCompra	EmbargoONormal

Figura 21.13 Transformación a relaciones de las categorías de la figura 21.8.

Para establecer la transformación de una categoría cuyas superclases de definición tengan diferentes claves se acostumbra especificar un nuevo atributo clave, llamado clave sus* tituta, cuando se crea una relación que corresponda a la categoría. Esto se hace porque las claves de las clases de definición son diferentes, así que no podemos usar ninguna de ellas exclusivamente para identificar todas las entidades de la categoría. Ahora podemos crear un esquema de relación DUEÑO que corresponda a la categoría DUEÑO, tal como se ilustra en la figura 21.13, e incluir cualesquier atributos de la categoría en esta relación. La clave primaria de DUEÑO es la clave sustituta IdDueño. También agregamos el atributo de clave sustituía IdDueño como clave externa a cada relación que corresponda a una superclase de la categoría, a fin de especificar las correspondencias en valores entre la clave sustituta y la clave de cada superclase.

En una categoría cuyas superclases tengan la misma clave, como VEHÍCULO en la figura 21.8, no hay necesidad de una clave sustituta. La transformación de la categoría VEHÍCULO_REGISTRADO, que ilustra este caso, se muestra también en la figura 21.13.

21.3 Conceptos de abstracción de los datos y de representación de conocimientos*

En esta sección analizaremos en términos abstractos algunos de los conceptos de modelado que se describieron de manera muy específica en nuestra presentación de los modelos ER y EER en el capítulo 3 y en la sección 21.1. La terminología se usa tanto en el modelado de

datos conceptual como en la literatura de inteligencia artificial cuando se habla de la **representación de conocimientos** (abreviada **RC),** cuyo objetivo es desarrollar conceptos para modelar con exactitud algún "dominio de discurso" y así almacenar y manipular conocimientos para deducir inferencias, tomar decisiones o simplemente responder preguntas. Los objetivos de la RC son similares a los de los *modelos semánticos de los datos,* pero también hay algunas diferencias importantes entre las dos disciplinas. Aquí resumiremos las similitudes y las diferencias:

- Ambas disciplinas emplean un proceso de abstracción para identificar propiedades comunes y aspectos importantes de objetos del minimundo, al tiempo que suprimen diferencias insignificantes y detalles sin importancia.
- Ambas disciplinas cuentan con conceptos, restricciones, operaciones y lenguajes para definir datos y representar conocimientos.
- La RC tiene en general un alcance más amplio que los modelos semánticos de los datos. En los esquemas de RC se representan diferentes formas de conocimientos, como reglas (empleadas para inferir, deducir y buscar), conocimientos incompletos y por omisión, y conocimientos temporales y espaciales. Los modelos semánticos de los datos se están expandiendo para incluir algunos de estos conceptos.
- Los esquemas de RC cuentan con **mecanismos de razonamiento** que deducen hechos adicionales a partir de los hechos almacenados en una base de datos. Así pues, mientras que la mayoría de los sistemas de bases de datos actuales están limitados a contestar consultas directas, los sistemas basados en conocimientos que utilizan esquemas de RC pueden contestar consultas que impliquen **inferencias** sobre los datos almacenados. La tecnología de bases de datos se está extendiendo con mecanismos de inferencia (véase el Cap. 24).
- En tanto que la mayoría de los modelos de datos se concentran en la representación de esquemas de bases de datos, o metaconocimientos, los esquemas de RC a menudo combinan los esquemas con los ejemplares mismos a fin de lograr flexibilidad en la representación de excepciones. Con frecuencia, esto provoca ineficiencias cuando se implementan dichos esquemas de RC, en comparación con las bases de datos, sobre todo cuando es preciso almacenar una gran cantidad de datos (o hechos).

En esta sección examinaremos cinco **conceptos de abstracción** que se usan en los modelos semánticos de los datos, como el modelo EER, y también en los esquemas de RC. Se trata de los conceptos de clasificación/generación de ejemplares, identificación, generalización/especialización, agregación y asociación. Los conceptos apareados de clasificación y generación de ejemplares son inversos entre sí, como lo son la generalización y la especialización. Los conceptos de agregación y asociación también están relacionados. Trataremos estos conceptos abstractos y su relación con las representaciones concretas empleadas en el modelo EER para aclarar el proceso de abstracción de los datos y entender mejor el proceso relacionado de diseño de esquemas conceptuales.

2L3.1 *Clasificación y generación de ejemplares*

El proceso de **clasificación** implica asignar sistemáticamente objetos similares a clases de objetos. Ahora podemos describir (en BD) o razonar (en RC) sobre las clases más que sobre los

objetos individuales mismos. Los grupos de objetos comparten los mismos tipos de atributos y restricciones, y al clasificar ios objetos simplificamos el proceso de descubrir sus propiedades. La **generación de ejemplares** es el inverso de la clasificación y se refiere a la producción y examen específico de los objetos distintos de una clase. Así pues, un ejemplar de objeto está relacionado con su clase de objetos mediante el vínculo ES_UN_EJEMPLAR_DE.

En general, los objetos de una clase deben tener una estructura de tipo similar. No obstante, algunos objetos pueden exhibir propiedades que difieran en algunos aspectos de los demás objetos de la clase; estos **objetos de excepción** también se tienen que modelar, y los esquemas de RC permiten excepciones más variadas que los modelos semánticos de los datos. Por añadidura, ciertas propiedades se aplican a la clase como un todo y no a los objetos individuales mismos; los esquemas de RC permiten semejantes **propiedades de clase.**

En el modelo EER, las entidades se clasifican en tipos de entidades según sus propiedades y estructura básicas. Las entidades se clasifican también en subclases y categorías dependiendo de las similitudes y diferencias (excepciones) adicionales entre ellas. Los ejemplares de vínculos se clasifican en tipos de vínculos. Así pues, tipos de entidades, subclases, categorías y tipos de vínculos son los diferentes tipos de clases del modelo EER. Este modelo no contempla explícitamente las propiedades de clase, pero puede ser extendido para que lo haga.

Los modelos de representación de conocimientos permiten múltiples esquemas de clasificación en los que una clase es un *ejemplar* de otra (llamada **metaclase).** Cabe señalar que esto no *se puede* representar directamente en el modelo EER, porque sólo tenemos dos niveles: clases y ejemplares. El único vínculo de clases en el modelo EER es un vínculo superclase/subclase, mientras que en algunos esquemas de RC se puede representar un vínculo adicional clase/ejemplar directamente en una jerarquía de clases. Un ejemplar puede ser en sí otra clase, lo que hace posible esquemas de clasificación de múltiples niveles.

2L3.2 *Identificación*

La **identificación** es el proceso de abstracción mediante el cual las clases y los objetos se hacen identificables de manera única por medio de algún **identificador.** Por ejemplo, un nombre de clase identifica de manera única toda una clase. Se requiere un mecanismo adicional para distinguir los diferentes ejemplares de objetos mediante identificadores de objetos. Además, es preciso identificar múltiples manifestaciones en la base de datos del mismo objeto del mundo real. Por ejemplo, podríamos tener una tupia <Mateo *Cadena,* 610618,376-9821 > en una relación PERSONA y otra tupia *<301-54'0836,* CS, 3.8> en una relación ESTUDIANTE que casualmente representa la misma entidad del mundo real. No hay manera de identificar el hecho de que estos dos objetos (tupias) de la base de datos representan la misma entidad del mundo real, si no tomamos medidas *durante el diseño* para efectuar referencias cruzadas apropiadas que provean dicha identificación. Así pues, la identificación es necesaria en dos niveles:

- Para distinguir entre los objetos y las clases de la base de datos.
- Para identificar los objetos de la base de datos y relacionarlos con sus contrapartes del mundo real.

En el modelo EER, la identificación de los elementos de un esquema se basa en un sistema de nombres únicos para los mismos. Por ejemplo, todas las clases de un esquema EER —sean tipos de entidades, subclases, categorías o tipos de vínculos— deben tener un nombre distinto. Los

nombres de los atributos de una clase dada también deben ser distintos. Además, se requieren reglas para identificar de manera no ambigua las referencias a los nombres de atributos en una retícula o jerarquía de especialización o generalización.

En el nivel de objetos, los valores de los atributos clave sirven para distinguir entre las entidades de un tipo dado. En el caso de los tipos de entidades débiles, las entidades se identifican con una combinación de los valores de su propia clave parcial y de las entidades con las que están relacionadas en el o los tipos de entidades propietarios. Los ejemplares de vínculos se identifican con la combinación de entidades que éstos relacionan; esto incluye una entidad de cada clase participante.

21.3.3 *Especialización y generalización*

La especialización es el proceso por el que se clasifica aún más una clase de objetos en subclases más especializadas. La generalización es el proceso inverso por el que se generalizan varias clases para obtener una clase abstracta de más alto nivel que incluya los objetos de todas estas clases. La especialización es refinación conceptual, y la generalización es síntesis conceptual. En el modelo **EER** la especialización y la generalización se representan con subclases. Al vínculo entre una subclase y su superclase lo llamamos aquí vínculo **ES_UNA_SUBCLASE_DE.**

21.3.4 *Agregación y asociación*

La **agregación** es un concepto de abstracción para construir objetos compuestos a partir de sus objetos componentes. Hay dos casos en los que es posible relacionar este concepto con el modelo **EER.** El primero es la situación en la que agregamos valores de atributos de un objeto para formar el objeto completo. El segundo caso, que no contempla explícitamente el modelo **EER,** implica la posibilidad de combinar objetos que se relacionen mediante un ejemplar de vínculo específico para formar un *objeto agregado de más alto nivel* En ocasiones esto es útil cuando el propio objeto agregado de más alto nivel se debe relacionar con otro objeto. Al vínculo entre los objetos primitivos y su objeto agregado se le llama vínculo **ES_PARTE_DE,** y al inverso se le denomina **ES_UN_COMPONENTE_DE.**

La abstracción de **asociación** sirve para asociar objetos de varias *clases independientes;* por tanto, es similar a la segunda aplicación de la agregación. Se representa en el modelo **EER** mediante tipos de vínculos. Este vínculo se denomina **ESTÁ_ASOCIADO_A.**

Para entender mejor la agregación, consideremos el esquema **EER** que se muestra en la figura 21.14(a), que almacena información sobre entrevistas de solicitantes de empleo en varias compañías. La clase **COMPAÑÍA** es una agregación de los atributos (u objetos componentes) NombreC (nombre de la compañía) y DireccC (dirección de la compañía), en tanto que **SOLICITANTE_EMPLE0** es un agregado de Nss, Nombre, Teléfono y Dirección. Los atributos de vínculo NombreContacto y TelContacto representan el nombre y el número telefónico de la persona de contacto en la compañía que se encarga de la entrevista. Supongamos que algunas entrevistas resultan en ofertas de empleo, pero otras no. Nos gustaría tratar a **ENTREVISTA** como una clase para asociarla a **OFERTA_DE_EMPLEO**. El esquema que se muestra en la figura 21.14(b) es *incorrecto* porque requiere que cada ejemplar de entrevista tenga una oferta de empleo. El esquema de la figura 21.14(c) está prohibido, porque el modelo **EER** no permite vínculos entre vínculos.

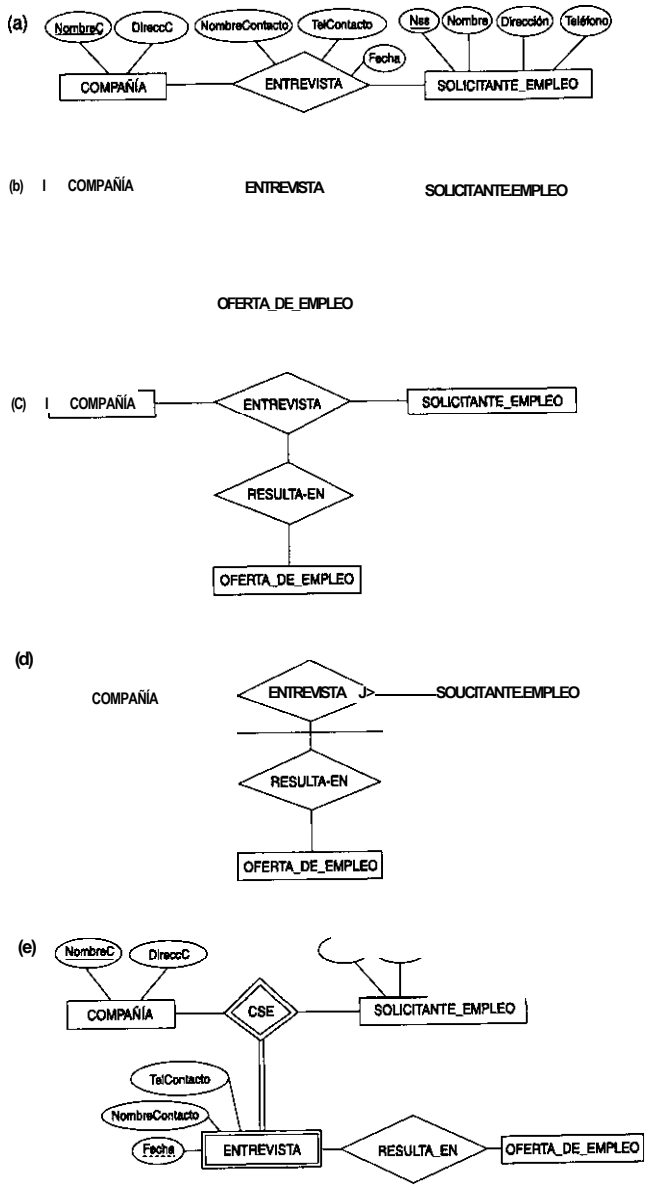


Figura 21.14 Agregación, (a) El tipo de vínculos **ENTREVISTA,** (b) Inclusión de **OFERTA_DE_EMPLEO** en un tipo de vínculos temario (incorrecto). (c) Inclusión de **OFERTA JDEJMPLEO** creando un vínculo en el que otro vínculo participa (no está permitido), (d) Empleo de agregación y de un objeto compuesto (molecular), (e) Representación correcta.

Una forma de representar esta situación consiste en crear una clase agregada de más alto nivel formada por COMPAÑÍA, S0LICITANTE_EMPLE0 y ENTREVISTA y en relacionar esta clase con OFERTÁ_DE_EMPLEO como se muestra en la figura 21.14(d). Aunque el modelo EER aquí descrito no cuenta con este recurso, algunos modelos semánticos de los datos sí lo permiten y llaman al objeto resultante un **objeto compuesto** ó **molecular.** Otros modelos tratan a los tipos de entidades y a los tipos de vínculos de la misma manera y, por tanto, permiten vínculos entre vínculos.

Para representar correctamente esta situación en el modelo EER, necesitamos crear un nuevo tipo de entidades débil ENTREVISTA, como en la figura 21.14(e), y relacionarlo con OFERTA_DE_EMPLEO. Así, siempre podremos representar correctamente estas situaciones en el modelo EER si creamos tipos de entidades adicionales, aunque puede ser más deseable desde el punto de vista conceptual permitir una representación directa de la agregación, como en la figura 21.14(d), o permitir vínculos entre vínculos, como en la figura 21.14(c).

La distinción principal entre la agregación y la asociación es que, cuando se elimina un ejemplar de asociación, los objetos participantes siguen existiendo. Sin embargo, si manejamos la noción de objeto agregado —por ejemplo, un COCHE que se compone de los objetos MOTOR, CHASÍS y RUEDAS—, entonces la eliminación del objeto agregado COCHE equivale a eliminar sus objetos componentes.

21*A* Restricciones de integridad en el modelado de datos*

Una base de datos almacena información sobre alguna *parte del mundo real,* a la que denominamos **minimundo** o **universo de discurso.** Ciertas reglas, las **restricciones de integridad,** gobiernan el minimundo, y suelen recibir el nombre de *reglas de negocios.* Cuando diseñamos un esquema para una aplicación de base de datos particular, una actividad importante consiste en identificar las restricciones de integridad que se deben cumplir en la base de datos. Queremos especificar el máximo posible de dichas restricciones al SGBD y hacer que éste se encargue de imponerlas. En esta sección resumiremos los principales tipos de restricciones de integridad que surgen con frecuencia en el modelado de bases de datos. Ya hablamos de las restricciones de integridad en cada uno de los modelos individuales que presentamos. En esta sección describiremos los tipos de restricciones de integridad, independientemente de un modelo de datos específico.

21.4.1 *Restricciones de dominio*

Las restricciones de dominio son restricciones sobre los tipos de valores que puede tener un atributo. Un **dominio** es un *conjunto de valores* que representan algún significado inherente. Se acostumbra asignar un **nombre de dominio** para indicar cómo pueden interpretarse los valores. Los valores que constituyen un dominio a menudo se especifican a través de un **tipo de datos,** por ejemplo enteros, números reales, cadenas, etc. En general, muchos dominios pueden tener el mismo tipo de datos, ya que en la mayor parte de los sistemas de bases de datos o lenguajes de programación hay un número limitado de tipos de datos básicos. El nombre del dominio se utiliza como concepto de alto nivel para distinguir entre dominios que pueden tener el mismo tipo de datos básico. Por ejemplo, dos dominios *Pesos_en kilos* y *Alturas_en_metros* pueden tener, ambos, el tipo de datos de bajo nivel números reales positivos, pero los valores de los dominios representan diferentes conceptos de alto nivel, como

se refleja en los nombres de los dominios. En general, varios atributos pueden tener el mismo dominio.

Las definiciones de los tipos de datos en los sistemas de bases de datos son objeto de una constante expansión de modo que reflejen algo más del significado asociado a los valores de los datos. Ya es común en los sistemas orientados a objetos definir el conjunto apropiado de **operaciones** asociadas a cada tipo de datos. Los siguientes son algunos de los tipos de datos que suelen incluirse en los sistemas de bases de datos:

- **Tipos de datos numéricos:** Éstos incluyen los números enteros y reales en diversos formatos. A fin de reflejar los tipos de datos de bajo nivel disponibles en la mayor parte de los computadores, los enteros pueden diferenciarse en tipos enteros cortos (2 bytes), enteros (4 bytes) y enteros largos; de manera similar, los reales pueden diferenciarse en tipos de punto flotante y de doble precisión. Si se desea contemplar restricciones de dominio de más alto nivel, es posible introducir restricciones adicionales, como limitar un dominio a valores numéricos no negativos o positivos, o especificar explícitamente un subintervalo de valores numéricos que puede adoptar el atributo. Por ejemplo, se puede especificar que el dominio *Pesos_de_personas_en_kilos* tiene el tipo de datos: números positivos de punto flotante menores que 300. Las operaciones para los tipos de datos numéricos suelen incluir los operadores aritméticos (+, -, *, /, ...) y de comparación (=, <, >, ...) estándar.

- **Tipos de datos de caracteres** y **de cadenas:** Los tipos de datos de un solo carácter pueden incluir cualquier carácter del conjunto de caracteres ASCII estándar. Los tipos de datos para cadenas de caracteres a menudo se caracterizan por la longitud de las cadenas permitidas. Los tipos de datos de cadenas de longitud fija incluyen valores que tienen todos la misma longitud, en tanto que las cadenas de longitud variable no tienen esta restricción. Es común especificar una longitud máxima de las cadenas de longitud variable para fines de implementación. También es posible restringir un tipo de datos de cadena de modo que incluya sólo ciertos caracteres; la restricción más común consiste en limitar los caracteres a las letras del alfabeto, los dígitos decimales o los bits binarios. Los operadores para los tipos de datos de caracteres y cadenas por lo regular incluyen la comparación de igualdad y desigualdad y la concatenación de cadenas.

- **Tipos de datos booleanos:** Los valores de los tipos de datos booleanos están limitados a True y False (o 0 y 1), con las operaciones lógicas asociadas AND, OR y NOT.

- **Tipos de datos enumerados:** Éstos se identifican mediante un conjunto de valores explícito. Por ejemplo, se puede especificar el dominio *Calificaciones_de_letra_de_estudiantes* como el conjunto de caracteres {A, B, C, D, F, I, P}. También es posible, aunque no muy común, definir un tipo de datos enumerado *dinámico;* por ejemplo, el dominio de *Nombres_de_departamentos* de una universidad puede incluir el conjunto de nombres de todos los departamentos actuales. Si se crea un nuevo departamento, se deberá añadir su nombre al conjunto enumerado.

- **Tipos de datos de fechas** y **horas:** En vista de que las fechas de calendario y las horas desempeñan un papel cada vez más importante en los sistemas de bases de datos^ ha aumentado también la importancia de definir tipos de datos básicos para manejar

estos conceptos.[1] Existen tipos de datos compuestos que por lo regular incluyen varios campos de **fecha** (año, mes, día) y **hora** (hora, minuto, segundo). Una **marca de tiempo** incluye campos tanto de fecha como de hora. Se debe contar con valores tanto absolutos (una hora específica en una fecha específica) como relativos (llamados **intervalos),** así como operaciones para comparar y manipular los valores de estos tipos de datos. Una operación de diferencia entre dos marcas de tiempo absolutas produce un intervalo, en tanto que una operación que incrementa o decrementa una marca de tiempo absoluta en un intervalo fijo produce otra marca de tiempo absoluta.

- **Tipos de datos definidos por el usuario:** La capacidad de permitir que un usuario defina dominios con un tipo de datos compuesto nuevo, así como sus operaciones, otorga más flexibilidad a un sistema de bases de datos; algunos sistemas orientados a objetos ya cuentan con esta capacidad.

21.4.2 *Restricciones de clave y de vínculo*

La **restricción de clave** es una de las restricciones estándar que con frecuencia aparecen en las aplicaciones de bases de datos. Estas restricciones se manejan de formas ligeramente distintas en los diversos modelos de datos. En el modelo ER, una clave es un atributo de un tipo de entidades que debe tener un valor único para cada entidad que pertenezca a dicho tipo en *cualquier momento específico.* Así, el valor del atributo clave puede servir para identificar de manera única cada entidad. Los atributos clave deben ser monovaluados, pero pueden ser simples o compuestos. Un tipo de entidades **normal** puede tener una o más claves; un tipo de entidades **débil** no tiene clave, pero casi siempre tiene una *clave parcial* cuyos valores identifican de manera única las entidades débiles *que están relacionadas a la misma entidad propietario* a través de un vínculo identificador (véase la Sec. 3.3.4). Las subclases heredan la clave de su superclase.

El concepto de clave en el modelo de red es similar, excepto que se utiliza la palabra reservada UNIQUE para identificar las claves. Además, algunos tipos de registros pueden no tener claves. En el modelo relacional, cada relación base tiene una **clave primaria** y puede tener claves secundarias adicionales (identificadas con la palabra reservada UNIQUE en SQL). SQL también permite relaciones sin claves. Una clase de entidades sin clave suele recibir el nombre de **bolsa;** una clase así permite múltiples entidades idénticas y por tanto no es un conjunto.

Las restricciones estructurales de los vínculos sirven para especificar la forma en que las entidades de un tipo pueden participar en ejemplares de un tipo de vínculos particular. Hay dos tipos principales de restricciones de vínculo en el modelo ER. La **razón de cardinalidad** especifica si una entidad puede participar sólo en un ejemplar de vínculo o en varios. Las razones de cardinalidad comunes para los vínculos binarios son 1:1,1:N, N : 1 y M : N . La **restricción de participación** especifica si una entidad *debe* participar en un ejemplar de vínculo o si puede existir de manera independiente ya sea que esté relacionada o no con otra entidad. Lo primero se denomina *participación total* o *dependencia de existencia,* y lo segundo se denomina *participación parcial.* Una técnica alternativa, más general, para especificar restricciones estructurales sobre vínculos especifica un par de enteros (mín, *máx)* ligados a cada participación de un tipo de entidades E en un tipo de vínculos V; esto restringe a cada entidad *e* de E a participar en *cuando menos mín* y *cuando más máx* ejemplares de V en todo

[1] Por ejemplo, estos tipos de datos están incluidos en la norma SQL2 (véase la Sec. 7.1).

momento. Esta técnica cubre tanto la razón de cardinalidad como la restricción de participación, y es aplicable a vínculos de cualquier grado.

En el modelo relacional, los vínculos se representan mediante claves externas. En SQL podemos especificar el comportamiento de cada clave externa, cuando la clave primaria referida se actualiza o elimina, con una de las opciones REJECT (rechazar), PROPAGATE (propagar), SET TO NULL (poner nulo) o SET TO DEFAULT (poner valor por omisión). En el modelo de red, los vínculos se especifican a través de tipos de conjuntos, y su comportamiento se define con las opciones de inserción y de retención.

21.43 *Restricciones generales de integridad semántica*

Muchas restricciones de un minimundo para una aplicación de bases de datos se pueden especificar como restricciones de clave y de vínculo. Sin embargo, es frecuente que haya otras restricciones, más complejas, que no puedan especificarse a partir de estos conceptos. Estas se conocen como *restricciones de integridad semántica* generales. Los mecanismos para especificar tales **restricciones explícitas** todavía se están refinando en los sistemas de bases de datos comerciales. En general, se han propuesto dos estrategias para especificar estas restricciones: la estrategia *por procedimientos* y la *declarativa.*

Especificación de restricciones por procedimientos en las transacciones. Un método para especificar restricciones explícitas consiste en escribir instrucciones que verifiquen las restricciones en los programas de actualización (o transacciones) que se aplicarán a la base de datos. Esto se denomina **especificación de restricciones por procedimientos** (o técnica de **restricciones codificadas).** El programador codifica las restricciones en las transacciones apropiadas. Por ejemplo, consideremos la restricción general de que "el salario de un empleado no debe ser mayor que el del gerente del departamento al que pertenece el empleado", especificada sobre el esquema ER de la figura 3.14. Para asegurar una imposición correcta, esta restricción debe verificarse en *cada transacción de actualización* que pudiera violar la restricción. Esto incluye cualquier transacción que modifique el salario de un empleado, que inserte un nuevo empleado o que relacione un empleado con un departamento, que asigne un nuevo gerente a un departamento, y así sucesivamente. En todas estas transacciones, parte del código de la transacción debe verificar explícitamente que la restricción no se esté violando. Si así fuera, la transacción deberá abortarse sin introducir cambios en la base de datos. Esto garantiza que la transacción se comportará como unidad atómica para el control de la integridad semántica.

La técnica precedente para manejar las restricciones explícitas la usan muchos SGBD existentes. También es común en las bases de datos orientadas a objetos, donde se pueden codificar restricciones explícitas como parte de los métodos u operaciones que se **encapsulan** con los objetos. Esta estrategia es completamente general, ya que las verificaciones se programan en un lenguaje de programación de propósito general, y el programador puede codificar las verificaciones de manera eficiente; sin embargo, no es muy flexible, y representa una carga adicional para el programador, quien debe conocer todas las restricciones que puede violar una transacción, y debe incluir verificaciones para asegurar que ninguna de ellas se viole. Una omisión, malentendido o error por parte del programador puede dejar la base de datos en un estado inconsistente.

Otra desventaja de especificar las restricciones por procedimientos es que las restricciones pueden modificarse con el tiempo, al cambiar las reglas de negocios en una situación

del minimundo. Si una restricción cambia, el DBA debe ordenar a los programadores apropiados que recodifiquen todas las transacciones y operaciones afectadas por la alteración. Esto también deja abierta la posibilidad de pasar por alto algunas transacciones y así producir errores en la representación e imposición de las restricciones.

Especificación declarativa de restricciones como aserciones. Una técnica más formal para representar restricciones explícitas es con un lenguaje de especificación de restricciones, que suele basarse en alguna variación del cálculo relacional. Este enfoque declarativo establece una separación clara entre la base de restricciones (en la que las restricciones se almacenan en una forma codificada apropiada) y el subsistema de control de integridad del SGBD (que tiene acceso a la base de restricciones para aplicar estas últimas correctamente a las transacciones afectadas).

Cuando se usa esta técnica, las restricciones suelen llamarse aserciones. Se ha sugerido el uso de esta estrategia con SGBD relacionales.[1] El subsistema de control de integridad compila las aserciones, que entonces se almacenan en el catálogo del SGBD, donde el subsistema de control de integridad puede consultarlas e imponerlas *automáticamente*. En consecuencia, las transacciones de actualización se pueden escribir *sin instrucciones de verificación de restricciones*. Esta estrategia es muy atractiva desde el punto de vista de los usuarios y programadores por su flexibilidad. Las transacciones de actualización se escriben sin ninguna verificación concomitante de violaciones de las restricciones. Una restricción se puede modificar independientemente de las transacciones sin que el diseñador tenga que recodificar alguna de ellas; todo lo que tiene que hacer el diseñador es cancelar la aserción anterior y especificar su reemplazo en el lenguaje de especificación de aserciones. La nueva aserción se compila y a partir de ese momento sustituye a la aserción cancelada en el catálogo del SGBD. Desafortunadamente, se ha demostrado que esta técnica es muy difícil de implementar con eficiencia, porque los subsistemas de control de integridad han resultado ser muy complejos. Las investigaciones para hacer más eficiente este enfoque continúan; incluyen el empleo de sistemas de reglas, bases de datos deductivas (véase el Cap. 24) y bases de datos activas (véase el Cap. 25).

21.4.4 *Restricciones inherentes, implícitas y explícitas*

En esta sección resumiremos las tres principales técnicas para especificar restricciones en un sistema de bases de datos. Cada modelo de datos tiene un conjunto de restricciones integradas asociadas a los elementos del modelo de datos. Llamamos a éstas las restricciones inherentes del modelo de datos, y *no es preciso especificarlas* en el DDL cuando se está definiendo un esquema de base de datos; son propiedades inherentes de los elementos mismos del modelo de datos. Un ejemplo de restricción inherente en el modelo ER es que todo ejemplar de vínculo de un tipo de vínculos n-ario V relaciona *exactamente una entidad de cada tipo de entidades que participa en* V en *un papel específico*, y que cada ejemplar de vínculo relaciona una asociación única de entidades en cualquier momento dado. Así pues, las restricciones inherentes son las *reglas* que definen a los elementos del modelo de datos.

Las restricciones implícitas, en cambio, se especifican al SGBD por medio del lenguaje de definición de datos durante el proceso de creación de esquemas de bases de datos. Las

[1] El lenguaje SQL tiene el enunciado ASSERT para especificar aserciones (véase el Cap. 7), aunque este enunciado no se ha implementado en muchos SGBD relacionales actuales.

diversas especificaciones que describen cada tipo de entidades, atributos y vínculos en un esquema particular *implican* dichas restricciones. Por ejemplo, especificar que un cierto atributo es una clave de un tipo de entidades implica la restricción de que el atributo debe tener un valor único para cada entidad. De manera similar, especificar una restricción estructural sobre un tipo de vínculos V define implícitamente las restricciones correspondientes sobre V. El compilador de DDL interpreta y almacena estas restricciones en el catálogo del SGBD para que el software del SGBD pueda imponer automáticamente las restricciones cada vez que se efectúe una actualización. Las restricciones implícitas contempladas por un SGBD *se especifican en el* DDL durante la definición de un esquema.

Cada modelo de datos incluye un conjunto distinto de restricciones inherentes e implícitas. Una implementación dada de un modelo de datos en un SGBD *particular* casi siempre provee apoyo automático sólo para algunas de las restricciones inherentes e implícitas del modelo de datos. En general, los modelos de datos de alto nivel representan más restricciones inherentes e implícitas que los de bajo nivel. Sin embargo, ningún modelo de datos es capaz de representar todos los tipos de restricciones que pueden ocurrir en un minimundo. Por tanto, es necesario especificar restricciones explícitas adicionales sobre cada esquema de base de datos en particular. Ejemplos de restricciones especificadas explícitamente son las restricciones generales de integridad semántica que vimos en la sección 21.4.3. Los programadores especifican estas restricciones ya sea por procedimientos cuando implementan las transacciones de la base de datos o declarativamente por medio de un lenguaje de especificación de aserciones.

21.4.5 *Restricciones de estado y de transición*

Por último, hay otra clasificación posible de las restricciones, que depende de si hacen referencia a un solo estado de la base de datos o a múltiples estados. Una restricción de estado es una restricción que vale para todos los estados no transitorios de la base de datos; esto es, todos los estados en los que la base de datos no está en proceso de actualizarse. Recuerde que un *estado de base de datos* se refiere a todos los datos que están en ella en un momento determinado. Un estado de base de datos no transitorio es consistente si satisface todas las restricciones de estado. Ejemplos de restricciones de estado son las de dominio, las de clave y las estructurales sobre vínculos, así como la mayor parte de las otras restricciones que hemos analizado hasta ahora.

Las restricciones de estado deben verificarse siempre que una transacción de actualización modifique el estado de la base de datos. Una transacción debe incluir verificaciones suficientes para garantizar que, si el estado de la base de datos es consistente antes de ejecutarse la transacción, su estado también será consistente después de la ejecución. Se considera que las transacciones son unidades de actualización atómicas, no sólo para las restricciones de integridad, sino también para el control de concurrencia y la recuperación, como vimos en los capítulos 17,18 y 19.

Otro tipo de restricciones se aplica a múltiples estados de la base de datos y se denomina restricción de transición. Ésta es una restricción sobre la transición de un estado a otro, no sobre un estado individual. Un ejemplo es que el atributo Salario de un empleado sólo se puede aumentar; esto significa que cualquier actualización del atributo Salario se aceptará sólo si el nuevo valor de Salario es mayor que el anterior. Cabe señalar que la restricción no se aplica al estado de la base de datos antes de la actualización ni a su estado

después de la actualización; se especifica sobre la transición de estados y abarca los valores de los atributos tanto *antes* como *después* de la transacción. En general, las restricciones de transición son mucho menos frecuentes que las de estado, y se especifican principalmente como *restricciones explícitas.*

21.5 Operaciones de actualización en EER y especificación de transacciones*

Hay dos partes complementarias en el proceso de diseño de bases de datos, como se ilustra en la figura 3.1. Hasta aquí, nos hemos concentrado en el diseño conceptual de los requerimientos de información de una aplicación de base de datos. La especificación de los requerimientos funcionales y de procesamiento debe efectuarse en paralelo, lo que, por lo regular, se logra con una técnica de especificación de procesos de alto nivel, como los diagramas de flujo de datos, seguida de un diseño más detallado. En general, es preciso usar los elementos de los lenguajes de programación, como las instrucciones *if,* las construcciones cíclicas y la entrada-salida para especificar transacciones complejas de base de datos. Además hay que incluir un conjunto de operaciones de base de datos para especificar los accesos a esta última. En esta sección presentaremos las operaciones de actualización básicas del modelo EER, y después mostraremos cómo se pueden especificar transacciones sencillas durante el diseño de una base de datos combinando estas operaciones.

Podemos usar ocho operaciones básicas para especificar actualizaciones en un esquema EER. Las operaciones **insertar_entidad** y **eliminar_entidad** especifican la creación y eliminación de una entidad en un tipo de entidades. Las operaciones **añadir_vínculo** y **quitar__vínculo** cumplen funciones similares con los tipos de vínculos. Abreviaremos estas cuatro operaciones como **insertarJE, eliminarJE, añadir_V** y **quitar_V,** respectivamente. Dos operaciones más, **modificar_E** y **modificar_V,** son necesarias para especificar la modificación de los valores de los atributos de entidades y vínculos, respectivamente. Por último, las dos operaciones **añadir_a_clase** y **quitar_de_clase,** abreviadas **añadir_C** y **quitar C** respectivamente, se usan para añadir una entidad a una subclase o categoría y para quitarla de ella. Ahora especificaremos informalmente la forma y argumentos de cada una de estas operaciones:

- **Ínsertar_E** *nombre_de_tipo_de_entidades* **atributos** *nombre_de_atributo <- valor, ...*
- **elÍmÍnar_E** *nombre_dejipo_de_entidades* **donde** *condición*
- **añad¡r_V** *nombre_dejipo_dej)ínculos* **donde** *nombre_dejipojiejntidades: condición,* **...** **atributos** *nombreJkjttributo <- valor,* **...**
- **qu¡tar_V** *nombre _de jipo _dejiínculos* **donde** *nombre _de jipo jiejntidades: condición, ...*
- **modif Ícar_E** *nombre _de jipo jiejntidades* **donde** *condición* **atributos** *nombre_ dejLtributo* **<r-** *valor,...*
- **modif ¡car_V** *nombre _de jipo Jejuínculos* **donde** *nombre _de jipo jiejntidades: condición,* **...** **atributos** *nombre_dejitributo <- valor, ...*
- **añadÍr_C** *nombreJejubclasejjategoría* **de** *nombre jiejuperclase* **donde** *condición* **atributos** *nombre jkjttributo <- valor, ...*
- **quÍtar_C** *nombre jiejubclasejjategoría* **donde** *condición*

En la lista anterior, *nombre_de jipo Jiejntidades* es el nombre de uno de los tipos de entidades del esquema de base de datos; de manera similar, *nombre_de jipo_dej)ínculos,* nombre_ *dejubclase_oj:ategoría* y *nombre jiejitributo* son los nombres de los tipos de vínculos, subclases o categorías y atributos apropiados del mismo esquema. Un *valor* puede ser un valor constante del dominio de los atributos o un parámetro (variable) que contiene un valor así. Por último, *condición* especifica un predicado que selecciona una o más entidades de un tipo de entidades o clase. He aquí seis ejemplos que ilustran algunas de estas operaciones sobre el esquema ER COMPAÑÍA de la figura 3.14:

```
insertar_E PROYECTO
atributos Nombre <- "ProductoA", Número <- 9, Lugar <- "Minneapolis";
eliminar_E PROYECTO donde (Nombre = "ProductoA");
añadir_VTRABAJA_EN
donde PROYECTO:(Nombre = "ProductoA"), EMPLEADO:(NSS = "123456789")
atributos Horas <- 20;
quitar_V TRABAJA_EN
donde PROYECTO:(Nombre = "ProductoA"), EMPLEADO:(NSS = "123456789");
modificar_E PROYECTO donde (Nombre = "ProductoA")
atributos Lugar <- "Ancona";
modificar_V TRABAJA.EN
donde PROYECTO:(Nombre = "ProductoA"), EMPLEADO:(NSS = "123456789")
atributos Horas <- 30;
```

Las dos primeras órdenes especifican la adición y la eliminación de una entidad PROYECTO; las siguientes dos especifican la adición y la eliminación de un ejemplar de vínculo en TRABAJA_EN, y las últimas dos especifican modificaciones de atributos. Observe que los ejemplares de vínculos se identifican especificando una condición sobre cada una de las entidades que participan en el vínculo. Si cualquiera de estas condiciones especifica más de una entidad, más de un ejemplar de vínculo resultará afectado por la orden. Por ejemplo, la operación

```
quitar_VTRABAJA_EN
donde PROYECTO:(Lugar = "Higueras"), EMPLEADO:(Salario > 50000);
```

especificaría la eliminación de todos los ejemplares de vínculos que relacionen *cualquier* PROYECTO ubicado en "Higueras" con *cualquier* EMPLEADO cuyo Salario sea mayor que $50 000. Si no se especifica uno de los tipos de entidades participantes, se seleccionarán todas sus entidades. Por ejemplo, la operación

```
quitar_V TRABAJA_EN donde PROYECTO:(Nombre = "ProductoA");
```

especificaría la eliminación de todos los ejemplares de vínculos que relacionen *cualquier* EMPLEADO con la entidad PROYECTO especificada. También podemos anexar nombres de papeles a los tipos de entidades participantes, si es necesario, como se ilustra en los ejemplos que siguen.

Estas operaciones básicas de actualización se pueden combinar para especificar transacciones lógicas de actualización sobre un esquema determinado durante el diseño de la base de datos. En este caso, la transacción recibe un nombre, varios parámetros y un cuerpo de código de especificación que incluye las operaciones de base de datos apropiadas. Por ejemplo, consideremos la transacción CONTRATAR_EMP_EN_DEPTO, por la cual se contrata un empleado nuevo que trabajará en un cierto departamento. Los parámetros incluyen todos los atributos pertinentes de la nueva entidad EMPLEADO, junto con una forma de

identificar el departamento al que él se incorporará, y posiblemente el nombre de su supervisor directo. Esto puede especificarse como sigue:

```
DEFINIR TRANSACCIÓN CONTRATAR_EMP_EN_DEPTO
    PARÁMETROS NP.IN, AP, NSS, FN, SEXO, SAL, DIR, NOMD, NSSSUPER
    INICIAR.TRANS
        insertar_E EMPLEADO atributos
            Nombre.NombreP <- NP, Nombre.Inic <- IN, Nombre.Apellido <- AP Nss
            <- NSS,
            FechaN <- FN, Sexo <- SEXO, Salario <- SAL, Dirección <- DIR;
        añadir_V PERTENECE_A donde
            EMPLEADO : (Nss = NSS), DEPARTAMENTO : (Nombre = NOMD)-
        añadir_V SUPERVISIÓN donde
            EMPLEADO.supervisor: (Nss = NSSSUPER),
            EMPLEADO.supervisado : (Nss = NSS);
        FIN.TRANS;
```

Aquí, los parámetros de la transacción se especifican como variables, cuyos ejemplares deben crearse proporcionando valores apropiados siempre que un empleado nuevo se inserte realmente en la base de datos. Usamos la *notación de punto* para especificar los atributos componentes de un atributo compuesto (Nombre.NombreP), o para especificar papeles (EMPLEADO.supervisor); con una notación similar se pueden especificar entidades relacionadas mediante un vínculo. Esta especificación de transacciones de alto nivel es lo bastante precisa como para especificar las acciones de la transacción con toda claridad, y para establecer una base sobre la cual implementar la transacción posteriormente. Observe que no especificamos ninguna verificación de restricciones de integridad en esta transacción, porque el objetivo del proceso de especificación aquí es definir sin ambigüedad el significado de la transacción. Todas las restricciones de integridad especificadas en el esquema COMPAÑÍA, así como cualesquier otras restricciones explícitas adicionales, se deberán imponer cuando se implemente el sistema de base de datos.

Ahora especificaremos otras cuatro transacciones: CAMBIAR_SUPERVIS0R_EMP, TERMINAR_ PROYECTO, ASIGNAR_EMP y DESASIGNAR_EMP, sobre el esquema ER COMPAÑÍA:

```
DEFINIR TRANSACCIÓN CAMBIAR_SUPERVISOR_EMP
    PARÁMETROS NSSEMP, NUEVONSSSUPER
    INICIARJ-RANS
        quitar_V SUPERVISIÓN donde
            EMPLEADO.supervisado : (Nss = NSSEMP);
        añadir_V SUPERVISIÓN donde
            EMPLEADO.supervisor: (Nss = NUEVONSSSUPER),
            EMPLEADO.supervisado : (Nss = NSSEMP);
    FIN_TRANS;

DEFINIR TRANSACCIÓN TERMINAR_PROYECTO
    PARÁMETROS NOMBREPR
    INICIAR_TRANS
        eliminar_E PROYECTO donde Nombre = NOMBREPR;
        quitar_V TRABAJA_EN donde
            PROYECTO : (Nombre = NOMBREPR);
        quitar_V CONTROLA donde
            PROYECTO : (Nombre = NOMBREPR);
    FIN_TRANS;
```



```
DEFINIR TRANSACCIÓN ASIGNAR.EMP
    PARÁMETROS NSSEMP, NOMBREPR, HORASPORSEMANA
    INICIAR_TRANS
        añadir_V TRABAJA_EN donde
            EMPLEADO : (Nss = NSSEMP), PROYECTO : (Nombre = NOMBREPR)
            atributos Horas <- HORASPORSEMANA;
    FIN_TRANS;

DEFINIR TRANSACCIÓN DESASIGNAR.EMP
    PARÁMETROS NSSEMP, NOMBREPR
    INICIAR_TRANS
        quitar_V TRABAJA_EN donde
            EMPLEADO : (Nss = NSSEMP),
            PROYECTO : (Nombre = NOMBREPR);
    FIN_TRANS;
```

Por último, ilustramos las operaciones de subclases con una transacción sobre el esquema EER UNIVERSIDAD de la figura **21.10.** La siguiente transacción especifica la contratación de una nueva entidad PROFESORADO; para ello insertamos la entrada nueva en el tipo de entidades PERSONA, añadiéndolo después a la subclase PROFESORADO y a la categoría PROFESOR_ INVESTIGADOR, y finalmente relacionando el PROFESORADO a un DEPARTAMENTO a través del vínculo PERTENECE.

```
DEFINIR TRANSACCIÓN CONTRATAR_NUEVO_PROFESOR
    PARÁMETROS NP, IN, AP, NSS, FN, SEXO, DIR, SAL, RANGO, OFIC. TEL,
    NOMBRED
    INICIAR_TRANS
        insertar_E PERSONA atributos
            Nombre.NombreP <- NP, Nombre.Inic <- IN, Nombre.Apellido <-AP,
            Nss <- NSS,
            FechaN <- FN, Sexo <- SEXO, Dirección <- DIR;
        añadir_C PROFESORADO de PERSONA donde Nss = NSS atributos
            Rango <- RANGO, Salario <- SAL, OficinaP <- OFIC, TeléfonoP f - TEL;
        añadir_C PROFESORJNVESTIGADOR de PROFESORADO donde Nss
        = NSS;
        añadir.V PERTENECE donde
            PROFESORADO: (Nss = NSS), DEPARTAMENTO: (NombreD = NOMBRED);
    FIN.TRANS;
```

Observe que los atributos heredados, como Nss de PROFESORADO, pueden servir para especificar condiciones sobre una subclase. Es evidente que el proceso de especificar transacciones simples es bastante directo. Si son más complejas, es necesario usar elementos normales de lenguaje de programación, como instrucciones *if* y case, ciclos, entrada y salida, y (en muchos casos) presentación de los resultados de consultas de la base de datos. Por ejemplo, una transacción compleja para especificar el proceso de reservar asientos en una línea aérea puede requerir que primero se obtengan los vuelos apropiados de la base de datos y se presenten en la pantalla para que los vea el agente de viajes; en seguida, se actualizará la base de datos para especificar la reserva de asientos en un cierto vuelo. Como no existe una notación estándar para especificar esto, dejaremos que nuestros lectores utilicen las construcciones de su lenguaje de programación favorito o de pseudocódigo para especificar transacciones complejas durante el diseño de bases de datos.

21.6 Panorama de otros modelos de datos*

Como mencionamos al iniciarse este capítulo, se han propuesto muchos modelos de datos conceptuales. En la sección 21.1 presentamos los conceptos de modelado semántico más importantes como parte del modelo EER. En esta sección ofreceremos un bosquejo de otros cuatro modelos de datos: el funcional, el relacional anidado, el estructural y el semántico.

21.6.1 Modelos *de datos funcionales*

Los modelos de datos funcionales (MDF) emplean el concepto de función matemática como elemento de modelado fundamental. Cualquier solicitud de información se puede visualizar como una llamada a una función con ciertos argumentos, y la función devuelve la información requerida. Existen varias propuestas de modelos de datos y lenguajes de consulta funcionales (véase la bibliografía al final de este capítulo). El modelo DAPLEX y su lenguaje son tal vez el ejemplo mejor conocido.

Las principales primitivas de modelado de un MDF son **entidades** y **vínculos funcionales.** Hay varios tipos de entidades estándar en el nivel más básico, como STRING, INTEGER, CHARACTER y REAL (entre otras), y se denominan **tipos de entidades imprimibles.** Los tipos de entidades abstractos que corresponden a objetos del mundo real tienen el tipo **ENTITY.** Por ejemplo, consideremos el diagrama EER de la figura 21.10; mostraremos cómo se pueden especificar algunos de los tipos de entidades y de vínculos de ese esquema en una notación funcional similar a la de DAPLEX. Los tipos de entidades PERSONA, ESTUDIANTE, CURSO, SECCIÓN y DEPARTAMENTO se declaran como sigue:

```
PERSONA() -> ENTITY
ESTUDIANTE() -> ENTITY
CURSO() -> ENTITY
SECCIONO -> ENTITY
DEPARTAMENTO0 -> ENTITY
```

Estos enunciados especifican que las funciones PERSONA, ESTUDIANTE, CURSO, SECCIÓN y DEPARTAMENTO devuelven entidades abstractas; por tanto, estos enunciados sirven para definir los tipos de entidades correspondientes. Un atributo de un tipo de entidades también se especifica como una función cuyo argumento (dominio) es el tipo de entidades y cuyo resultado (intervalo) es una entidad imprimible. Las siguientes declaraciones de funciones especifican los atributos de PERSONA:

```
NSS(PERSONA) -> STRING
FECHAN(PERSONA) -> STRING
SEXO(PERSONA) -> CHAR
```

Al aplicar la función NSS a una entidad de tipo PERSONA se devuelve el número de seguro social de la PERSONA, que es un valor imprimible de tipo STRING (cadena). Si queremos declarar atributos compuestos como NOMBRE en la figura 21.10, deberemos declararlos como entidades y luego declarar sus atributos componentes como funciones, como se muestra aquí para el atributo NOMBRE:

```
NOMBRE() -> ENTITY
NOMBRE(PERSONA) -> NOMBRE
NOMBREP(NOMBRE) -> STRING
INIC(NOMBRE) -> CHAR
APELLIDO(NOMBRE) -> STRING
```


Para declarar un tipo de vínculos, le damos un nombre **de papel** en una dirección y lo definimos también como función. Por ejemplo, los tipos de vínculos CARRERA y ESPECIALIDAD de la figura 21.10 se pueden declarar así:

```
CARRERA(ESTUDIANTE) -> DEPARTAMENTO
ESPECIALIDAD(ESTUDIANTE) -> DEPARTAMENTO
```

Estas declaraciones especifican que la aplicación de una función CARRERA o ESPECIALIDAD a una entidad ESTUDIANTE deberá devolver como resultado una entidad de tipo DEPARTAMENTO. Para declarar un nombre de papel inverso para los mismos tipos de vínculos, escribimos:

```
CARRERA_EN(DEPARTAMENTO) -» ESTUDIANTE INVERSE OF CARRERA
ESPECIALIDAD_EN(DEPARTAMENTO) -» ESTUDIANTE INVERSE OF
ESPECIALIDAD
```

La cláusula INVERSE OF declara que estas funciones son los inversos de las dos funciones previamente declaradas y que por ello especifican los *mismos* tipos de vínculos que las otras dos, pero en la *dirección opuesta.* Observe también las flechas dobles (-»), que especifican que aplicar la función CARRERA_EN o ESPECIALIDAD_EN a una sola entidad DEPARTAMENTO puede devolver *un conjunto de entidades* de tipo ESTUDIANTE. Esto especifica que los tipos de vínculos son 1 : N . Esta notación también puede servir para especificar atributos multivaluados. Si queremos especificar un tipo de vínculos M : N , usamos flechas dobles en *ambas direcciones*, como en el siguiente ejemplo:

```
CURSOS_COMPLETADOS(ESTUDIANTE) -» SECCIÓN
ESTUDIANTES_QUE_ASISTIERON(SECCIÓN) -»
                    ESTUDIANTE INVERSE OF CURSOS_COMPLETADOS
```

Esto declara el vínculo BOLETA de la figura 21.10 en ambas direcciones. Algunas funciones pueden tener más de un argumento; por ejemplo, si queremos declarar el atributo NOTA del vínculo anterior, escribimos:

```
NOTAS(ESTUDIANTE, SECCIÓN) -> CHAR
```

Observe que no es preciso declarar un inverso para cada vínculo. Por ejemplo, los tipos de vínculos DC y CS de la figura 21.10, que relacionan un curso con el departamento que lo ofrece y un curso con sus secciones, se pueden declarar en una sola dirección, como sigue:

```
DEPARTAMENTO_QUE_OFRECE(CURSO) -> DEPARTAMENTO
SECCIONES_DE(CURSO) -» SECCIÓN
```

La figura 21.15 (a) muestra, en notación MDF, la declaración de una parte del esquema EER de la figura 21.10, y la figura 21.15 (b) ilustra una notación diagramática para ese esquema. También existe una notación para especificar vínculos ES-UN, valores derivados y otros conceptos de modelado avanzados de DAPLEX. En la figura 21.15 (a) la función ES_UNA_PERSONA especifica un vínculo ES-UN (un vínculo subclase/superclase, en la terminología de EER) entre ESTUDIANTE y PERSONA.

Un concepto fundamental en MDF es la composición **de** funciones. Al escribir NOMBRED(DEPARTAMENTO_QUE_OFRECE(cURSO)), componemos las dos funciones NOMBRED y DEPARTAMENTO_QUE__OFRECE. Esto se denomina expresión **de** camino y se puede escribir

con una *notación de punto* alternativa como CURSO.DEPARTAMENTO_QUE_OFRECE.NOMBRED. La composición de funciones puede servir para declarar **funciones derivadas;** por ejemplo, las funciones NOMBREP(PERSONA) o NOMBREP(ESTUDIANTE) de la figura 21.15(a) se declaran como composiciones de funciones previamente declaradas. Este enfoque también puede usarse para especificar los atributos heredados explícitamente, como se ve en la figura 21.15(a). Cabe señalar que no mostramos funciones derivadas ni vínculos inversos en el diagrama de esquema de la figura 21.15 (b), aunque podríamos haberlo hecho.

La composición de funciones es también el principal concepto empleado en los **lenguajes de consulta** funcionales. Ilustramos esto con un ejemplo simple. Suponga que deseamos obtener los apellidos de todos los estudiantes que estudian la carrera 'Matemáticas'; podríamos hacerlo escribiendo la siguiente consulta:

```
RETRIEVE APELLIDO (NOMBRE(ES_UNA_PERSONA(CARRERA_EN
(DEPARTAMENTO))))
WHERE NOMBRED(DEPARTAMENTO) = 'Matemáticas'
```

Aquí usamos la función CARRERA_EN, que es el inverso de CARRERA. Como alternativa podríamos usar la función derivada APELLIDO (ESTUDIANTE) para acortar la consulta anterior a:

```
RETRIEVE APELLIDO(CARRERA_EN(DEPARTAMENTO))
WHERE NOMBRED(DEPARTAMENTO) = 'Matemáticas'
```

La función inversa CARRERA_EN (DEPARTAMENTO) devuelve entidades ESTUDIANTE, así que podemos aplicar la función derivada APELLIDO (ESTUDIANTE) a esas entidades.

21.6.2 El *modelo de datos relacional anidado*

El **modelo relacional anidado** elimina la restricción de *primera forma normal* (1FN; véase las Secs. 6.1 y 12.3.2) del modelo relacional básico. El modelo resultante se conoce también como modelo relacional **no-1FN** o **N1FN.** En el modelo relacional estándar —también llamado modelo *plano*— los atributos deben ser monovaluados y tener dominios atómicos. El modelo relacional anidado permite atributos compuestos y multivaluados, lo que conduce a tupias complejas con una estructura jerárquica. Esto resulta útil para representar objetos que por su naturaleza están estructurados jerárquicamente. La figura 21.16(a) muestra un esquema de relación anidada (N1FN) DEPTO basado en parte de la base de datos COMPAÑÍA, y la figura 21.16(b) ofrece un ejemplo de tupia N1FN en DEPTO. Para definir el esquema DEPTO como estructura anidada, podemos escribir lo siguiente:

```
DEPTO = (NÚMD, NOMBRED, GERENTE, EMPLEADOS, PROYECTOS, LUGARES)
EMPLEADOS = (NOMBREE, DEPENDIENTES)
PROYECTOS = (NOMBREPR, LUGARP)
LUGARES = (LUGARD)
DEPENDIENTES = (NOMBRED, EDAD)
```

Primero se definen todos los atributos de la relación DEPTO. Después se definen cualesquier atributos anidados que tenga DEPTO; a saber, EMPLEADOS, PROYECTOS y LUGARES. A continuación, se definen cualesquier atributos anidados de segundo nivel que haya, como DEPENDIENTES de EMPLEADOS, y así sucesivamente. Todos los nombres de atributos deben ser distintos en la definición de la relación anidada. Observe que los atributos anidados suelen ser atributos *multivaluados compuestos,* lo que da pie a una "relación anidada" dentro de cada tupia. Por ejemplo, el valor del atributo PROYECTOS *dentro* de cada tupia DEPTO es


```
(a) DECLARACIONES DE TIPOS DE ENTIDADES (INCLUIDO EL ATRIBUTO COMPUESTO NOMBRE):
PERSONAO -> ENTITY                    ESTUDIANTE() -* ENTITY
CURSOO -> ENTITY                      SECCIONO -» ENTITY
DEPARTAMENTO!) -* ENTITY              NOMBREQ -* ENTITY

DECLARACIONES DE ATRIBUTOS (INCLUIDOS TRES ATRIBUTOS DERIVADOS):
NSS(PERSONA) -+ STRING                FECHAN(PERSONA) -> STRING
SEXO(PERSONA) -»CHAR                  NOMBRE(PERSONA) -> NOMBRE
NOMBREP(NOMBRE) -> STRING             NOMBREP(PERSONA) -> NOMBREP (NOMBRE
                                      (PERSONA))
INIC(NOMBRE) -> CHAR                  INIC(PERSONA) -» INIC(NOMBRE(PERSONA))
APELLIDO(NOMBRE) -> STRING            APELLIDO(PERSONA) -> APELLIDO(NOMBRE
                                      (PERSONA))
CLASE(ESTUDIANTE) -> STRING           NÚMSEC(SECCIÓN) -> INTEGER
ANO(SECCION) -> STRING                TRIM(SECCIÓN) -» STRING
NOMBRED(DEPARTAMENTO) -* STRING       TELÉFONOD(DEPARTAMENTO) -> STRING
OFICINA(DEPARTAMENTO) -»STRING        NÚMC(CURSO) -> STRING
NOMBREC(CURSO) -» STRING              DESCC(CURSO) -» STRING

DECLARACIONES DE TIPOS DE VÍNCULOS (INCLUIDOS INVERSOS Y ATRIBUTOS DE
VÍNCULOS):
CARRERA(ESTUDIANTE) -> DEPARTAMENTO
ESPECIALIDAD(ESTUDIANTE) -> DEPARTAMENTO
CARRERA_EN(DEPARTAMENTO) -» ESTUDIANTE INVERSE OF CARRERA
ESPECIALIDAD_EN(DEPARTAMENTO) -» ESTUDIANTE INVERSE OF ESPECIALIDAD
CURSOS_COMPLETADOS(ESTUDIANTE) - » SECCIÓN
ESTUDIANTES_QUEJ\SISTIERON(SECCIÓN) - » ESTUDIANTE INVERSE OF
CURSOS_COMPLETADOS
NOTAS(ESTUDIANTE, SECCIÓN) -> CHAR
DEPARTAMENTO_QUE_OFRECE(CURSO) -» DEPARTAMENTO
SECCIONES_DE(CURSO) - » SECCIÓN

DECLARACIONES DE VÍNCULOS ES-UN Y ATRIBUTOS HEREDADOS:
ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE) -> PERSONA
NSS(ESTUDIANTE) -> NSS(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
FECHAN(ESTUDIANTE) -> FECHAN(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
SEXO(ESTUDIANTE) -> SEXO(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
NOMBRE(ESTUDIANTE) -* NOMBRE(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
(NOMBREP(ESTUDIANTE) -* NOMBREP(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
INIC(ESTUDIANTE) -> INIC(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
APELLIDO(ESTUDIANTE) -»APELLIDO(ES_UNA_PERSONA(ESTUDIANTE))
```

Figura 21.15 El modelo de datos funcional, (a) Declaración de parte del esquema EER de la figura 21.10 como funciones, *{continúa en la siguiente página)*

una relación con dos atributos (NOMBREPR, LUGARP). En la tupia DEPTO de la figura 21.16(b), el atributo PROYECTOS contiene tres tupias como valor suyo. Otros atributos anidados pueden ser atributos *multivaluados simples,* como LUGARES de DEPTO. También es posible tener un atributo anidado que sea *monovaluado* y *compuesto,* aunque la mayoría de los modelos relacionales anidados tratan este tipo de atributos como si fueran multivaluados.

Cuando se define un esquema de base de datos relacional anidado, éste consiste en varios esquemas de relaciones **externas;** éstos definen el nivel superior de las relaciones anidadas individuales. Además, los atributos anidados se denominan esquemas de relaciones **internas,** ya que definen estructuras relacionales que están *anidadas dentro* de otra relación. En nuestro ejemplo, DEPTO es la única relación externa; todas las demás —EMPLEADOS, PROYECTOS,

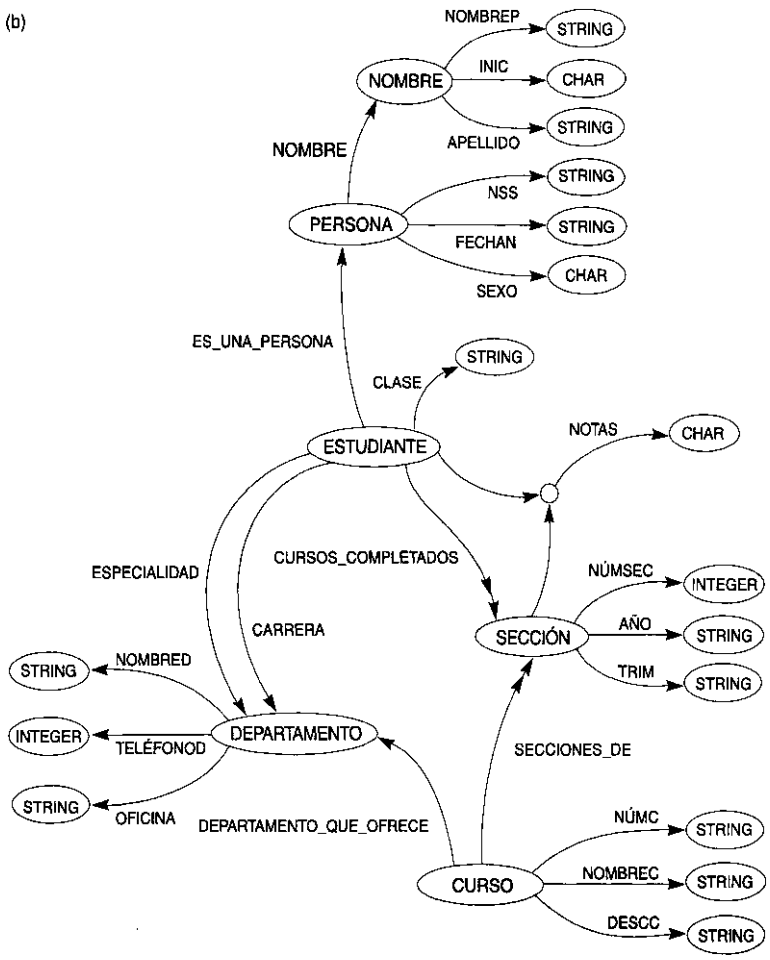


Figura 21.15 *(continuación)* (b) Representación diagramática del esquema MDF declarado en la figura 21.15(a).

LUGARES y DEPENDIENTES— son relaciones internas. Por último, aparecen atributos en el nivel de hoja y no están anidados. Podemos representar cada esquema de relación por medio de una estructura de árbol, como en la figura 21.16(c), donde la raíz es un esquema de relación externa, las hojas son atributos y los nodos internos son esquemas de relaciones internas. Observe la similitud entre esta representación y un esquema jerárquico (véase el Cap. 11).

Es importante darse cuenta de que las tres relaciones anidadas de primer nivel de DEPTO representan información *independiente*. Así, EMPLEADOS representa a los empleados que pertenecen *al* departamento, PROYECTOS representa los proyectos *controlados por* el departamento, y LUGARES representa las diversas ubicaciones de los departamentos. El vínculo entre EMPLEADOS y PROYECTOS no se representa en el esquema; se trata de un vínculo M : N , que es difícil de representar en una estructura jerárquica.

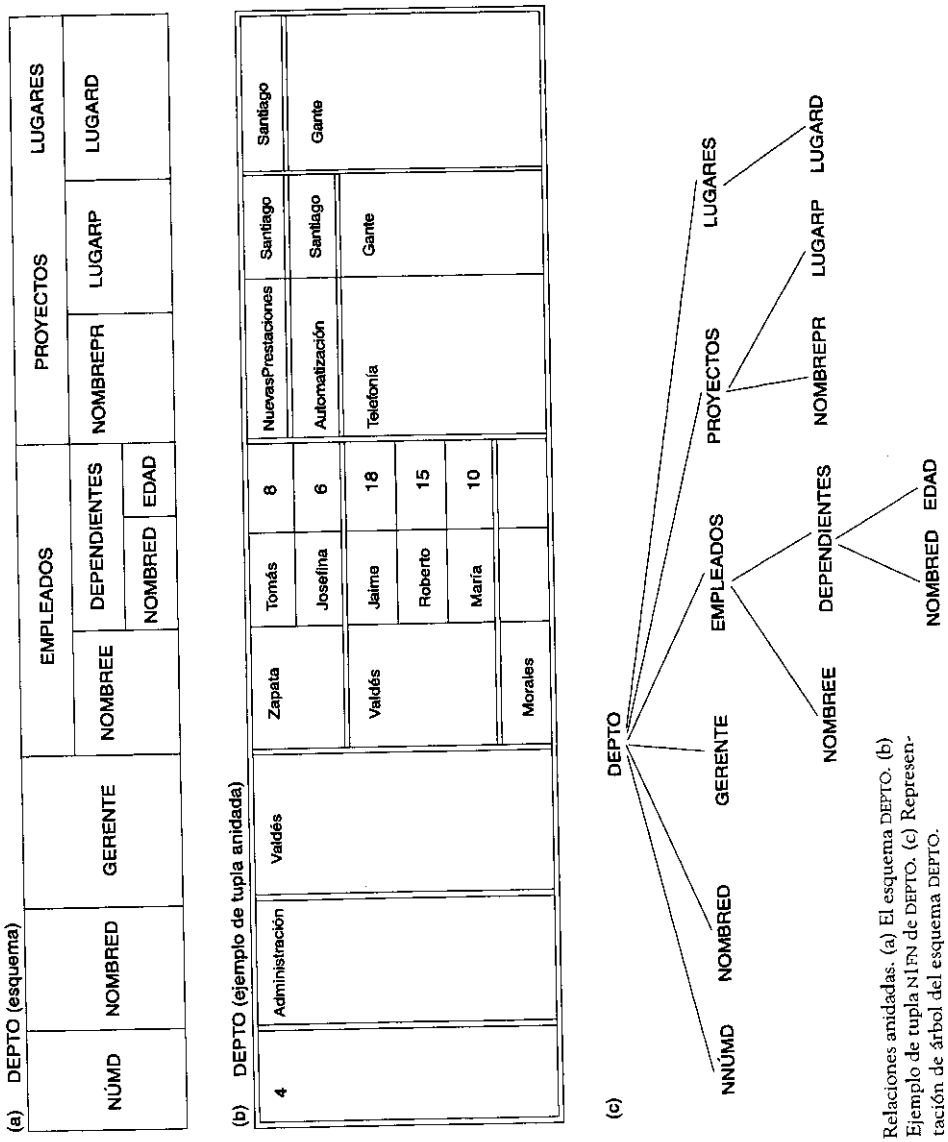


Figura 21.16 Relaciones anidadas. (a) El esquema DEPTO. (b) Ejemplo de tupla N1FN de DEPTO. (c) Representación de árbol del esquema DEPTO.

Se han propuesto extensiones del álgebra relacional y del cálculo relacional, y también de SQL, para las relaciones anidadas. El lector interesado en los detalles puede consultar la bibliografía citada al final del capítulo. Aquí ilustraremos dos operaciones, ANIDAR y DESANIDAR, que pueden servir para aumentar las operaciones estándar del álgebra relacional y así realizar la conversión entre relaciones anidadas y planas. Consideremos la relación plana EMP_PROY de la figura 12.4, y supongamos que la proyectamos sobre los atributos NSS, NÚMEROP, HORAS, NOMBREE como sigue:

$$\text{EMP\_PROY\_PLANA} \leftarrow \pi_{\text{NOMBREE, NÚMEROP, HORAS}}(\text{EMP.PROY})$$

Para crear una versión anidada de esta relación, donde hay una tupia por cada empleado y (NÚMEROP, HORAS) están anidados, usamos la operación ANIDAR como sigue:

$$\text{EMP\_PROY\_ANIDADA} \leftarrow \text{ANIDAR}_{\text{PROYS} = (\text{NÚMEROP, HORAS})}(\text{EMP\_PROY\_PLANA})$$

El efecto de esta operación es crear una relación anidada interna PROYS = (NÚMEROP, HORAS) dentro de la relación externa EMP_PROY_ANIDADA. Así pues, ANIDAR agrupa las tupias *que tienen el mismo valor* para los atributos que no *se especifican* en la operación ANIDAR; en nuestro ejemplo, éstos son los atributos NSS y NOMBREE. Para cada uno de estos grupos, que representa un empleado en nuestro ejemplo, se crea una sola tupia anidada con una relación anidada interna PROYS = (NÚMEROP, HORAS). Así, la relación EMP_PROY_ANIDADA se vecomo la relación EMP_PROY que se muestra en la figura 12.9(a) y (b). Observe la similitud entre la anidación y la agrupación para funciones agregadas (véase la Sec. 6.6.1). En la primera cada grupo de tupias se convierte en una sola tupia anidada, pero en la segunda cada grupo se convierte en una sola tupia resumida después de aplicarse una función agregada al grupo.

La operación DESANIDAR es la inversa de ANIDAR. Podemos reconvertir EMP_PROY_ANIDADA a EMP_PROY_PLANA como sigue:

$$\text{EMP\_PROY\_PLANA} \leftarrow \text{DESANIDAR}_{\text{PROYS}(\text{NÚMEROP, HORAS})}(\text{EMP\_PROY\_ANIDADA})$$

Aquí, el atributo anidado PROYS se aplana para dar sus componentes NÚMEROP, HORAS.

21.6.3 *El modelo de datos estructural*

En diversos modelos de datos se ha propuesto extender el modelo relacional original con restricciones y semántica adicionales. En algún momento, algunas de las extensiones propuestas se incorporaron al modelo relacional y a SQL2. Presentamos un panorama sobre el modelo de datos estructural como ejemplo representativo de estas extensiones del modelo relacional primigenio. El modelo estructural usó dos tipos de estructuras: relaciones y conexiones. El concepto de relación es similar al del modelo relacional estándar (plano). Sin embargo, las relaciones se clasificaron en varios tipos para indicar su comportamiento de actualización y sus conexiones con otras relaciones.

Cada relación en el modelo estructural tiene una parte gobernante; ésta corresponde al concepto de clave primaria en el modelo relacional descrito en el capítulo 6. El modelo estructural original definía seis tipos de relaciones: primarias, referidas, dependientes, de asociación, de léxico y subrelaciones. Las conexiones se clasificaron en tres tipos: propiedad, referencia y conexión de identidad. Ilustraremos estos conceptos con el esquema que se muestra en la figura 21.17, que es la representación en el modelo estructural de un esquema de base de datos COMPAÑÍA simplificado.

Las relaciones **primarias** son aquellas a las que no se hace referencia; por tanto, se puede eliminar una tupia de una relación primaria sin que el usuario tenga que verificar tupias de referencia en otras relaciones. En la figura 21.17, PROYECTO es la única relación primaria. Las relaciones **referidas** tienen un atributo en alguna otra relación que hace referencia a su parte gobernante; por tanto, corresponden a relaciones a las que hace referencia una clave externa. Sin embargo, en las relaciones referidas, el *comportamiento* de la clave externa es por definición *rechazar* en caso de eliminación. Esto significa que si se intenta eliminar una tupia referida, la eliminación se rechaza a menos que ninguna tupia de la relación de referencia se refiera realmente a la tupia por eliminar. En la figura 21.17, DEPTO y EMPLEADO son relaciones referidas, las cuales se conectan a sus relaciones de referencia a través de una **conexión de referencia;** ésta se indica con una arista dirigida (flecha) a la relación referida, como en la figura 21.17. Observe que ésta es la misma notación gráfica que usamos *para todas las claves externas* en la figura 6.7; en el modelo estructural, sólo las claves externas con semántica de *rechazar al eliminar* se definen con una conexión de referencia.

Las relaciones **dependientes** por lo regular corresponden a atributos multivaluados o tipos de entidades débiles en el modelo ER, y suelen representarse con una *relación interna anidada* en el modelo relacional anidado. En el modelo estructural, una relación dependiente es propiedad de otra relación. En la figura 21.17, DEPENDIENTE es una relación dependiente propiedad de EMPLEADO. Una relación dependiente incluye un atributo de clave externa dentro *de su parte gobernante* que hace referencia a la relación propietario; el *comportamiento* definido para la clave externa es *propagar* al eliminar, lo que significa que si se elimina la tupia propietario (referida), las tupias dependientes (de referencia) se eliminan automáticamente. Las relaciones **de asociación** por lo regular representan vínculos binarios M : N o n-arios. Su

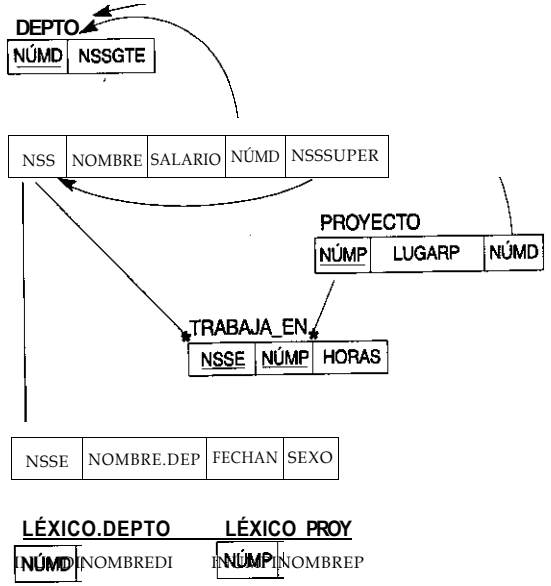


Figura 21.17 Esquema COMPAÑÍA simplificado en el modelo estructural.

parte gobernante está totalmente formada por *dos o más* claves externas, cada una de las cuales hace referencia a una relación propietario. Las claves externas se definen también con el comportamiento *propagar al eliminar*. En la figura 21.17, TRABAJA_EN es una relación de asociación.

Las conexiones de propiedad sirven para conectar una relación propietario con una relación dependiente o de asociación poseída, por lo que representa una clave externa desde la relación poseída al propietario, con semántica de *propagar al eliminar*. Se representa con una línea con un asterisco en el extremo de la relación (dependiente o de asociación) poseída, como se aprecia en la figura 21.17. La diferencia principal entre las relaciones dependiente y las de asociación es que las primeras sólo tienen un propietario (y por tanto representa un vínculo estrictamente jerárquico), en tanto que una asociación tiene dos o más propietarios.

Las relaciones de léxico sirven para almacenar correspondencias uno a uno entre pares de atributos. Por ello, las claves secundarias se pueden pasar a un léxico si así se desea. Esto lo ilustran las relaciones LÉXIC0_DEPT0 y LÉXICO_PROY de la figura 21.17. Por último, las subreiaciones y las conexiones de identidad se usan para representar vínculos clase/subclase, especialización y generalización. Una conexión de identidad representa una clave externa —que también es una clave primaria— de una subrelación a otra relación, con semántica de *propagar al eliminar*.

El modelo estructural se propuso antes de que se incorporaran las claves externas en el modelo relacional. Los conceptos de conexiones definieron claves secundarias con diferentes tipos de comportamientos. Varios de los conceptos del modelo estructural —y conceptos similares propuestos por otros investigadores— finalmente se integraron al modelo relacional estándar y a SQL2.

21.6.4 Ei *modelo de datos semántico*

El modelo de datos semántico (o SDM: *semantic data model)* introdujo los conceptos de clases y subclases en el modelado de datos; así pues, fue el origen de muchos de los conceptos que desde entonces se han incorporado en los modelos de datos conceptuales, como los modelos orientados a objetos (véase el Cap. 22). También clasificó las clases cuyos objetos representaban información con diversos tipos de semánticas. En esta sección, ofrecemos una introducción muy breve a algunos de los conceptos de SDM.

El principal concepto de modelado de SDM es la clase, que es una colección de objetos del mismo tipo. Las propiedades (atributos) de una clase especifican el tipo de objetos que contiene. Las propiedades se clasifican como *opcionales* (se permiten nulos) u *obligatorias* (no se permiten nulos); *simples* (atómicas) *o compuestas; monovaluadas o multivaluadas; derivables* o *almacenadas,* y *únicas* o no *únicas*. Los objetos existen independientemente de cualquier valor de sus atributos. Cada propiedad está asociada a un dominio (conjunto de valores) del cual se pueden escoger sus valores para objetos individuales. Si el dominio de una propiedad es otra clase, los valores de la propiedad se *refieren a* objetos de la otra clase.

Las clases de objetos también se clasifican en varios tipos. Una *clase de objetos concretos* representa objetos con una existencia concreta en el minimundo. Una *clase de objetos abstractos* representa grupos de objetos de otras clases con propiedades idénticas. Por ejemplo, una clase AVIONES que contiene un objeto por cada avión individual propiedad de una aerolínea es una clase de objetos concretos, en tanto que una clase TIP0S_DE_AVI0NES que contiene un objeto por cada tipo de avión (B737, B747, MD-11, DC-9,...) es una clase de objetos abstractos. Una *clase agregada* contiene objetos que son agregados de otros objetos; por ejemplo, cada objeto de una clase agregada CONVOYES_DE_BUQUES consiste en un agregado de objetos de la clase de objetos concretos BUQUES. Una *clase de sucesos* incluye objetos temporales, como VIAJES o LLEGADAS.

Una *subclase* es un subconjunto de objetos de una *clase base.* Por ejemplo, BUQUES_TANQUE y BUQUES_CRUCERO son subclases de una clase base BUQUES. Una *subclase de restricción* está definida por predicado, lo que no sucede con las *subclases sin restricción*. Además de las subclases definidas por los usuarios, las clases de objetos abstractos y de agregación por lo regular definen ciertas subclases. Por ejemplo, cada objeto de la clase de objetos abstractos TIP0S_DE_AVI0NES define una subclase de objetos de AVIONES que pertenecen a un cierto tipo.

Con esto termina nuestro breve bosquejo de algunos conceptos de SDM. Históricamente, el SDM introdujo muchos conceptos que se han adoptado en modelos de datos avanzados. Algunos de los conceptos del modelo EER (véase la Sec. 21.1) tienen sus orígenes en conceptos de SDM.

21.7 Resumen

En este capítulo analizamos primero extensiones del modelo ER que mejoran sus capacidades de representación. Llamamos al modelo resultante modelo ER extendido o modelo EER. Se presentaron los conceptos de subclase y su superclase, y el mecanismo asociado de herencia de atributos. Vimos cómo en ocasiones es necesario crear clases de entidades adicionales, ya sea por atributos específicos adicionales o por tipos de vínculos específicos. Examinamos dos procesos principales para definir jerarquías y retículas superclase/subclase, a saber: especialización y generalización.

Después mostramos cómo representar estas nuevas construcciones en un diagrama EER. También vimos los diversos tipos de restricciones que se pueden aplicar a la especialización o a la generalización. Las dos restricciones principales son total/parcial y disjunta/traslapada. Además, puede especificarse un predicado de definición para una subclase o un atributo de definición para una especialización. Comentamos las diferencias entre las subclases definidas por el usuario y las definidas por predicado, y entre las especializaciones definidas por el usuario y las definidas por atributo. Finalmente, estudiamos el concepto de categoría, que es un subconjunto de la unión de dos o más clases, y dimos definiciones formales de todos los conceptos presentados.

Después, en la sección 21.2, mostramos cómo pueden transformarse los elementos del modelo EER a las estructuras relacionales. Estas transformaciones pueden usarse durante la fase lógica del diseño de bases de datos.

En la sección 21.3 examinamos varios conceptos de representación de datos abstractos. Los conceptos tratados fueron la clasificación y la generación de ejemplares, la generalización y la especialización, la identificación, la agregación y la asociación. Vimos la relación entre los conceptos del modelo EER y cada uno de ellos. También examinamos brevemente la disciplina de la representación de conocimientos y su relación con el modelado semántico de los datos.

La sección 21.4 ofreció una clasificación general de los tipos de restricciones de integridad que suelen utilizarse en el modelado de datos. La sección 21.5 presentó las operaciones

de actualización asociadas al modelo EER e ilustró su uso en la definición de transacciones en el nivel conceptual durante el diseño de bases de datos. Por último, la sección 21.6 nos mostró un somero panorama de cuatro modelos de datos adicionales: funcional, relacional anidado, estructural y semántico.

Preguntas de repaso

21.1. ¿Qué es una subclase? ¿Cuándo se necesita una subclase en el modelado de datos?

21.2. Defina los siguientes términos: *superclase de una subclase, vínculo superclaselsubclase, vínculo ES'UN, especialización, generalización, categoría, atributos específicos.*

21.3. Explique el mecanismo de herencia de atributos. ¿Qué utilidad tiene?

21.4. Analice las subclases definidas por el usuario y las definidas por predicados, e identifique las diferencias entre las dos.

21.5. Analice las especializaciones definidas por el usuario y las definidas por atributo, e identifique las diferencias entre las dos.

21.6. Analice los dos tipos principales de restricciones sobre las especializaciones y las generalizaciones.

21.7. ¿Qué diferencia hay entre una jerarquía de subclases y una retícula de subclases?

21.8. ¿Qué diferencia hay entre la especialización y la generalización? ¿Por qué no mostramos esta diferencia en los diagramas de esquemas?

21.9. ¿Qué diferencia hay entre una categoría y una subclase compartida normal? ¿Para qué sirven las categorías? Ilustre su respuesta con ejemplos.

21.10. Mencione los diversos conceptos de abstracción de datos y los conceptos de modelado correspondientes en el modelo EER.

21.11. ¿Cuál característica de agregación falta en el modelo EER? ¿Cómo podría mejorarse aún más el modelo EER para contar con ella?

21.12. Analice los siguientes tipos de restricciones: *de dominio, de clave, de vínculo (estructuraks), de integádad semántica.* ¿Qué diferencias hay entre los conceptos de cada uno de los siguientes apartados y cuáles son las ventajas y desventajas de cada uno?

a. Especificación de restricciones por procedimientos o en forma declarativa.

b. Restricciones inherentes, restricciones declaradas implícitamente y restricciones declaradas explícitamente.

c. Restricciones de estado y restricciones de transición.

21.13. Haga una lista con las operaciones de actualización del modelo EER, y explique cómo se usan al diseñar transacciones de base de datos en el nivel conceptual,

21.14. ¿Qué diferencia hay entre el modelo de datos relacional anidado y el modelo relacional estándar (plano)? Describa las operaciones con que se pueden transformar uno en el otro.

Ejercicios

21.15. Diseñe un esquema EER para una aplicación de base de datos que le interese. Especifique todas las restricciones que deban cumplirse en la base de datos. Asegúrese de que el esquema tenga por lo menos cinco tipos de entidades, cuatro tipos de vínculos, un tipo de entidades débil, un vínculo superclase/subclase, una categoría y un tipo de vínculos n-ario (n > 2).

21.16. La figura 21.18 muestra un ejemplo de diagrama EER para una pequeña base de datos de un aeropuerto, con la cual se mantiene información sobre aviones, sus dueños, los empleados del aeropuerto y los pilotos en un pequeño aeropuerto privado. A partir de los requerimientos de esta base de datos, se recabó la siguiente información. Cada avión tiene un número de registro [NúmReg], pertenece a un cierto tipo de aviones [DE_TIP0] y se guarda en un cierto hangar [GUARDADO_EN]. Cada tipo de avión tiene un número de modelo [Modelo], una capacidad [Capacidad] y un peso [Peso]. Cada hangar tiene un número [Número], una capacidad [Capacidad] y una ubicación [Lugar]. La base de datos también lleva el control de los dueños de cada avión [POSEE] y de los empleados que han dado mantenimiento al avión [MANTIENE]. Cada ejemplar de vínculo de POSEE relaciona un avión con un dueño e incluye la fecha de compra [FechaC]. Cada ejemplar de vínculo de MANTIENE relaciona un empleado con un registro de servicio [SERVICIO]. Cada avión recibe mantenimiento muchas veces; por tanto, está relacionado a través de [SERVICIO_AVIÓN] con varios registros de servicio. Un registro de servicio incluye como atributos la fecha de mantenimiento [Fecha], el número de horas invertidas en el trabajo [Horas] y el tipo de trabajo realizado [CódTrabajo]. Usamos un tipo de entidades débil [SERVICIO] para representar el servicio a los aviones porque se utiliza el número de registro del avión para identificar un registro de servicio. Un dueño es una persona o una corporación; por ello, usamos una categoría de generalización [DUEÑO] que es un subconjunto de la unión de los tipos de entidades corporación [CORPORACIÓN] y persona [PERSONA]. Tanto los pilotos [PILOTO] como los empleados [EMPLEADO] son subclases de PERSONA. Cada piloto tiene como atributos específicos su número de licencia [NúmLic] y sus restricciones [Restr]; cada empleado tiene como atributos específicos su salario [Salario] y el turno en que trabaja [Turno]. Todas las entidades persona de la base de datos tienen información correspondiente a su número de seguro social [Nss], nombre [Nombre], dirección [Dirección] y número telefónico [Teléfono]. En el caso de las entidades corporativas, los datos que se mantienen incluyen su nombre [Nombre], dirección [Dirección] y número telefónico [Teléfono]. La base de datos también contiene información sobre los tipos de aviones que cada piloto está autorizado a volar [VUELA] y los tipos de aviones a los cuales puede dar mantenimiento cada empleado en [TRABAJA_EN].

a. Transforme el esquema EER de la figura 21.18 a un esquema relacional.

b. Cree un esquema en el modelo de datos funcional que corresponda al esquema EER de la figura 21.18. Utilice la notación MDF de la figura 21.15 (b).

21.17. Transforme el esquema EER UNIVERSIDAD de la figura 21.10 a un esquema relacional.

21.18. Cree un esquema en el modelo de datos funcional que corresponda al esquema EER UNIVERSIDAD de la figura 21.10. Utilice la notación MDF de la figura 21.15 (b).

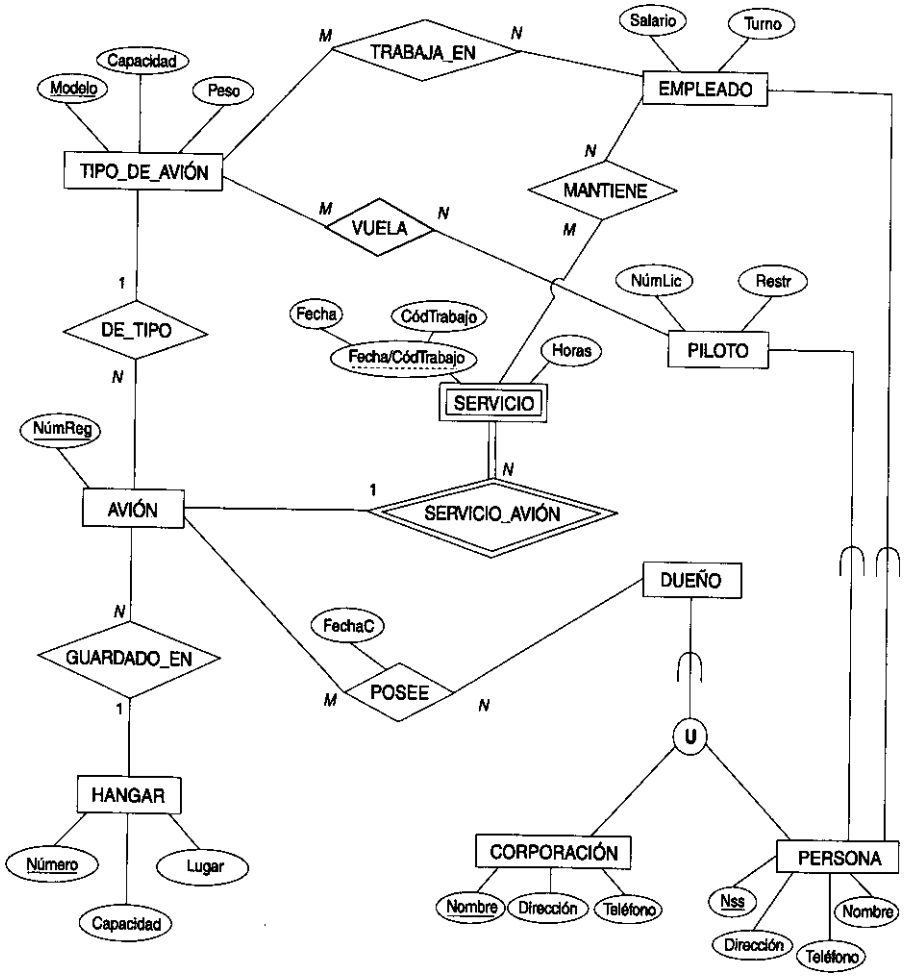


Figura 21.18 Diagrama de esquema ER-extendido para la base de datos de un aeropuerto pequeño.

21.19. Considere el esquema ER BANCO de la figura 3.23, y suponga que es necesario llevar el control de diferentes tipos de CUENTAS (CTAS_AHORRO, CTAS_CHEQUES,...) y PRÉSTAMOS (PRÉST_AUTO, PRÉST_CASA,...). Suponga que también se desea poder seguir la pista a cada TRANSACCIÓN de cada cuenta (depósitos, retiros, cheques,...) y a cada PAGO de cada préstamo; los dos incluyen la cantidad, la fecha, la hora,... Modifique el esquema BANCO utilizando conceptos de ER y EER de especialización y generalización. Exprese todas las suposiciones que haga sobre los requerimientos adicionales.

21.20. Compare las relaciones anidadas con las jerarquías del modelo de datos jerárquico (véase el Cap. 11). ¿Le gustaría cambiar el esquema relacional BIBLIOTECA de la figura 6.22 si contara con los elementos del modelo relacional anidado? Explique.

21.21. Dibuje un esquema en el modelo de datos funcional y otro en el modelo de datos estructural para el esquema BIBLIOTECA de la figura 6.22.

Bibliografía selecta

Muchos artículos han propuesto modelos de datos conceptuales o semánticos. Aquí daremos una lista representativa. En un grupo de artículos, como Abrial (1974), el modelo DIAM de Senko (1975), el método NIAM (Verheijen y VanBekkum 1982) y Bracchi *et al* (1976), se presentan modelos semánticos basados en el concepto de vínculos binarios. Otro grupo de artículos pioneros analiza métodos para extender el modelo relacional a fin de mejorar sus capacidades de modelado; entre estos artículos están los de Schmid y Swenson (1975), Navathe y Schkolnick (1978), el modelo RM/T de Codd (1979), Furtado (1978) y el modelo estructural de Wiederhold y Elmasri (1979).

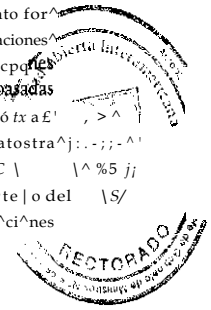
Chen (1976) propuso originalmente el modelo ER, y se formalizó en Ng (1981). Desde entonces, se han propuesto muchas extensiones de sus capacidades de modelado, como en Scheuermann et *al* (1979), Dos Santos *et al* (1979), Teorey *et al* (1986), Gogolla y Hohenstein (1991) y el modelo de entidades-categorías-vínculos (ECR) de Elmasri *et al* (1985). Smithy Smith (1977) explica los conceptos de generalización y agregación. El modelo de datos semántico de Hammer y MacLeod (1981) presentó los conceptos de retículas de clases/subclases, además de otros conceptos avanzados de modelado. Weddell (1992) estudia las dependencias funcionales en el contexto de los modelos semánticos de los datos.

Otra clase de modelos, la de los llamados modelos de datos funcionales, fue propuesta originalmente por Sibley y Kerschberg (1977) y extendida por Shipman (1981); incluyó muchos conceptos de modelado avanzados así como el lenguaje funcional de consulta DAPLEX. Otro lenguaje de consulta funcional es FQL (Buneman y Frankel 1979). El libro de Tsichritzis y Lochovsky (1982) examina y compara modelos de datos.

El modelo relacional anidado se trata en Schek y Scholl (1985), Jaeshke y Schek (1982), Chen y Kambayashi (1991) y Makinouchi (1977), entre otros. En Paredaens y VanGucht (1992), Pistor y Andersen (1986), Roth *et al* (1988) y Ozsoyoglu *et al* (1987), entre otros, se presentan álgebras y lenguajes de consulta para relaciones anidadas. En Dadam *et al* (1986), Deshpande y VanGucht (1988) y Schek y Scholl (1989) se describe la implementación de prototipos de sistemas relacionales anidados.

Aunque no vimos lenguajes para el modelo de entidad-vínculo y sus extensiones, se han propuesto varios lenguajes de este tipo. Elmasri y Wiederhold (1981) propone el lenguaje de consulta GORDAS para el modelo ER, y se extiende al modelo ECR en Elmasri *et al* (1985). Otro lenguaje de consulta ER es el propuesto por Markowitz y Raz (1983). Senko (1980) presenta un lenguaje de consulta para el modelo DIAM de Senko. Parent y Spaccapietra (1985) dio a conocer un conjunto formal de operaciones llamado álgebra ER. Campbell *et al* (1985) presenta un conjunto de operaciones ER y demuestra que son relacionalmente completas. El lenguaje TAXIS para especificar transacciones conceptualmente se propuso en Mylopoulos et ai. (1981). Interfaces amables con el usuario basadas en el modelo ER y otros modelos semánticos se presentan en Elmasri y Larson (1985) y Czéjdó *tx* a £' , > ^ (1987), entre muchos otros. Kent (1978, 1979) estudia las deficiencias de los modelos de |atostra^j:.-;;-^' dicionales. Bradley (1978) extiende el modelo de red con un lenguaje de alto nivel. C \ \^%5 *j¡*

En Hull y King (1987) aparece un repaso del modelado semántico de los datos. Otro rte | o del modelado conceptual es Pillalamarri et *al* (1988). Eick (1991) analiza el diseño y las transforn^ci^nes de los esquemas conceptuales. \S/



CAPÍTULO 22

Bases de datos orientadas a objetos

En este capítulo trataremos los modelos de datos y los sistemas de bases de datos orientados a objetos. Como hemos visto en el libro, se han propuesto modelos de datos de muchos tipos distintos. En el capítulo 3 presentamos el modelo ER. En la parte 2 explicamos los conceptos y lenguajes del modelo relacional. Los modelos de red y jerárquico se analizaron en la parte 3. En el capítulo 21 incorporamos muchos conceptos de modelado avanzados en el modelo ER, dando lugar al modelo EER, y presentamos breves bosquejos de varios otros modelos de datos: funcional, relacional anidado, estructural y semántico. Muchos de los modelos de datos y sistemas que estudiamos tienen un éxito considerable para desarrollar la tecnología de bases de datos necesaria para las aplicaciones tradicionales en los negocios. Sin embargo, tienen ciertas deficiencias en relación con aplicaciones más complejas, como el diseño y la fabricación en ingeniería (CAD/CAM y c1M[1]), las bases de datos gráficas y de imágenes, las bases de datos científicas, los sistemas de información geográfica, las bases de datos de multimedia, y los intentos por ofrecer acceso uniforme a sistemas de múltiples bases de datos. Estas aplicaciones más recientes tienen requerimientos y características que difieren de aquellos de las aplicaciones de negocios tradicionales, como estructuras más complejas para los objetos, transacciones de mayor duración, nuevos tipos de datos para almacenar imágenes o bloques de texto grandes, y la necesidad de definir operaciones no estándar, específicas para cada aplicación. Las bases de datos orientadas a objetos se propusieron con la idea de satisfacer las necesidades de estas aplicaciones más complejas. El enfoque orientado a objetos ofrece la flexibilidad para cumplir con algunos de estos requerimientos sin estar limitado por los tipos de datos y los lenguajes de consulta disponibles en los sistemas de bases de datos tradicionales. Una característica clave de las bases de datos orientadas a objetos es el poder que confieren al diseñador para especificar tanto la estructura de objetos complejos como las operaciones que se pueden aplicar a esos objetos.

[1] asistido por computador/fabricación asistida por computador, y fabricación integrada por computador.

En años recientes, han aparecido muchos prototipos experimentales y sistemas de bases de datos comerciales orientados a objetos. Entre los primeros se cuentan los sistemas ORION, creado en MCC,[1] OpenOODB, de Texas Instruments, IRIS, creado en los laboratorios Hewlett-Packard, ODE, de ATT Bell Labs, y el proyecto ENCORE/ObServer de Brown University. Y entre los sistemas disponibles en el mercado están: GEMSTONE/OPAL de ServioLogic, ONTOS de Ontologic, Objectivity de Objectivity Inc., Versant de Versant Technologies, ObjectStore de Object Design y 02 de 02 Technology. Ésta es sólo una lista parcial de los prototipos experimentales y de los sistemas de bases de datos comerciales orientados a objetos. Desafortunadamente, es aún demasiado pronto para saber cuáles sistemas se instalarán como líderes en este campo. Hemos seleccionado dos sistemas —02 y ObjectStore— para ilustrar, en la sección 22.7, los sistemas orientados a objetos.

Las bases de datos orientadas a objetos han adoptado muchos de los objetos creados para los lenguajes de programación orientados a objetos. En la sección 22.1 examinaremos los orígenes de este enfoque y analizaremos su aplicación a los sistemas de bases de datos. En seguida presentaremos los conceptos clave utilizados en muchos sistemas orientados a objetos. En la sección 22.2 estudiaremos la identidad y la estructura de los objetos, así como los constructores de tipos. La sección 22.3 presentará el concepto de encapsulamiento de las operaciones y la definición de métodos como parte de las declaraciones de clases. En la sección 22.4 se describirán las jerarquías de tipos y de clases y la herencia en las bases de datos orientadas a objetos, y la sección 22.5 ofrecerá un panorama sobre los problemas que surgen cuando hay que representar y almacenar objetos complejos. En la sección 22.6 se analizarán conceptos adicionales, como el polimorfismo, la sobrecarga de operadores, el enlace dinámico, la herencia múltiple y selectiva y la creación de versiones de objetos.

En la sección 22.7 veremos algunos ejemplos de sistemas orientados a objetos existentes, a fin de ilustrar la definición y manipulación de datos. La sección 22.7.1 ofrecerá un panorama sobre el sistema 02, y la sección 22.7.2, ejemplos del sistema ObjectStore. La sección 22.8 tratará el diseño de bases de datos orientadas a objetos mediante la transformación de un esquema conceptual EER a un esquema orientado a objetos.

El lector podrá pasar por alto parte de las secciones 22.5 a 22.8, o todas ellas, si no desea una introducción detallada al tema.

22,1 Panorama sobre los conceptos de orientación a objetos

Los orígenes del término orientado a objetos —abreviado 00 u 0-0— se remontan a los lenguajes de programación 00. Los conceptos de 00 se aplican ahora en las áreas de bases de datos, ingeniería de software, bases de conocimientos, inteligencia artificial y sistemas de cómputo en general. Los lenguajes de programación 00 tienen sus raíces en el lenguaje SIMULA, propuesto a finales de la década de 1960. En SIMULA, el concepto de *clase* agrupa la estructura de datos interna de un objeto en una declaración de clase. Más adelante, los investigadores propusieron el concepto de tipo *de datos abstracto,* que oculta las estructuras internas de los datos y especifica todas las posibles operaciones externas aplicables a un objeto, dando lugar al concepto de *encapsulamiento.* El lenguaje de programación SMALLTALK, desarrollado en Xerox PARC[2] en los años setenta, fue uno de los primeros lenguajes en incorporar explícitamente conceptos de 00 adicionales, como la transferencia de mensajes y la

[1] Mcjoelectronics and Computer Technology Corporation, Austin, Texas.
[2] Palo Alto Research Center, Palo Alto, California.

herencia. Se le conoce como lenguaje de programación 00 *puro,* lo que significa que se le diseñó explícitamente para que fuera orientado a objetos. Esto contrasta con los lenguajes de programación 00 *híbridos,* que incorporan conceptos de 00 en un lenguaje ya existente. Un ejemplo es C · ·, que incorpora conceptos de 00 al popular lenguaje de programación C.

Los objetos en un lenguaje de programación 00 existen sólo durante la ejecución de un programa. Una base de datos 0 0 permite crear objetos que existan permanentemente, o *persistan,* y los puedan compartir muchos programas. Así, las bases de datos 0 0 almacenan permanentemente *objetos persistentes* en almacenamiento secundario, y permiten el compartimiento de tales objetos entre múltiples programas y aplicaciones. Esto requiere la incorporación de otras características bien conocidas de los sistemas de gestión de bases de datos, como los mecanismos de indización, el control de concurrencia y la recuperación. Un sistema de bases de datos 00 se comunica con uno o más lenguajes de programación 00 para ofrecer objetos persistentes y compartidos.

Un objetivo de las bases de datos 00 es mantener una correspondencia directa entre los objetos del mundo real y de la base de datos, de modo que dichos objetos no pierdan su integridad ni su identidad y se puedan identificar y manipular fácilmente. Por ello, las bases de datos 0 0 proveen un *identificador de objeto* (OID: *object identifier)* único, generado por el sistema, para cada objeto. Podemos comparar esto con el modelo relacional, por ejemplo, donde cada relación debe tener un atributo de clave primaria cuyo valor identifique de manera única cada tupia. En el modelo relacional, si se altera el valor de la clave primaria, la tupia tendrá una nueva identidad, aunque siga representando el mismo objeto del mundo real. Por otro lado, un objeto del mundo real puede poseer diferentes claves en diferentes relaciones, lo cual dificulta determinar si las claves representan o no el mismo objeto (por ejemplo, el identificador de objeto se puede representar como Id_emp en una relación y como Nss en otra).

Otra característica de las bases de datos 0 0 es que los objetos pueden tener una *estructura* de *complejidad arbitraria* con el fin de contener toda la información significativa que describe al objeto. En contraste, en los sistemas tradicionales la información sobre un objeto compiejo suele estar *dispersa* entre muchas relaciones o registros, haciendo que se pierda la correspondencia directa entre un objeto del mundo real y su representación en la base de datos.

La estructura interna de un objeto incluye la especificación de *variables de ejemplar,* que contienen los valores que definen el estado interno del objeto. Así pues, una variable de ejemplar es similar al concepto de *atributo,* con la excepción de que las variables de ejemplar pueden estar encapsuladas dentro del objeto y por ello no ser necesariamente visibles para los usuarios externos. Además, las variables de ejemplar pueden tener tipos de datos arbitrariamente complejos. Los sistemas orientados a objetos permiten definir las operaciones o funciones aplicables a objetos de un tipo en particular. De hecho, algunos modelos 00 insisten en que todas las operaciones que un usuario pueda aplicar a un objeto deben estar predefinidas. Esto hace obligatorio un *encapsulamiento* completo de los objetos. A últimas fechas, este enfoque rígido se ha relajado en casi todos los modelos de datos 00, pues implica que cualquier obtención simple requerirá una operación predefinida.

A fin de fomentar el encapsulamiento, las operaciones se definen en dos partes. La primera, llamada *signatura* o *interfaz* de la operación, especifica el nombre de la operación y sus argumentos (o parámetros). La segunda, llamada *método* o *cuerpo,* especifica la *implementación* de la operación. Las operaciones pueden invocarse pasándole un *mensaje* a un objeto, que incluya el nombre de la operación y los parámetros. Después el objeto ejecutará el

método para esa operación. Este encapsulamiento permite modificar la estructura interna de un objeto y la implementación de sus operaciones sin necesidad de alterar los programas externos que invocan estas operaciones. Así, el encapsulamiento provee una forma de independencia con respecto a los datos y las operaciones (véase el Cap. 2).

Otros conceptos clave en los sistemas 00 son los de jerarquías de tipos y de clases, y de *herencia.* Esto permite especificar nuevos tipos y clases que heredan gran parte de su estructura y operaciones de tipos o clases previamente definidos. Así, la especificación de los tipos de objetos puede efectuarse sistemáticamente, lo cual facilita la creación incremental de los tipos de datos de un sistema, y la *reutilización* de las definiciones de tipos existentes cuando se crean nuevos tipos de objetos.

Un problema de los sistemas de bases de datos 00 atañe a la representación de *vínculos* entre los objetos. La insistencia en un encapsulamiento completo en los primeros modelos de datos 00 dio pie al argumento de que los vínculos no se deberían representar explícitamente, sino describirse definiendo métodos apropiados que localizaran los objetos relacionados. Sin embargo, este enfoque no funciona muy bien en bases de datos complejas con múltiples vínculos, porque resulta útil identificar estos vínculos y hacerlos visibles para los usuarios. Muchos modelos de datos 00 actuales permiten representar vínculos por medio de *referencias-,* es decir, colocando los OID de objetos relacionados dentro de un objeto.

Algunos sistemas 0 0 cuentan con capacidades para manejar *múltiples versiones* del mismo objeto, característica esencial en aplicaciones de diseño e ingeniería. Por ejemplo, conviene conservar una versión anterior de un objeto que representa un diseño probado y verificado hasta que la nueva versión se haya probado y verificado. Una nueva versión de un objeto complejo podría incluir sólo unas cuantas versiones nuevas de sus objetos componentes, mientras que otros componentes permanecerían sin alteración. Además de permitir múltiples versiones, las bases de datos 00 idealmente deberían permitir la *evolución de esquemas,* que ocurre cuando se modifican las declaraciones de tipos o cuando se crean nuevos tipos o vínculos.

Otro concepto de 0 0 es *el polimorfismo de operadores,* que se refiere a la posibilidad de aplicar una operación a diferentes tipos de objetos; en una situación así, un *nombre de operación* se puede referir a varias *implementaciones* distintas, dependiendo del tipo de objetos al que se aplique. Esta característica se denomina también *sobrecarga de operadores.* Por ejemplo, una operación para calcular el área de un objeto geométrico podría diferir en su método (implementación) dependiendo de si el objeto es de tipo triángulo, círculo o rectángulo. Esto puede requerir el empleo del *enlace tardío* del nombre de la operación al método apropiado en el momento de la ejecución, cuando ya se conoce el tipo de objeto al que se aplicará la operación.

En las secciones 22.2 a 22.6 estudiaremos con detalle los conceptos principales de las bases de datos 00.

22.2 Identidad de objetos, estructura de objetos y constructores de tipos

En esta sección trataremos el concepto de identidad de los objetos, y luego presentaremos las operaciones de estructuración comunes para definir la estructura del valor de un objeto. Estas operaciones de estructuración suelen denominarse constructores de tipos; definen las operaciones básicas de estructuración de datos que pueden combinarse para formar objetos de complejidad arbitraria.

22.2.1 *Identidad de objetos*

Un sistema de base de datos 00 provee una identidad única a cada objeto independiente almacenado en la base de datos. Esta identidad única suele implementarse con un identificador de objeto único, generado por el sistema, u OID. El valor de un OID no es visible para el usuario externo, sino que el sistema lo utiliza a nivel interno para identificar cada objeto de manera única y para crear y manejar las referencias entre objetos.

La principal propiedad que debe tener un OID es la de ser inmutable; es decir, el valor del OID para un objeto en particular nunca debe cambiar. Esto preserva la identidad del objeto del mundo real que se está representando. También es preferible que cada OID se utilice sólo una vez; esto es, aunque un objeto se elimine de la base de datos, su OID no se deberá asignar a otro objeto. Estas dos propiedades implican que el OID no debe depender del valor de ningún atributo del objeto, pues estos valores pueden cambiar. También suele considerarse inapropiado basar el OID en la dirección física del objeto en el almacenamiento, ya que una reorganización de los objetos de la base de datos podría cambiar los OID. Sin embargo, algunos sistemas sí usan la dirección física como OID para aumentar la eficiencia de la obtención de los objetos. Si la dirección física cambia, puede colocarse un *apuntador indirecto* en la dirección anterior, dando la nueva ubicación física del objeto. Un sistema de bases de datos 00 debe contar con algún mecanismo para generar los OID con la propiedad de inmutabilidad.

Algunos modelos de datos 00 requieren que todo se represente como un objeto, ya sea un valor simple o un objeto complejo; así, todo valor básico, como un entero, una cadena o un valor booleano, tiene un OID. Con ello dos valores básicos pueden tener diferentes OID, lo cual es muy útil en algunos casos. Por ejemplo, en algunas ocasiones se podría usar el valor entero 50 para representar un peso en kilogramos, y en otras para referirse a la edad de una persona. Así, podrían crearse dos objetos básicos con diferentes OID, y ambos tendrían el mismo valor básico de 50. Aunque resulta útil como modelo teórico, esto no es muy práctico porque puede obligar a generar demasiados OID. Por ello, la mayor parte de los sistemas de bases de datos 00 permiten representar tanto objetos como valores. Todo objeto debe tener un OID inmutable, pero los valores no tienen OID y se representan a sí mismos.

22.2.2 *Estructura de objetos*

En las bases de datos 00, los valores (o estados) de los objetos complejos se pueden construir a partir de otros objetos mediante ciertos constructores de tipos. Una forma de representar tales objetos es considerar a cada objeto como una tripleta (i, c, v), donde *i* es un *identificador de objeto* único (el OID), c es un *constructor* (esto es, una indicación de cómo se construye el valor del objeto) y *v* es el *valor* (o estado) del objeto. Puede haber varios constructores, según el modelo de datos y el sistema 00. Los tres constructores más básicos son los constructores de átomos, tupias y conjuntos. Otros constructores de uso común son los de listas y de arreglos. También existe un dominio D que contiene todos los valores atómicos básicos que están disponibles directamente en el sistema. Por lo regular, éstos incluyen los enteros, los números reales, las cadenas de caracteres, los tipos booleanos, las fechas y cualesquier otros tipos de datos que el sistema maneje directamente.

El valor *v* de un objeto se interpreta a partir del constructor c de la tripleta (i, c, v) que representa al objeto. Si c = átomo, el valor *v* es un valor atómico del dominio D de valores básicos que maneja el sistema. Si c = conjunto, el valor *v* es un conjunto de identificadores de

objetos {ij, ¿ ₂ , *i* ₙ } que son los identificadores (OID) de un conjunto de objetos que normalmente son del mismo tipo. Si c = tupia, el valor *v* es una tupia de la forma <*aᵢ*:*i*ₙ aₙ:¿₂, *a* :*i* >, donde cada *a.* es un nombre de atributo (a veces llamado *nombre de variable de ejemplar* en la terminología 00) y cada *i.* es un identificador de objeto (OID). Si c = lista, el valor *v* es una *lista ordenada* de identificadores de objetos *[i*ₙ ¿ ₂ , i j del mismo tipo. En el caso *c* = arreglo, el valor es un arreglo (matriz) de identificadores de objetos.

El modelo anterior permite una anidación arbitraria de constructores de conjuntos, listas, tupias y de otro tipo. Todos los valores de los objetos no atómicos se refieren a otros objetos mediante sus identificadores de objeto; por tanto, el único caso en el que aparece un valor real es en el de los objetos atómicos. No resulta práctico generar un identificador único para cada valor, así que la mayor parte de los sistemas permiten tanto los OID como los *valores estructurados.* Los valores se pueden estructurar con los mismos constructores de tipos que los objetos, excepto que los valores *no tienen* OID.

Los constructores de tipos conjunto, lista, arreglo y bolsa se denominan tipos de colección o tipos masivos, para distinguirlos de los tipos básicos y de los tipos de tupia. Una lista es similar a un conjunto, con la excepción de que los OID de una lista están *ordenados,* de modo que podemos referirnos al primer objeto de una lista, al segundo o al i-ésimo. Una bolsa también es similar a un conjunto, excepto que permite la existencia de valores repetidos. La característica principal de un tipo de colección es que un valor es una *colección de objetos* que puede carecer de estructura (como un conjunto o una bolsa) o tenerla (como una lista o un arreglo).

Supongamos, para el ejemplo que sigue, que todo es un objeto, incluidos los valores básicos. Supongamos también que contamos con los constructores átomo, conjunto y tupia. A continuación representaremos algunos de los objetos de la base de datos relacional que se muestra en la figura 6.6, empleando el modelo anterior. Usaremos *i*ₙ ¿₉, *i*ₙ ... para representar identificadores de objeto únicos, generados por el sistema. Un objeto se define por una tripleta (OID, constructor del tipo, valor). Consideremos los siguientes objetos:

o, = (ij, átomo, Higueras)

0₂ = (i₂, átomo, Belén)

0₃ = (¿₃, átomo, Sacramento)

0₄ = (Íₙ, átomo, 5)

0₅ = (¿₅, átomo, Investigación)

0₆ = (i₆, átomo, 22-MAY-78)

0₇ = (¿₇, conjunto, {i₂, i₂, i₃})

0₈ = (¿₈, tupia, <NOMBRED:¿₅, NÚMEROD:¿₄, GTE: ¿₉, LUGARES:¿₇, EMPLEADOS:i₁₀, PROYECTOS:¿₁₀>)

0₉ = (iₙ, tupia, <GERENTE:i₁₂, FECHAINICIOGERENTE:¿₆>)

°io- (i₁₀, conjunto, {¿₁₂, ¿₁₃, i₁₄})

°n- (¿ₙ> conjunto, {¿₁₅, ¿₁₆, ¿₁₇»

Los primeros cinco objetos de la lista (o, - o₅) son simplemente valores atómicos. Hay muchos objetos similares, uno para cada valor atómico constante distinto en la base de datos. Estos objetos atómicos son los que pueden provocar un problema, debido al empleo de demasiados identificadores de objetos, si es que este modelo se implementa directamente. El objeto o₇ es un objeto con valor de conjunto que representa el conjunto de ubicaciones del departamento **5;** el conjunto {i₁, ¿₂, i₃} se refiere a los objetos atómicos con los valores {Higueras, Belén, Sacramento}. El objeto o₈ es un objeto con valor de tupia que representa el departamento **5** mismo, y tiene los atributos NOMBRED, NÚMEROD, GTE, LUGARES, etc. Los primeros dos atributos, NOMBRED y NÚMEROD tienen los objetos atómicos o₅ y o₄ como valores. El atributo GTE tiene un objeto de tupia o₉ como valor, el cual a su vez tiene dos atributos. El valor del atributo GERENTE es el objeto cuyo OID es ¿₁₂ (no se muestra), y es el objeto empleado que dirige el departamento, en tanto que el valor de FECHAINICIOGERENTE es otro valor atómico cuyo valor es una fecha. El valor del atributo EMPLEADOS de o₈ es un objeto de conjunto con OID = ¿₁₀, cuyo valor es el conjunto de identificadores de objeto de los empleados que pertenecen a ese DEPARTAMENTO (los objetos ¿₁₂, ¿₁₃, i , que no se muestran). De manera similar, el valor del atributo PROYECTOS de o₈ es un objeto de conjunto con OID = ¿₁₁, cuyo valor es el conjunto de identificadores de objeto de los proyectos controlados por el departamento número **5** (los objetos i₁₅, ¿₁₆, i , que no se muestran).

En este modelo, un objeto puede representarse como una estructura de grafo, ya que se puede construir aplicando repetidamente los tres constructores básicos. El grafo que representa un objeto *o*. se puede construir creando primero un nodo para el objeto *o*. mismo. El nodo de *o*. se rotula con el OID y el constructor c del objeto. También creamos un nodo en el grafo para cada valor básico en el dominio D de todos los valores atómicos. Si el objeto tiene un valor atómico, dibujamos una arista dirigida del nodo que representa *o*. hasta el nodo que representa su valor básico. Si el valor del objeto está construido, dibujamos aristas dirigidas del nodo del objeto a un nodo que representa el valor construido. En general, el grafo de un *objeto individual* no debe tener ciclos, pues eso indicaría un objeto que se contiene a sí mismo como componente. Sin embargo, el grafo que representa un *tipo de objetos* puede tener ciclos que representen vínculos recursivos. Por ejemplo, en un grafo de tipos, un objeto EMPLEADO puede hacer referencia a un objeto SUPERVISOR, que tambien es de tipo EMPLEADO. Sin embargo, en el grafo de los objetos EMPLEADO individuales, el supervisor debe ser un objeto empleado distinto, y por tanto no hay ciclos. La figura **22.1** muestra el grafo del ejemplo de objeto DEPARTAMENTO que se dio antes.

El modelo anterior permite dos tipos de definiciones en una comparación de los valores de dos objetos para determinar igualdad. Se dice que dos objetos tienen valores idénticos si los grafos que representan sus valores son idénticos en todo sentido, incluidos los OID en todos los niveles. Otra definición de la igualdad, menos estricta, dice que dos objetos son iguales si tienen valores iguales. En este caso, las estructuras de grafo deben ser las mismas, y todos los valores atómicos correspondientes dentro de los grafos deben ser los mismos. Sin embargo, algunos nodos internos correspondientes en los dos grafos pueden tener objetos con distintos OID.

Un ejemplo simple puede ilustrar la diferencia entre las dos definiciones al comparar objetos para determinar igualdad. Consideremos los siguientes objetos *o*₁, o₂, o₃, o₄, o₅ y o₆:

o, = **(ij,** tupia, <fl₁:¿₄, *a₂ú₂>)*
o₂ = (i₂, tupia, <a₁:i₃, *a₂:i₂>)*
o₃ = (¿₄, tupia, <fl₁:i₄,fl₂:i₄>)

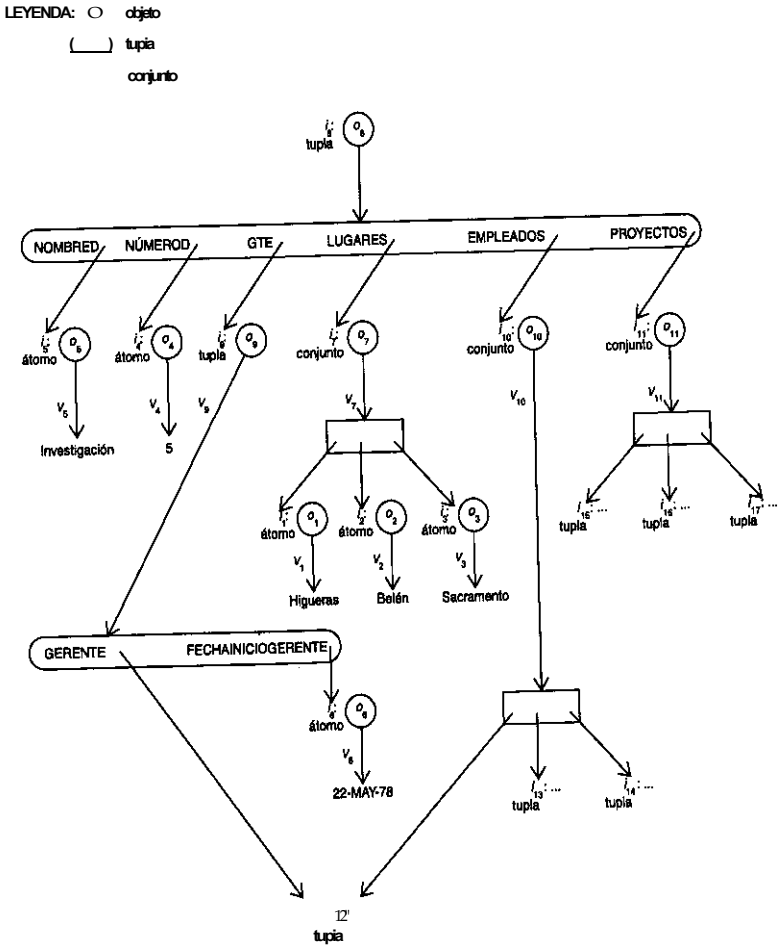


Figura **22.1** Representación gráfica de un objeto complejo.

O_4 = (¿4, átomo, 10)
O_5 = (¿5, átomo, 10)
O_6 = (¿6, átomo, 20)

Los objetos O_j y O_2 tienen valores *iguales,* ya que sus valores en el nivel atómico son los mismos, aunque se llega a esos valores a través de objetos distintos, O_4 y O_5. En cambio, los valores de los objetos O_1 y O_3 son *idénticos.* De manera similar, O_4 y O_5 son iguales pero no idénticos, porque tienen diferentes OID.

22.23 *Constructores de tipos*

Podemos usar un lenguaje de definición de datos 0 0 **(OODDL:** *object-oriented data definition language)* que incorpore los constructores de tipos anteriores para definir tipos de objetos para una aplicación de base de datos específica. Así, estos constructores de tipos pueden servir para definir las estructuras de datos de un *esquema de base de datos* 0 0. Veremos en la sección 22.3 cómo incorporar la definición de operaciones (o métodos) en el esquema 0 0. La figura 22.2 muestra cómo podemos declarar tipos Empleado y Departamento a partir de los objetos de la figura 22.1. También definimos un tipo Fecha como una tupia (en vez de un valor atómico, como en la figura 22.1). Usaremos las palabras reservadas *tupie, set* y *list* para los constructores de tipos de tupia, conjunto y lista, respectivamente, y usaremos los tipos de datos estándar disponibles (integer, string, real, etc.) para los tipos atómicos. Usaremos nuestra propia sintaxis —parecida a la de 0 2— debido a la carencia actual de una sintaxis de OODDL estándar.

Los atributos que hacen referencia a otros objetos —como depto de Empleado o proyectos de Departamento— son básicamente referencias, y por tanto sirven para representar *vínculos* entre los tipos de objetos. Un vínculo binario se puede representar en una dirección, o puede tener una *referencia* inversa. Esta última representación hace más fácil recorrer el vínculo en ambas direcciones. Por ejemplo, el atributo empleados de Departamento tiene como valor un *conjunto de referencias* a objetos de tipo Empleado; éstos son los

```
define type    Empleado:
    tupie (     nombre:      string,
                ss:          string,
                fechanac:    Fecha,
                sexo:        char,
                depto:       Departamento);

define type    Fecha:
    tupie (     año:         integer,
                mes:         integer,
                día:         integer);

define type    Departamento:
    tupie (     nombred:     string,
                númerod:     integer,
                gte:         tupie (gerente:     Empleado,
                                    fechainic:   Fecha),
                lugares:     set (string),
                empleados:   set (Empleado),
                proyectos:   set (Proyecto));
```

Figura 22.2 Empleo de OODDL para definir los tipos Empleado, Fecha y Departamento.

empleados que pertenecen al departamento. El atributo de referencia inversa depto de Empleado se refiere al departamento específico al que pertenece un empleado. Veremos más adelante que algunos SGBDOO permiten declarar explícitamente los inversos (véase la Sec. 22.7.2), para asegurar que las referencias inversas sean consistentes.

22.3 Encapsulamiento de operaciones, métodos y persistencia

El concepto de encapsulamiento es una de las características principales de los lenguajes y sistemas 00. También está relacionado con los conceptos de tipos de datos abstractos y de ocultación de información en los lenguajes de programación. En las bases de datos tradicionales no se aplicaba este concepto, pues era costumbre hacer que la estructura de los objetos de la base de datos fuera visible para los usuarios y programas externos. Por lo regular, varias operaciones de base de datos estándar son aplicables a objetos de cualquier tipo. Por ejemplo, en el modelo relacional, las operaciones para seleccionar, insertar, eliminar y modificar tupias son genéricas y se pueden aplicar a cualquier tipo de relación de la base de datos. La relación y sus atributos son visibles para los usuarios y para los programas externos que tienen acceso a las tupias y atributos de las relaciones mediante estas operaciones.

Los conceptos de ocultación de la información y encapsulamiento se pueden aplicar a los objetos de una base de datos. La idea principal es definir el comportamiento de un tipo de objeto con base en las operaciones que se pueden aplicar externamente a objetos de ese tipo. La estructura interna del objeto queda oculta, y sólo se puede tener acceso a él a través de una serie de operaciones predefinidas. Algunas operaciones pueden servir para crear o destruir objetos, otras pueden actualizar el valor (o el estado) del objeto, y otras pueden servir para obtener partes del valor del objeto o para aplicar cálculos a dicho valor. Otras operaciones más pueden llevar a cabo una combinación de obtención, cálculo y actualización. En general, la *implementación* de una operación puede especificarse en un *lenguaje de programación de propósito general* que ofrezca flexibilidad y potencia para definir las operaciones.

Los usuarios externos del objeto sólo perciben la interfaz del objeto, la cual define los nombres y argumentos (parámetros) de cada operación. La implementación del objeto queda oculta a los usuarios externos; incluye la definición de las estructuras de datos internas del objeto y la implementación de las operaciones que tienen acceso a dichas estructuras. En la terminología de 00, la parte de interfaz de cada operación se denomina signatura, y la implementación de la operación se llama método. Por lo regular, un método se invoca enviando un mensaje al objeto para que ejecute el método correspondiente. Cabe señalar que, como parte de la ejecución de un método, puede enviarse un mensaje subsecuente a otro objeto, y este mecanismo puede servir para devolver valores de los objetos al entorno externo o a otros objetos.

En las aplicaciones de base de datos, el requisito de que todos los objetos queden totalmente encapsulados es demasiado estricto. Una forma de relajarlo consiste en dividir la estructura de un objeto en atributos (variables) visibles y ocultos. Los operadores externos, o un lenguaje de consulta de alto nivel, pueden tener acceso directo a los atributos visibles para leerlos. Los atributos ocultos de un objeto quedan completamente encapsulados, y sólo puede tenerse acceso a ellos a través de operaciones predefinidas. Casi todos

```
                Empleado:
type
      tuple (   nombre:        string,
                nss:           string,
                fechanac:      Fecha,
                sexo:          char,
                depto:         Departamento);

operations
   edad (e: Empleado):              integer,
   crear_nuevo_emp:                 Empleado,
   destruir_emp (e: Empleado):      boolean;


define class  Departamento
type
      tuple (   nombred:       string,
                númerod:       integer,
                gte:           tuple (gerente:      Empleado,
                                      fechainic:    Fecha),
                lugares:       set (string),
                empleados:     set (Empleado),
                proyectos:     set (Proyecto));

operations
   número_de_emps (d: Departamento):          integer,
   crear_nuevo_depto:                         Departamento,
   destruir_depto (d: Departamento):          boolean,
   añadir_emp (d: Departamento, e: Empleado): boolean,
            (* añade un nuevo empleado al departamento *)
quitar_emp (d: Departamento, e: Empleado):  boolean
            (* quita un empleado del departamento *);
```

Figura 22.3 Empleo de OODDL para definir las clases Empleado y Departamento.

los SGBDOO emplean lenguajes de consulta de alto nivel para tener acceso a los atributos visibles, y varias propuestas han intentado extender el lenguaje SQL para usarlo con bases de datos OO.

En la mayoría de los casos, las operaciones que *actualizan* el estado de un objeto están encapsuladas. Esta es una forma de definir la semántica de actualización de los objetos, en vista de que en muchos modelos de datos OO pocas restricciones de integridad están predefinidas en el esquema. Cada tipo de objetos tiene sus restricciones de integridad *programadas en los métodos* que crean, eliminan y actualizan los objetos. En tales casos, todas las operaciones de actualización se implementan con operaciones encapsuladas. El término **clase** se usa para referirse a una definición de tipo de objetos, junto con las definiciones de las operaciones para ese tipo.[1] La figura 22.3 muestra cómo se puede extender el OODDL de la figura 22.2 para definir clases. Se declaran varias operaciones para cada clase de objetos, y la signatura (interfaz) de cada operación se incluye en la definición de la clase. Los métodos (implementaciones) de cada operación se deben definir en algún otro lugar, empleando un lenguaje de programación. Dos operaciones usuales son la operación de *constructor de objeto* – con que se crea un objeto nuevo – y la operación de *destructor* – con que se

destruye un objeto –. También es posible declarar varias operaciones de *modificador de objeto* para modificar diversos atributos (variables) de un objeto.

Es común que un SGBDOO esté acoplado íntimamente a un lenguaje de programación OO. Con este lenguaje se especifican las implementaciones de los métodos. Lo normal es que los objetos los creen programas en ejecución, al invocar la operación de construcción de los objetos. No todos los objetos están destinados a almacenarse permanentemente en la base de datos; hay **objetos transitorios** en el programa en ejecución que desaparecen una vez que éste termina. Los **objetos persistentes** se almacenan en la base de datos y persisten después de la terminación del programa. El mecanismo de persistencia usual implica dar al objeto un **nombre** persistente único a través del cual los programas puedan obtener el objeto, o bien hacer que el objeto sea *alcanzable* desde algún objeto persistente. Se dice que un objeto B es **alcanzable** desde un objeto A si una secuencia de referencias del grafo de objetos conduce del objeto A al objeto B. Por ejemplo, todos los objetos de la figura 22.1 son alcanzables desde el objeto o_1; por tanto, si se hace que o_1 sea persistente, todos los demás objetos de la figura 22.1 se volverán persistentes también.

Si creamos primero un objeto persistente N con nombre, cuyo valor es un *conjunto o lista* de objetos de alguna clase C, podemos hacer que los objetos de C sean persistentes *añadiéndolos* al conjunto o lista, haciéndolos así alcanzables desde N. De este modo, N define una **colección persistente** de objetos de clase C. Por ejemplo, podemos definir una clase ConjuntoDeptos (véase la Fig. 22.4) cuyos objetos sean de tipo **set**(Departamento). Supongamos que se crea un objeto de tipo ConjuntoDeptos, y que se le da el nombre TodosDeptos, haciéndolo así persistente, como se ilustra en la figura 22.4. Cualquier objeto Departamento que se añada al conjunto de TodosDeptos con la operación añadir_depto se vuelve persistente en virtud de ser alcanzable desde TodosDeptos.

Observe la diferencia entre los modelos de bases de datos estándar y las bases de datos OO en este aspecto. En un modelo típico, como el modelo EER o el relacional, se da por hecho que *todos* los objetos son persistentes. Así pues, cuando se define un tipo de entidades

```
define class  ConjuntoDeptos
type
     set (Departamento);


operations
   crear_conj_deptos:                                ConjuntoDeptos,
   destruir_conj_deptos (cd: ConjuntoDeptos):        boolean,
   añadir_depto (cd: ConjuntoDeptos, d: Departamento): boolean,
   quitar_depto (cd: ConjuntoDeptos, d: Departamento): boolean;

persistent name TodosDeptos: ConjuntoDeptos;
          (* TodosDeptos es un objeto persistente nombrado de tipo set(Departamento) *)


  d := crear_nuevo_depto;
          (* crea un nuevo objeto departamento en la variable d *)
  b  :=  añadir_depto(TodosDeptos,  d);
          (* hace a d persistente añadiéndolo al objeto persistente nombrado TodosDeptos *)
```

Figura 22.4 Creación de objetos persistentes dándoles nombres y haciéndolos alcanzables.

o una subclase como EMPLEADO en el modelo EER, representa tanto la *declaración de tipo* de EMPLEADO como un *conjunto persistente* de *todos* los objetos EMPLEADO. En el enfoque 00 representativo, una declaración de clase de EMPLEADO sólo especifica el tipo y las operaciones de una clase de objetos. El usuario debe definir por separado un objeto persistente de tipo set(EMPLEADO) o list(EMPLEADO) cuyo valor sea la *colección de referencias* a todos los objetos EMPLEADO persistentes, si esto es lo que se desea, como se ilustra en la figura 22.4. De hecho, es posible definir varias colecciones persistentes para la misma definición de clase, si así se desea. La razón principal de esta diferencia es que permite a los objetos transitorios y persistentes seguir las mismas declaraciones de tipos y clases del OODDL y del lenguaje de programación 00. Como aquí nos interesan sobre todo las aplicaciones de bases de datos, suponemos que, por cada declaración de clase, el nombre de la clase se refiere tanto al *tipo* y a las definiciones de *operaciones* como al *conjunto de todos los objetos persistentes* de esa clase. Esto hace que nuestro empleo de la palabra **clase** sea congruente con el que le dimos en el capítulo 21.

22.4 Jerarquías de tipos y de clases y herencia

Otra característica importante de los sistemas 00 es que deben permitir jerarquías de tipos o de clases y herencia. Las jerarquías de tipos y las de clases son conceptualmente distintas, pero como en última instancia a menudo originan estructuras que se comportan de manera similar, es común que se utilicen indistintamente. En nuestra exposición hablaremos primero de las jerarquías de tipos (en la Sec. 22.4.1) y luego de las jerarquías de ciases (en la Sec. 22.4.2). Usaremos un *modelo 00 diferente* en esta sección — un modelo en el que los atributos y las operaciones se tratan de manera uniforme — porque tanto los atributos como las operaciones se pueden heredar. Por añadidura, en esta sección el término **clase** se referirá al *conjunto de objetos* de un cierto tipo.

22.4.1 *Jerarquías de tipos y herencia*

En la mayor parte de las aplicaciones de bases de datos hay un gran número de objetos del mismo tipo. Por ello, las bases de datos 00 deben proporcionar una capacidad para clasificar los objetos con base en su tipo, como hacen otros sistemas de bases de datos. Sin embargo, en las bases de datos 00 hay un requisito adicional: que el sistema permita la definición de nuevos tipos basados en otros tipos predefinidos, dando origen a una **jerar* quía de tipos.**

Por lo regular, para definir un tipo se le asigna un nombre de tipo y se define después una serie de atributos (variables de ejemplar) y operaciones (métodos) para ese tipo. En algunos casos, los atributos y operaciones juntos se denominan *funciones,* a fin de simplificar la terminología. Subsecuentemente, puede usarse un nombre de función para hacer referencia al valor de un atributo o a la implementación de una operación (método). En esta sección usaremos el término **función** para referirnos tanto a los atributos *como* a las operaciones de un tipo de objetos.

Para definir un tipo se le da un **nombre de tipo** y se listan en seguida los nombres de sus **funciones.** En esta sección, al especificar un tipo, usaremos el siguiente formato simplificado:

NOMBRE_DE_TIPO: función, función, función

Por ejemplo, un tipo que describe características de una PERSONA se puede definir como sigue:

PERSONA: Nombre, Dirección, Fechanac, Edad, NSS

En el tipo PERSONA, las funciones Nombre, Dirección, NSS y Fechanac se impiementan como atributos almacenados, en tanto que la función Edad se implementa como un método que calcula la edad a partir del valor del atributo Fechanac y la fecha actual.

El concepto de **subtipo** resulta útil cuando el diseñador o usuario debe crear un nuevo tipo que es similar, pero no idéntico, a un tipo ya definido. El subtipo **hereda** entonces todas las funciones del tipo predefinido, al cual llamaremos **supertipo.** Por ejemplo, supongamos que deseamos definir dos nuevos tipos EMPLEADO y ESTUDIANTE como sigue:

EMPLEADO: Nombre, Dirección, Fechanac, Edad, NSS, Salario, FechaContrato, Antigüedad
ESTUDIANTE: Nombre, Dirección, Fechanac, Edad, NSS, Carrera, Promedio

Puesto que tanto ESTUDIANTE como EMPLEADO incluyen todas las funciones definidas para PERSONA *más* algunas funciones propias adicionales, podemos declararlos como **subtipos** de PERSONA. Los dos heredarán las funciones que definimos antes para PERSONA; a saber, Nombre, Dirección, Fechanac, Edad y NSS. En el caso de ESTUDIANTE sólo será necesario definir las nuevas funciones Carrera y Promedio, que no se heredan. Es de suponer que Carrera se podrá definir como atributo almacenado, y que Promedio se podrá implementar como un método que tenga acceso a los valores Notas almacenados internamente dentro de cada objeto ESTUDIANTE. En el caso de EMPLEADO, las funciones Salario y FechaContrato pueden ser atributos almacenados, en tanto que Antigüedad puede ser un método que calcule la antigüedad a partir del valor de FechaContrato.

La idea de definir un tipo implica definir todas sus funciones e implementarlas ya sea como atributos o como métodos. Cuando se define un subtipo, puede heredar todas estas funciones y su implementación. Sólo es necesario definir e implementar las funciones que son específicas para el subtipo, y que por ello no se impiementan en el supertipo. Por tanto, podemos declarar EMPLEADO y ESTUDIANTE como sigue:

EMPLEADO subtype-of PERSONA: Salario, FechaContrato, Antigüedad
ESTUDIANTE subtype-of PERSONA: Carrera, Promedio

Al declarar que EMPLEADO y ESTUDIANTE son *subtipos de (subtype-of)* PERSONA, estamos especificando que los dos heredan todas las funciones de PERSONA. En general, un subtipo incluye *todas* las funciones que están definidas para su supertipo, *más* algunas funciones adicionales que son específicas para el subtipo. Así pues, es posible generar una **jerarquía de tipos** para indicar los vínculos supertipo/subtipo entre todos los tipos declarados en el sistema.

Como ejemplo adicional, consideremos un tipo que describe objetos de la geometría plana, el cual puede definirse así:

OBJETO_GEOMÉTRICO: Forma, Área, PuntoReferencia

En el caso del tipo 0BJET0_GE0MÉTRIC0, Forma se implementa como atributo (sus valores pueden ser triángulo, rectángulo, círculo, etc.) y Área es un método que se aplica para calcular el área. Supongamos ahora que deseamos definir varios subtipos del tipo OBJETO_GEOMÉTRICO, como sigue:

RECTÁNGULO **subtype-of** OBJETO_GEOMÉTRICO: **Ancho, Altura**
TRIÁNGULO **subtype-of** OBJETO.GEOMÉTRICO: Lado1, Lado2, **Ángulo**
CÍRCULO **subtype-of** OBJETO_GEOMÉTRICO: **Radio**

Observe que la operación Área se puede implementar con un método diferente para cada subtipo, puesto que el procedimiento de cálculo del área es diferente para los rectángulos, los triángulos y los círculos. De manera similar, el atributo PuntoReferencia puede tener un significado distinto para cada subtipo; podría ser el punto central de los objetos RECTÁNGULO y CÍRCULO, y el punto vértice entre los dos lados dados en el caso de un objeto TRIÁNGULO. Algunos sistemas 0 0 permiten **cambiar el nombre** de las funciones heredadas en los diferentes subtipos para que reflejen mejor el significado (véase la Sec. 22.7.1).

Una forma alternativa de declarar estos tres subtipos sería especificar el valor del atributo Forma como una condición que debe satisfacerse para los objetos de cada subtipo:

RECTÁNGULO **subtype-of** OBJETO_GEOMÉTRICO (Forma='rectángulo'): **Ancho,** Altura
TRIÁNGULO **subtype-of** OBJETO_GEOMÉTRICO (Forma^triángulo'): Lado1, **Lado2,** Ángulo
CÍRCULO **subtype-of** OBJETO.GEOMÉTRICO (Forma='círculo'): Radio

Aquí, sólo los objetos OBJETO_GEOMÉTRICO para los que Forma='rectángulo' son del subtipo RECTÁNGULO, y de manera similar con los otros dos subtipos. En este caso, cada uno de los tres subtipos hereda todas las funciones del supertipo OBJETO_GEOMÉTRICO, pero el valor del atributo Forma está restringido a un valor específico para cada uno.

Adviértase que las definiciones de tipos no generan objetos por sí mismas. Son sólo declaraciones de ciertos tipos; y como parte de esa declaración, se especifica la implementación de las funciones de cada tipo. En una aplicación de bases de datos hay muchos objetos de cada tipo. Cuando se crea un objeto, por lo regular pertenece a uno o más de estos tipos que se han declarado. Por ejemplo, un objeto círculo es de tipo CÍRCULO *y* 0BJET0_GE0MÉTRIC0 (por herencia). Además, cada objeto se hace miembro de una o más clases de objetos, que sirven para agrupar colecciones de objetos que son significativas para la aplicación de base de datos. Analizaremos las clases de objetos y las jerarquías de clases en la siguiente sección.

22.4.2 *Jerarquías de clases*

Una **clase** es una colección de objetos que es significativa para alguna aplicación.[•] En la mayor parte de las bases de datos 00, la colección de objetos de una clase tiene el mismo tipo; sin embargo, esto no es una condición necesaria. Por ejemplo, SMALLTALK, un lenguaje 0 0 caracterizado como *sin tipos,* permite que una clase contenga una colección de objetos sea cual sea el tipo de éstos. Esto puede suceder también cuando otros lenguajes sin tipos no orientados a objetos, como LISP, se extienden con conceptos 00.

Por lo regular, una clase se define por su nombre y por la colección de objetos incluidos en ella. A menudo conviene poder definir una **subclase** de otra clase de objetos, donde esta última sea la **superclase.** En este caso, la restricción es que todos los objetos de la subclase deben ser también miembros de la superclase. Algunos sistemas 00 tienen una clase predefinida del sistema (llamada clase ROOT (raíz) o clase OBJECT (objeto)) que contiene todos los

•Usamos el término *clase* en la sección 22.3 para indicar una declaración de tipo y las operaciones aplicables. En esta sección, *clase* se refiere a una colección de objetos.

objetos del sistema. Entonces, la clasificación se lleva a cabo especializando los objetos para generar clases adicionales que sean significativas para la aplicación, creando así una **jerarquía de clases** del sistema. Todas las clases definidas por el sistema y por el usuario son subclases de la clase OBJECT, directa o indirectamente.

Cabe señalar que los constructores de tipos que vimos en la sección 22.2 permiten que el valor de un objeto sea una colección de objetos, la cual es, en esencia, una clase. Así, una clase de objetos cuyos valores se basan en el *constructor de conjunto* define varias colecciones, una correspondiente a cada objeto. Los objetos mismos con valor de conjunto son miembros de otra clase. Esto hace posible que haya esquemas de clasificación de múltiples niveles, donde un objeto de una clase define como su valor una clase de objetos.

En las bases de datos 00 basadas en tipos (es decir, en la mayoría de las bases de datos 00), una jerarquía de clases a menudo tiene una jerarquía de tipos correspondiente, por la restricción de que todos los objetos de una clase sean del mismo tipo. Así, es posible crear una *clase por omisión* para cada tipo (o subtipo), que contenga todos los objetos persistentes de ese tipo.[•] Tales sistemas siempre tendrían una jerarquía de clases que correspondería a la jerarquía de tipos. Debido a esto, es frecuente que no haya una distinción clara entre la jerarquía de tipos y la de clases; más bien, las dos se combinan en una sola jerarquía. Cada clase tiene entonces un cierto tipo y contiene la colección de todos los objetos persistentes de ese tipo.

En la mayor parte de los sistemas 00, se hace una distinción entre los objetos y clases persistentes y transitorios. Una **clase persistente** es una clase cuya colección de objetos se almacena permanentemente en la base de datos, de modo que múltiples programas pueden tener acceso a ella y compartirla. Una **clase transitoria** es una clase cuya colección de objetos existe temporalmente durante la ejecución de un programa, pero que no se conserva cuando el programa termina. Por ejemplo, puede crearse una clase transitoria en un programa para contener el resultado de una consulta que selecciona algunos objetos de una clase persistente y los copia en la clase transitoria. Esta última tiene el mismo tipo que la clase persistente. Así, el programa puede manipular los objetos de la clase transitoria; y una vez que el programa termina, la clase transitoria deja de existir. En general, varias clases —transitorias o persistentes— pueden contener objetos del mismo tipo.

22.5 Objetos complejos*

Una de las razones fundamentales para crear los sistemas 00 fue el deseo de representar objetos complejos. Hay dos clases principales de objetos complejos: estructurados y no estructurados. Un objeto complejo estructurado está constituido por objetos componentes que se ensamblan aplicando recursivamente, en diversos niveles, los constructores de tipos disponibles. Los objetos complejos no estructurados casi siempre son tipos de datos que requieren una gran cantidad de almacenamiento, como un tipo de datos que representa una imagen o un objeto textual extenso. En las secciones 22.5.1 y 22.5.2 analizaremos los diversos tipos de objetos complejos.

22.5.1 *Objetos complejos no estructurados y extensibilidad de tipos*

Un recurso de **objeto complejo no estructurado** provisto por un SGBD permite almacenar y leer objetos extensos que necesita la aplicación de base de datos. Ejemplos representativos de

*La mayoría de los sistemas 00 no crean tales clases automáticamente.

tales objetos son las *imágenes de mapa de bits* y las *cadenas de texto largas;* también se conocen como **objetos binarios extensos,** que se abrevia **BLOB** *(binary large object).* Estos objetos carecen de estructura en el sentido de que el SGBD no sabe qué estructura tienen; sólo la aplicación que usa los objetos puede interpretar su significado. Por ejemplo, la aplicación puede tener funciones para exhibir una imagen o para buscar ciertas palabras clave en una cadena de texto larga. Los objetos se consideran complejos porque requieren un área de almacenamiento sustancial y no forman parte de los tipos de datos estándar que suelen ofrecer los SGBD. Puesto que el tamaño de los objetos es considerable, un SGBD podría obtener una porción del objeto y proporcionarla al programa de aplicación antes de obtener todo el objeto. El SGBD podría también usar técnicas de almacenamiento intermedio y *caché* para obtener por anticipado porciones del objeto, antes de que el programa de aplicación necesite tener acceso a ellas.

El software del SGBD no cuenta con la capacidad de procesar directamente las condiciones de selección ni otras operaciones basadas en valores de estos objetos, a menos que la aplicación provea el código necesario para realizar las operaciones de comparación que precisa la selección. En un SGBDOO, esto puede lograrse definiendo un nuevo tipo de datos abstracto para ios objetos no interpretados y suministrando los métodos para seleccionar, comparar y exhibir tales objetos. Por ejemplo, consideremos objetos que sean imágenes bidimensionales de mapa de bits. Supongamos que la aplicación necesita seleccionar, a partir de una colección de objetos, sólo aquellos que incluyan un cierto patrón. En este caso, El usuario debe proveer el programa de reconocimiento de patrones como método para los objetos de tipo mapa de bits. El SGBDOO obtendrá entonces un objeto de la base de datos y ejecutará en él el método de reconocimiento de patrones para determinar si el objeto incluye o no el patrón requerido.

Como un SGBDOO permite a los usuarios crear nuevos tipos, y como un tipo incluye tanto estructura como operaciones, podemos considerar que un SGBDOO tiene un **sistema de tipos extensibles.** Podemos crear bibliotecas de nuevos tipos definiendo su estructura y operaciones, incluso con los tipos complejos. Las aplicaciones pueden entonces usar o modificar estos tipos, esto último creando subtipos de los tipos provistos en las bibliotecas. Sin embargo, el SGBDOO deberá contar con las capacidades de almacenamiento y obtención subyacentes para los objetos que requieran grandes espacios de almacenamiento, a fin de que las operaciones se puedan aplicar con eficiencia. Muchos SGBDOO pueden almacenar y obtener objetos no estructurados extensos en forma de cadenas de caracteres o de bits, que se pueden pasar "tal cual" al programa de aplicación para que las interprete.

22.5.2 *Objetos complejos estructurados*

La diferencia entre un **objeto complejo estructurado** y uno no estructurado consiste en que la estructura del objeto se define por aplicación repetida de los constructores de tipos provistos por el SGBDOO. Así, la estructura del objeto está definida y el SGBDOO la conoce. A guisa de ejemplo, consideremos el objeto DEPARTAMENTO de la figura **22.1.** En el primer nivel, el objeto tiene una estructura de tupia con seis atributos: NOMBRED, NÚMEROD, GTE, LUGARES, EMPLEADOS y PROYECTOS. Sin embargo, sólo dos de estos atributos —a saber, NOMBRED y NÚMEROD— tienen valores básicos; los otros cuatro tienen valores complejos y por ende construyen el segundo nivel de la estructura del objeto complejo. Uno de estos cuatro (GTE) tiene una estructura de tupia, y los otros tres (LUGARES, EMPLEADOS, PROYECTOS) tienen una estructura de conjunto. En el tercer nivel, para una tupia GTE, tenemos un atributo básico (FECHAINICIOGERENTE) y un atributo (GERENTE) que se refiere a un objeto empleado, el cual tiene una estructura de tupia. Para un conjunto LUGARES tenemos un conjunto de valores básicos, pero para los conjuntos EMPLEADOS y PROYECTOS tenemos conjuntos de objetos con estructura de tupia.

Existen dos tipos de semántica de referencia entre un objeto complejo y sus componentes en cada nivel. El primer tipo, que llamamos **semántica de propiedad,** se aplica cuando los subobjetos de un objeto complejo están encapsulados dentro de éste y, por ello, se consideran parte de él. El segundo tipo, denominado **semántica de referencia,** se aplica cuando los componentes del objeto complejo son ellos mismos objetos independientes, pero en ocasiones pueden considerarse parte del objeto complejo. Por ejemplo, podemos considerar que los atributos NOMBRED, NÚMEROD y LUGARES son propiedad de un DEPARTAMENTO, en tanto que GTE, EMPLEADOS y PROYECTOS deben ser referidos porque representan subobjetos independientes. El primer tipo se conoce también como el vínculo *es-parte-de o es-componente-de;* y el segundo tipo se denomina vínculo *está-asociado-a,* pues describe una asociación equitativa entre dos objetos independientes. El vínculo es-parte-de (semántica de propiedad) para construir objetos complejos tiene la característica de que los objetos componentes están encapsulados dentro del objeto complejo y se consideran parte de la estructura interna del objeto. Sólo los métodos de ese objeto pueden tener acceso a ellos, y se eliminan si el objeto mismo se elimina. Por otro lado, un objeto complejo cuyos componentes sean referidos se considera formado por objetos independientes que pueden tener su propia identidad y métodos. Cuando un objeto complejo necesita tener acceso a sus componentes referidos, debe hacerlo invocando los métodos apropiados de los componentes, ya que no están encapsulados dentro del objeto complejo. Por añadidura, más de un objeto complejo puede hacer referencia a un objeto componente referido, y por ello este último no puede eliminarse automáticamente cuando el objeto complejo sea eliminado.

Los SGBDOO deben ofrecer opciones de almacenamiento para *formar grupos* con los objetos componentes de un objeto complejo en almacenamiento secundario, a fin de aumentar la eficiencia de las operaciones que tienen acceso al objeto complejo. En muchos casos la estructura del objeto se almacena, sin ser interpretada, en páginas de disco. Cuando se lee a la memoria una página de disco que incluye un objeto, el SGBDOO puede construir el objeto complejo estructurado a partir de la información contenida en la página, la cual puede hacer referencia a páginas de disco adicionales que será preciso obtener. Esto se conoce como **ensamble de objetos complejos.**

22.6 Otros conceptos de 00*

En esta sección presentaremos un panorama sobre algunos conceptos adicionales de 00, como los de polimorfismo (sobrecarga de operadores), herencia múltiple, herencia selectiva, creación de versiones y configuraciones.

22.6.1 *Polimorfismo (sobrecarga de operadores)*

Otra característica de los sistemas 00 es que hacen posible el **polimorfismo** de las operaciones, también conocido como **sobrecarga de operadores.** Este concepto permite enlazar el mismo *nombre o símbolo de operador* a dos o más *implementaciones* diferentes del operador, dependiendo del tipo de objetos a los que éste se aplique. Un ejemplo simple de entre los

lenguajes de programación puede ilustrar este concepto. En algunos lenguajes, el símbolo de operador "+" puede significar diferentes cosas cuando se aplica a operandos (objetos) de distintos tipos. Si los operandos de "+" son de tipo entero, la operación invocada es la suma de enteros. Si los operandos de "+" son de tipo *conjunto*, la operación invocada es la unión de conjuntos. El compilador puede determinar cuál operación debe ejecutar con base en los tipos de los operandos que el programa le suministra.

En las bases de datos 00 puede ocurrir una situación similar. Podemos usar el ejemplo de 0BJET0_GE0MÉTRIC0 que vimos en la sección 22.4 para ilustrar el polimorfismo[•] en las bases de datos 00. Suponga que declaramos 0BJET0_GE0MÉTRIC0 y sus subtipos como sigue:

OBJETO_GEOMÉTRICO: Forma, Área, PuntoCentral
RECTÁNGULO subtype-of OBJETO_GEOMÉTRICO (Forma= rectángulo'): Ancho, Altura
TRIÁNGULO subtype-of OBJETO_GEOMÉTRICO (Forma^triángulo'): Lado1, Lado2, Ángulo
CÍRCULO subtype-of OBJETO_GEOMÉTRICO (Forma='círculo'): Radio

Aquí se declara la función Área para todos los objetos de tipo 0BJET0_GE0MÉTRIC0. Sin embargo, la implementación del método para calcular Área puede diferir en cada subtipo de OBJETO_GEOMÉTRICO. Una posibilidad es tener una implementación general para calcular el área de un 0BJET0_GE0MÉTRIC0 generalizado (por ejemplo, escribiendo un algoritmo general que calcule el área de un polígono) y luego reescribir algoritmos más eficientes para calcular las áreas de diferentes tipos de objetos geométricos, como un círculo, un rectángulo, un triángulo, etc. En este caso, la función Área se *sobrecarga* con diferentes implementaciones.

El SGBDOO debe ahora seleccionar el método apropiado para la función Área con base en el tipo de objeto geométrico al que se aplique. En los sistemas de tipos estrictos, esto puede hacerse durante la compilación, pues deben conocerse los tipos de los objetos. Esto se denomina enlace temprano, porque la elección del método que se usará puede hacerse durante la compilación. Sin embargo, en los sistemas de tipos no estrictos o sin tipos (como SMALLTALK y LISP), es posible que el tipo del objeto al que se aplica una función no se conozca hasta el momento de la ejecución. En este caso, la función deberá verificar el tipo del objeto durante la ejecución y luego invocar el método apropiado. A esto se le llama enlace tardio de la función al método de implementación, puesto que el enlace se hace en el momento de la ejecución.

22.6.2 *Herencia múltiple y herencia selectiva*

La herencia múltiple en una jerarquía de tipos se da cuando un cierto subtipo T es un subtipo de dos (o más) tipos diferentes y por tanto hereda las funciones (atributos y métodos) de ambos supertipos. Por ejemplo, podemos crear un subtipo GERENTE_DE_INGENIERÍA que sea un subtipo tanto de GERENTE como de INGENIERO. Esto conduce a la creación de una retícula de tipos más que a una jerarquía de tipos. Un problema que puede presentarse con la herencia múltiple es que los dos supertipos de los cuales el tipo hereda pueden tener funciones distintas con el mismo nombre, lo que da lugar a una ambigüedad. Por ejemplo, es posible que tanto GERENTE como INGENIERO tengan una función llamada Salario. Si esta función se implementa con diferentes métodos en los supertipos GERENTE e INGENIERO, habrá

•En los lenguajes de programación hay varios tipos de polimorfismo. Se recomienda al lector interesado consultar las notas bibliográficas, donde se mencionan trabajos con análisis más completos.

una ambigüedad respecto a cuál de los dos heredará el subtipo GERENTE_DE_INGENIERÍA. Es posible, empero, que tanto GERENTE como INGENIERO hereden Salario del mismo supertipo (digamos, EMPLEADO) más arriba en la retícula. En un caso así no habrá ambigüedad; el problema sólo surge cuando las funciones son distintas en los dos supertipos,

Hay varias técnicas para resolver la ambigüedad en la herencia múltiple. Una solución es que el sistema compruebe si hay ambigüedad en el momento de crearse el subtipo, y dejar que el usuario elija explícitamente en este momento cuál función se heredará. Otra solución es usar algún criterio por omisión del sistema. Una tercera solución es prohibir la herencia múltiple si hay ambigüedad, obligando al usuario a cambiar el nombre de una de las funciones en uno de los supertipos. De hecho, algunos sistemas 00 no permiten en lo absoluto la herencia múltiple.

La herencia selectiva ocurre cuando un subtipo hereda sólo algunas de las funciones de un supertipo; las demás funciones no se heredan. En este caso puede usarse una cláusula EXCEPT (excepto) para listar las funciones de un supertipo que el subtipo *no* debe heredar. No es usual que los sistemas de bases de datos 00 cuenten con el mecanismo de herencia selectiva, pero se utiliza con mayor frecuencia en aplicaciones de inteligencia artificial.

22.6.3 *Versiones y configuraciones*

Muchas aplicaciones de bases de datos que usan sistemas 00 requieren la existencia de varias versiones del mismo objeto. Por ejemplo, consideremos una aplicación de bases de datos para un entorno de ingeniería de software que almacena diversos artefactos de software, como serían módulos de diseño, módulos de código fuente, información de configuración que describa cuáles módulos deben enlazarse para formar un programa complejo y casos de prueba para el sistema. Por lo regular, se aplican *actividades de mantenimiento* a un sistema de software conforme sus requerimientos evolucionan. Por lo regular, el mantenimiento implica modificar algunos de los módulos de diseño y de implementación. Si el sistema ya está en operación, y si es preciso modificar uno o más de los módulos, el diseñador deberá crear una nueva versión de cada uno de ellos para efectuar los cambios. De manera similar, es posible que sea necesario generar nuevas versiones de los ejemplares de prueba para las nuevas versiones de los módulos. Sin embargo, las versiones existentes no se deberán desechar en tanto no se hayan probado exhaustivamente y aprobado las nuevas versiones; sólo entonces deberán las nuevas versiones reemplazar las anteriores.

Cabe señalar que puede haber más de dos versiones de un objeto. Por ejemplo, consideremos dos programadores que trabajan en forma concurrente para actualizar el mismo módulo de software. En este caso se requieren dos versiones, además del módulo original. Los programadores pueden actualizar concurrentemente sus propias versiones *del mismo módulo de software.* Es común llamar a esto ingeniería concurrente. Sin embargo, siempre llega el momento en que es preciso combinar (fusionar) estas dos versiones para que la versión híbrida incluya los cambios realizados por ambos programadores. Durante la combinación, también es necesario asegurarse de que sus cambios sean compatibles. Esto precisa la creación de una versión más del objeto: una que sea el resultado de fusionar las dos versiones que se actualizaron de manera independiente.

Como se deduce del análisis anterior, un SGBDOO debe ser capaz de almacenar y controlar múltiples versiones del mismo objeto. Varios sistemas ofrecen esta capacidad, con lo cual la aplicación puede mantener múltiples versiones de un objeto y hacer referencia explícitamente a versiones específicas según sea necesario. Sin embargo, el problema de combinar y conciliar los cambios realizados a dos versiones diferentes se deja por lo regular

a los creadores de la aplicación, que conocen la semántica de esta última. Algunos SGBD cuentan con ciertos recursos que pueden comparar las dos versiones con el objeto original y determinar si cualesquier cambios que se hayan realizado son incompatibles, ayudando así al proceso de combinación. Otros sistemas mantienen un **grafo de versiones** que muestra las relaciones entre las versiones. Siempre que se origina una versión v_i al copiarse otra versión v, se puede trazar una arista dirigida de v a v_i. De manera similar, si dos versiones v_2 y v_1 se combinan para crear una nueva versión v_{+1}, se trazan aristas dirigidas de v_2 y de v_1 a v_{+1}. Este grafo puede ayudar a los usuarios a entender las relaciones entre las diferentes versiones, y el sistema puede utilizarlo internamente para controlar la creación y eliminación de versiones.

Cuando la creación de versiones se aplica a objetos complejos, surgen problemas adicionales que es preciso resolver. Un objeto complejo, como un sistema de software, puede constar de muchos módulos. Cuando se permite la creación de múltiples versiones, es posible que cada uno de esos módulos tenga varias versiones distintas y un grafo de versiones. Una **configuración** del objeto complejo es una colección que consiste en una versión de cada módulo dispuesta de manera tal que las versiones del módulo en la configuración sean compatibles y juntas formen una versión válida del objeto complejo. Una nueva versión o configuración del objeto complejo no tiene que incluir nuevas versiones de cada módulo. Por ello, puede ser que ciertas versiones de módulos que no se han alterado pertenezcan a más de una configuración del objeto complejo. Cabe señalar que una configuración es una colección de versiones de *diferentes objetos* que, juntas, constituyen un objeto complejo, en tanto que el grafo de versiones describe la colección de versiones del *mismo objeto.* Una configuración debe seguir la estructura de tipos de un objeto complejo; múltiples configuraciones del mismo objeto complejo son análogas a múltiples versiones de un objeto componente.

22.7 Ejemplos de SGBDOO*

Ahora ilustraremos los conceptos estudiados en este capítulo, para lo cual examinaremos dos SGBDOO. La sección 22.7.1 presenta un panorama sobre el sistema 02 de 02 Technology, y la sección 22.7.2 hace lo propio con el sistema ObjectStore de Object Design, Inc. Como mencionamos al iniciar el capítulo, existen muchos otros SGBDOO comerciales y de prototipo; con estos dos ejemplos ilustraremos sistemas específicos.

22.7.1 *Panorama sobre el sistema 02*

En nuestro examen del sistema 02, ilustraremos primero la definición de datos y luego consideraremos ejemplos de su manipulación. Por último, analizaremos brevemente la arquitectura del sistema 02.

Definición de datos en 02. En 02, el esquema define los tipos y las clases de objetos del sistema. Un tipo de objetos se define usando los tipos atómicos provistos por 02 y aplicando los constructores de tipos de 02. Los tipos *atómicos* son booleano, de carácter, entero, real, de cadena y de bit. Los *constructores de tipos* son tupia, lista, conjunto y conjunto único. Cuando se especifica solo, el constructor de *conjunto (set)* permite elementos duplicados (en forma similar a lo que llamamos *bolsa* en la sección 22.2.2), no así el constructor *conjunto único (unique set)* (parecido a lo que llamamos *conjunto* en la sección 22.2.2). En 02, los métodos no se incluyen como parte de una definición de tipos. Más bien, una

definición de clase consta de dos partes: el *tipo* de los objetos que pueden ser miembros de la clase y los *métodos* que se pueden aplicar a dichos objetos.

En 02 se distingue entre valores y objetos. Un *valor* tiene sólo un tipo y se representa a sí mismo. Un *objeto* pertenece a una clase y por tanto tiene un tipo y un comportamiento especificado por los métodos de la clase. Por añadidura, un objeto tiene una *identidad única* (un OID) y un valor actual (o estado), mientras que un valor no tiene OID. Tanto los valores como los objetos pueden tener tipos complejos, y los diferentes niveles del tipo complejo pueden ser valores (lo que representa una semántica de propiedad) o bien pueden hacer referencia a otros objetos valiéndose de sus OID (lo que representa una semántica de referencia). El sistema 02 tiene un lenguaje, 02c, que sirve para definir clases, métodos y tipos, y para crear objetos y valores. Los objetos son *persistentes* (si se almacenan permanentemente en la base de datos) o *transitorios* (si sólo existen durante la ejecución de un programa). Los valores son transitorios a menos que se vuelvan parte de un objeto persistente.

La figura 22.5 muestra declaraciones posibles de tipos y de clases en 02c para una porción de la base de datos UNIVERSIDAD, cuyo esquema EER se dio en la figura 21.10. Hemos

```
type Teléfono: tupie ( cód_área: integer,
                       número: integer );

type Fecha: tupie (    año: integer,
                       mes: integer,
                       día: integer);

class Persona
      type tupie (          nss: string,
                            nombre: tupie (      nombrepila: string,
                                                 paterno: string,
                                                 materno: string),
                            dirección: tupie (   numero: integer,
                                                 calle: string,
                                                 num_apto: string,
                                                 ciudad: string,
                                                 estado: string,
                                                 c6dpostal: string),
                            fechanac: Fecha,
                            sexo: character)

      method          edad: integer
end
class Estudiante inherit Persona
      type tuple (      clase: string,
                        carrera_en: Departamento,
                        especialidad_en: Departamento,
                        inscrito_en: set (Sección),
                        boleta: set (tuple(          notas: character,
                                                     nnotas: real,
                                                     sección: Sección )))
      method            promedio_notas: real,
                        cambiar_clase: boolean,
                        cambiar_carrera: (nueva_carrera: Departamento): boolean
end
```

Figura 22.5 Declaraciones de clases en **02** para una parte de la base de datos UNIVERSIDAD de la figura **21.10.** *{continúa en la siguiente página)*

```
class Estudiante_posgrad inherit Estudiante
        type tuple (    grados: set (tuple (    colegio: string,
                                                grado: string,
                                                año:  integer)),
                        asesor: Profesorado)
end

class Profesorado inherit Persona
        type tuple (    salario: real,
                        rango: string,
                        oficinap: string,
                        teléfonop:  Teléfono,
                        pertenece_a:  set  (Departamento),
                        preside: Departamento,
                        subvenciones:  set  (Subvención),
                        asesora:  set  (Estudiante))

        method          prom.over_profesor,
                        dar_aumento  (porcentaje:  real)
end

class Departamento
        type tuple (    nombred: string,
                        oficina: string,
                        teléfonod:  Teléfono,
                        miembros:  set  (Profesorado),
                        alumnos:  set  (Estudiante),
                        director: Profesorado,
                        cursos:  set  (Curso))

        method          añadir_profesor  (p:  Profesorado),
                        añadír_a_carrera  (e:  Estudiante),
                        quitar_de_carrera (e: Estudiante): boolean
end

class Sección
        type tuple (    núm_sec:  integer,
                        trim: Trimestre,
                        año:  Año,
                        estudiantes: set (tupie (est: Estudiante,
                                                 notas:  character)),
                        curso: Curso,
                        prof: Profesor)

        method          cambiar_notas (e: Estudiante, c: character)

end
class Curso
        type tuple (    nombrec: string,
                        númeroc:  string,
                        descripciónc:  string,
                        secciones:  set  (Sección),
                        depto_que_ofrece:  Departamento)

        method          actualizar_descrip (nueva_d: string)

end
```

Figura 22.5 *(continuación)*

incluido unos cuantos métodos para ilustrar la forma de declararlos. En 02 es posible definir una nueva clase E' que herede el tipo y los métodos de otra clase E. En nuestra terminología, E' es una subclase de E, y el tipo de E' debe ser un subtipo de E. Por ejemplo, en la figura 22.5, Estudiante y Profesorado se declaran como subclases de Persona usando el enunciado **inherit** Persona en la definición de Estudiante y Profesorado. Es posible **cambiar el nombre** de los atributos o métodos heredados y **redefinir** para una subclase la estructura de los atributos heredados o la implementación de los métodos heredados. Por ejemplo, si queremos cambiar el nombre del atributo nss de Persona a id_estudiante en la subclase Estudiante de Persona, podemos incluir el siguiente enunciado en la definición de clase de Estudiante:

```
rename nss as id_estudiante
```

Para redefinir un método, primero cambiamos su nombre y luego incluimos una definición del método con el nuevo nombre.

02 permite también la **herencia múltiple,** donde una clase hereda el tipo y los métodos de dos o más clases. Si las dos clases tienen un atributo o un método con el mismo nombre, lo mejor será cambiar el nombre de los dos para que se puedan distinguir en la subclase. En el enunciado de cambio de nombre podemos calificar el nombre de atributo o de método con el nombre de la clase anexándole *jiombre-de-clase,* obviando así el problema de ambigüedad de nombres que puede surgir con la herencia múltiple.

Los vínculos clase/subclase y la herencia se especifican en 02 usando la palabra reservada **inherit** (heredar) en la declaración de subclase. Por ejemplo, en la figura 22.5, las clases Profesorado y Estudiante heredan el tipo y los métodos de la clase Persona, y cada una incluye sus propios atributos y métodos adicionales. La clase Profesorado tiene los siguientes atributos adicionales: rango, salario, oficinap y teléfonop. Además, incluimos en la clase Profesorado tres atributos con valor de conjunto —pertenece_a, subvenciones y asesora— para representar los vínculos PERTENECE, IP y ASESOR, respectivamente.

Manipulación de datos en 02. Las aplicaciones de 02 pueden crearse de dos maneras con lenguajes de programación. La primera es usar los lenguajes de consulta y de programación propios de 02,02SQL y o2c, respectivamente, para escribir programas de aplicación. El segundo es usar 02 como un sistema de almacenamiento de objetos persistentes para otro lenguaje autónomo, como C++, y crear la aplicación en ese lenguaje. 02 tiene además un generador de interfaces con el usuario llamado 02Look, que puede servir para acelerar la creación de aplicaciones facilitando la interacción con 02c a través de una interfaz amable con el usuario. Hay otra herramienta, llamada 02Tools, que es un entorno gráfico de creación de programas que cuenta con herramientas como un examinador, un depurador, un *shell* que permite editar y ejecutar órdenes de 02 e interactuar con archivos Unix, y un administrador de espacio de trabajo que puede almacenar temporalmente objetos de base de datos.

Primero ilustraremos el lenguaje 02c y la forma de usarlo para escribir métodos para las clases. Este lenguaje es un subconjunto del lenguaje C que se ha extendido para manejar tipos de 02, con operaciones para tipos de conjuntos y de listas. La figura 22.6(a) muestra la definición de unos cuantos de los métodos que se declararon en las clases 02 de la figura 22.5. El primer método, edad, calcula la edad de una persona a partir de su fecha de nacimiento y la fecha actual, utilizando exclusivamente elementos del lenguaje C. Cabe señalar que el empleo de la palabra **self** (mismo) dentro de un método se refiere al objeto para el cual

se invocó el método. Así, la palabra seí/en el método edad se refiere a un objeto de tipo Persona y tiene el tipo y métodos de uno de esos objetos. El segundo método, promedio_notas, usa un ciclo *for* que se repite sobre el conjunto de valores del atributo boleta de Estudiante para obtener la suma de las notas numéricas y el número de registros boleta; en seguida, calcula y devuelve el promedio de notas. El tercer método es un ejemplo de actualización, y cambia la carrera de un estudiante. Este método también invoca dos métodos de la clase Departamento —quitar_de_carrera y añadir_a_carrera— que también aparecen en la figura 22.6(a). Esto lo hace para asegurarse de que los valores del atributo inverso —alumnos de la clase Departamento— sigan siendo congruentes con el valor del atributo carrera_en de la clase Estudiante. Esto ofrece un ejemplo de la manera como el programador puede implementar vínculos bidireccionales definiendo métodos 02 apropiados.

Hay dos formas de crear un objeto persistente en 02. Una de ellas es hacer que el objeto mismo sea una **raíz,** dándole un nombre con el enunciado **ñame.** En este caso, el objeto se denomina *raíz persistente.* La otra forma es hacer que el objeto sea *alcanzable* desde una raíz persistente; por ejemplo, haciéndolo miembro de un objeto persistente con valor de conjunto o convirtiéndolo en un componente de un objeto complejo. En general, 02 no crea un conjunto de objetos persistente que corresponda a cada declaración de clase; en vez de ello, deja esta tarea para que el usuario la efectúe explícitamente. Así pues, si se necesita un conjunto de todos los objetos persistentes de tipo Persona, el programador deberá crear una raíz persistente de tipo set(Persona) y darle un nombre, como se muestra en la figura 22.6(b), donde al conjunto se le llama Todas_personas. Cualquier objeto que se añada a ese conjunto se hará persistente automáticamente, pues se *conecta a una raíz persistente.* El objeto Persona "Federico Vizcarra" que se muestra en la figura 22.6(b) no es persistente cuando se crea, pero se vuelve persistente cuando es añadido al objeto Todas_personas. También se puede crear un objeto persistente individual con sólo darle un nombre —sin que tenga que pertenecer a ningún conjunto persistente— como se ilustra con el objeto Persona llamado "José Silva" en la figura 22.6(b).

02 también tiene un lenguaje de consulta, 02SQL, que puede servir para obtener un conjunto de valores y colocarlo en una clase transitoria en un programa escrito en o2c. 02SQL permite crear un nuevo tipo *sobre la marcha* para el resultado de una consulta. El lenguaje de consulta cuenta con una estructura **SELECT... FROM... WHERE** similar a la de SQL, pero en 02SQL es posible usar referencia funcional dentro de la consulta para referirse a los componentes de objetos complejos y a los valores. La referencia funcional usa la *notación de punto* para referirse a los componentes de objetos complejos; por ejemplo, al escribir

e.carrera_en.nombred

en Cl de la figura 22.7, primero localizamos el objeto DEPARTAMENTO relacionado con el ESTUDIANTE *e* a través de la función carrera_en, y luego localizamos el atributo nombred de ese departamento.

En una consulta 02SQL, la cláusula SELECT define los datos que se desea obtener y la estructura (tipo) de los valores en el resultado de la consulta. La cláusula FROM especifica las colecciones de objetos a las que la consulta hace referencia y proporciona nombres de variables que abarcan los objetos de esas colecciones. Por lo regular, una **colección** es un conjunto de objetos. En la figura 22.7 supusimos que Estudiante es el nombre de una colección de todos los objetos Estudiante persistentes. Por último, la cláusula WHERE especifica las condiciones para seleccionar los objetos individuales que intervienen en el resultado de la consulta. La figura 22.7 muestra ejemplos de dos consultas. La consulta Cl

(a)

```
method body edad: integer in class Persona
{   int a;
    Fecha f;
    f = today();
    a = f->año - self->fechanac->año;
    if ( f>mes < self->fechanac->mes ) ll
        ( ( f>mes == self->fechanac->mes ) && (f->día < self->fechanac->dia ) )
        -a ; /* decrementa a en 1 V
    return a;
}
method body promedio jiotas: real in class Estudiante
{   float suma = 0.0;
    int cuenta = 0;
    struct {
        char not;
        float nnot;
        o2_Sección  sec;
    }t;
    for ( t in self->boleta ) {
    suma += t->nnot; ++cuenta; /* incrementa suma en nnot, cuenta en 1 */
    }
    return suma/cuenta;
method body cambiar_carrera (nueva_carrera: Departamento): boolean in class Estudiante
{   if (self->carrera_en->quitar_de_carrera(self) ) {
        return 0;
        }
    else{
        nueva_carrera->añadir_a_carrera(self);
        self->carrera_en = nueva_carrera;
        return 1 ;
        }
}
method body quitar_de_carrera (e: Estudiante): boolean in class Departamento
{   if (e in self->alumnos) {
        self->alumnos -= set(e); /* -= aplica diferencia de conjuntos para quitar el objeto e del conjunto
          de alumnos */
        return 0;
        }
    else return 1 ;
}
method body añadir_a_carrera (e: Estudiante) in class Departamento
{ self->alumnos += set(e); /* += aplica la unión de conjuntos para añadir el objeto e al conjunto de alumnos */
}
```

Figura 22.6 Programación en 02. (a) Declaraciones de cuerpos de métodos en 02 para algunos de los métodos incluidos en la figura 22.5. (b) Creación de objetos persistentes en 02. *(continúa en la siguiente página)*

```
(b)
ñame Todas_Personas: set (Persona) /* una raíz persistente para contener todos los objetos Persona
persistentes 7

ñame José_Silva: Persona; /* una raíz persistente para contener un solo objeto Persona V
run body {
    o2 Persona p = new Persona; /* crea un nuevo objeto Persona p 7
    *p = tupie (nss: "333445555",
                nombre: tupie (nombrepila: "Federico", paterno: "Vizcarra", materno: "Torres"),
                dirección: tupie (número: 638, calle: "Valle", ciudad: "Higueras",
                                  estado: "México", códpostal: "77079"),
                fechanac: tupie (año: 1945, mes: 12, día: 8),
                sexo: M);
Todas_Personas += set(p); /* p se vuelve persistente al anexarse a una raíz persistente */

  /* ahora pondremos valores en el objeto persistente con nombre José_Silva */
José_Silva->nss = "123456789",
José_Silva->nombre: tuple(nombrepila: "José", paterno: "Silva", materno: "Barragán"),
José_Silva->dirección: tuple(número: 731, calle: "Fresnos", ciudad: "Higueras",
                             estado: "México", códpostal: "77036"),
José_Silva->fechanac: tuple(año: 1955, mes: 1, día: 9),
José_Silva->sexo: M;
}
```

Figura 22.6 *(continuación)*

```
C1: select tupie (nombrep: e.nombre.nombrepila,
                  apellido: e.nombre.paterno)
    from e in Estudiante
    where e.carrera_en.nombred = "Ciencias de la computación"

C2: select tupie (nombrep: e.nombre.nombrepila,
                  apellido: e.nombre.paterno)
                  boleta: select tupie (
                                nombrec: sc.sección.curso.nombrec,
                                núm_sec: sc.sección.núm_sec,
                                trimestre: sc.sección.trim,
                                año: sc.sección.año,
                                notas: se.notas)
                          from se in sec)
    from e in Estudiante, sec in e.boleta
    where e.carrera_en.nombred = "Ciencias de la computación"
```

Figura 22.7 Dos consultas en 02SQL.

obtiene los nombres de todos los estudiantes cuya carrera es ciencias de la computación, y el tipo del resultado de la consulta es un conjunto de tupias con dos atributos: nombrep y apellido. La consulta C2 obtiene las boletas de los estudiantes cuya carrera es ciencias de la computación, y el resultado tiene un tipo complejo cuya estructura se especifica en la cláusula SELECT de la consulta. El recurso para definir una nueva estructura de tipo para los valores del resultado de una consulta no está disponible en todos los SGBDOO. Algunos sistemas sólo permiten obtener objetos completos de una colección tal cual, sin reestructurarlos para el resultado de la consulta. El programador puede entonces reestructurar explícitamente estos objetos como objetos transitorios de nuevos tipos que se declaran en el programa usuario.


```
class Persona: 02_root {
public:
    char* nss;
    struct {
        char* nombrepila;
        char* paterno;
        char* materno} nombre;
    struct {
        int   número;
        char* calle;
        char* núm_apto;
        char* ciudad;
        char* estado;
        char* códpostal} dirección;
    struct {
        int año;
        int mes;
        int día }fechanac;
    char sexo;

    int edad();
    }
```

Figura 22.8 Declaración de clase en C++, correspondiente a la clase 02 Persona.

Una alternativa al lenguaje 02c es usar un lenguaje autónomo, como C++, junto con el sistema 02. Para facilitar esto, 02 provee un recurso de exportación que crea clases C++ correspondientes a las declaraciones de clase en 02. La figura 22.8 muestra una clase C++ que corresponde a la clase Persona declarada en la figura 22.5. Ahora podemos obtener los objetos de la clase 02 persistente Persona y colocarlos directamente en variables definidas del tipo de clase C++ correspondiente; estas variables pueden manipularse con código de programa en C++.

Panorama sobre la arquitectura del sistema 02. En esta sección presentaremos un breve bosquejo de la arquitectura del sistema 02. Una parte de este sistema, llamada 02Engine, se encarga de una buena parte de la funcionalidad del SGBD, como proporcionar recursos de almacenamiento, obtención y actualización de objetos almacenados persistentemente que pueden ser compartidos por múltiples programas. 02Engine pone en práctica los mecanismos de control de concurrencia, recuperación y seguridad comunes en los sistemas de bases de datos. Además, 02Engine implementa un modelo de gestión de transacciones y mecanismos de evolución de esquemas.

La implementación de 02Engine en el nivel de sistema se basó en una *arquitectura cliente/servidor,* contemplando la tendencia actual hacia los sistemas de cómputo en redes y distribuidos (véase el Cap. 23). El *componente servidor,* que puede ser una máquina servidora de archivos, es un *servidor de páginas;* sólo se ocupa del almacenamiento en el nivel de página (bloque de disco) y no conoce las estructuras de los objetos. Su obligación es obtener páginas de manera eficiente cuando un cliente le ordena que lo haga, y mantener el control de concurrencia y la información de recuperación apropiados en el nivel de página. En 02, el control de concurrencia se basa en bloqueo, y la recuperación en una técnica de escritura anticipada en la bitácora. El servidor también se ocupa de parte del almacenamiento de

páginas en caché.para reducir la E/S de disco, y el acceso a él es a través de una interfaz de llamada a procedimiento remoto (RPC: *remote procedure cali)* desde los clientes. Un *cliente* es por lo regular una estación de trabajo, y la mayor parte de la funcionalidad de 02 se provee en el nivel de cliente.

En el nivel funcional, 02Engine tiene tres componentes principales. El *componente de almacenamiento,* en el nivel más bajo, es una extensión de un sistema de almacenamiento llamado WiSS *(Wisconsin Storage System),* que fue creado en la University of Wisconsin. La implementación de este nivel está dividida entre el cliente y el servidor. El proceso servidor se encarga de manejar el disco, almacenar y leer páginas, controlar la concurrencia y recuperarse. El proceso cliente almacena en *caché* páginas y candados provistos por el servidor y los pone a disposición de los módulos funcionales de mayor nivel del cliente 02.

El siguiente componente funcional, llamado *gestor de objetos,* se encarga de estructurar objetos y valores, formar grupos de objetos relacionados en páginas de disco, indizar objetos, mantener la identidad de los objetos, efectuar operaciones con objetos, etc. Los identificadores de objetos se implementaron en 02 como la dirección física en disco de los objetos, para evitar el gasto extra de la correspondencia lógica-a-física de identificadores, y se basan en los identificadores de registro WiSS. El OID incluye un identificador de volumen de disco, un número de página dentro del volumen y un número de ranura dentro de la página. Los objetos complejos estructurados se descomponen en registros y se usan índices para tener acceso a los componentes con estructura de conjunto o de lista de un objeto.

El nivel funcional más alto de 02Engine se denomina *gestor de esquemas.* Lleva el control de las definiciones de clases, tipos y métodos; provee los mecanismos de herencia; verifica la consistencia de las declaraciones de clases, y hace posible la evolución de esquemas, lo que incluye la creación y la eliminación increméntales de declaraciones de clases. Para el lector interesado, al final de este capítulo se dan referencias bibliográficas que analizan diversos aspectos del sistema 02.

22.7.2 *Panorama sobre el sistema ObjectStore*

En esta sección presentaremos un bosquejo del SGBDOO ObjectStore. Primero ilustraremos la definición de datos en ObjectStore y luego daremos ejemplos de consultas y de manipulación de datos.

Definición de datos en ObjectStore. El sistema ObjectStore está íntimamente integrado al lenguaje C++ y proporciona capacidades de almacenamiento persistente de objetos C++. Se tomó esta decisión para evitar el problema de *diferencia de impedancia* entre un sistema de bases de datos y su lenguaje de programación, donde las estructuras provistas por el sistema son diferentes de las que provee el lenguaje de programación. Así pues, ObjectStore puede usar las declaraciones de clase de C++ como su lenguaje de definición de datos. Utiliza un C++ extendido que incluye elementos adicionales que son útiles específicamente en aplicaciones de bases de datos. Los objetos de una clase pueden ser transitorios en un programa o bien pueden almacenarse persistentemente con ObjectStore. Los objetos persistentes pueden ser compartidos por varios programas. Un apuntador a un objeto tiene la misma sintaxis ya sea que el objeto sea persistente o transitorio, así que la persistencia es más o menos transparente para los programadores y usuarios.

La figura 22.9 muestra declaraciones posibles de clase C++ de ObjectStore para una porción de la base de datos UNIVERSIDAD, cuyo esquema EER se dio en la figura 21.10. El compilador de C++ extendido de ObjectStore maneja declaraciones de vínculos inversos y

funciones adicionales.* En C++, un asterisco (*) especifica una referencia (apuntador), y el tipo de un campo (atributo) aparece antes de su nombre. Por ejemplo, la declaración

```
Profesorado *asesor
```

en la clase Estudiante_posgrad especifica que el atributo *asesor* tiene el tipo *apuntador a un objeto Profesorado.* Los tipos básicos de C++ son carácter (char), entero (int) y número real (float). Se puede declarar que una cadena de caracteres sea de tipo char* (apuntador a un arreglo de caracteres).

En C++, una clase *derivada E* hereda la descripción de una clase *base E* al incluir el nombre de E en la definición de *E* después de un signo de dos puntos (:) y de la palabra reservada **public** o bien la palabra reservada **private.**" Por ejemplo, en la figura 22.9 tanto la clase Profesorado como la clase Estudiante se derivan de la clase Persona, y ambas heredan los campos (atributos) y las funciones (métodos) declarados en la descripción de Persona. Las funciones se distinguen de los atributos al incluir parámetros entre paréntesis después del nombre de la función. Si una función no tiene parámetros, sólo incluimos los paréntesis (). Una función que no devuelve valor alguno es de tipo **void.** Existe una correspondencia directa entre las declaraciones de 02 de la figura 22.5 y las declaraciones de C++ de la figura 22.9, como puede verse si se les compara. ObjectStore añade su propio **constructor de conjuntos** a C++ valiéndose de la palabra reservada **os_Set** (que significa conjunto de ObjectStore) . Por ejemplo, la declaración

```
os_Set<Boleta*> boleta
```

dentro de la clase Estudiante especifica que el valor del atributo boleta en cada objeto estudiante es un *conjunto de apuntadores* a objetos de tipo Boleta. El constructor de tupias está *implícito* en las declaraciones de C++ siempre que diversos atributos se declaran en una clase (o un struct, que es el concepto de C++ que corresponde a una tupia). ObjectStore ha añadido además constructores de bolsas y de listas a C++, llamados os_Bag y os_List, respectivamente.

Las declaraciones de clases de la figura 22.9 incluyen atributos de referencia en ambas direcciones para los vínculos de la figura 21.10. Por ejemplo, para el vínculo CARRERAS incluimos el atributo carrera_en —con tipo apuntador a Departamento— en la clase Estudiante y el atributo alumnos —con tipo conjunto de apuntadores a Estudiante— en la clase Departamento. ObjectStore contiene un **recurso de vínculos** que actúa como extensión de las declaraciones C++ y permite especificar atributos inversos que representan un vínculo binario. La figura 22.10 ilustra la sintaxis de este recurso, que se especifica añadiendo la palabra reservada **inversejnember** (miembro inverso) a un atributo, seguida de una lista de sus atributos inversos en la otra clase. Por ejemplo, en la figura 22.10 se declaran de este modo los vínculos PRESIDE y PERTENECE entre Profesorado y Departamento. El atributo *pertenece_a* de la clase Profesorado se declara como inverso del atributo *miembros* de la clase Departamento. Así, ObjectStore mantiene la consistencia en el vínculo de manera automática; si se añade una referencia a un objeto Profesorado al conjunto *miembros* de un determinado objeto Departamento, el sistema añadirá automáticamente una referencia al Departamento en el conjunto *pertenece_a* de ese objeto Profesorado. Las referencias en la

ObjectStore puede usarse también con otros compiladores de C++; para ello se usa la interfaz de biblioteca de C++ de ObjectStore.

" C++ tiene dos tipos de derivaciones: públicas y privadas. Aquí sólo consideraremos las derivaciones públicas.

```
/* éste es el archivo esquema.univ.H que incluye las declaraciones de clases de la base de datos '

    struct Teléfono: {
    int cód_á'rea;
    int número;
}

struct Fecha {
    int  año;
    int  mes;
    int  día;
}

class Persona {
public:
    char nss[9];
    struct {
        char* nombrepila;
        char* paterno;
        char* materno;
        } nombre;
    struct {
        int  número;
        char* calle;
        char* núm_apto;
        char* ciudad;
        char* estado;
        char*  códpostal;
        } dirección;
    Fecha fechanac;
    char sexo;

    int edad();
}

struct Boleta {
    char   notas;
    float  nnotas;
    Sección *sección;
}

class Estudiante: public Persona {
    /* Estudiante hereda (se deriva de) Persona */ public:
    char*          clase;
    Departamento           *carrera_en;
    Departamento           *especialidad_en;
    os_Set<Sección*>     inscrito_en;
    os_Set<Boleta*>      boleta;

    float promedio_notas();
    void cambiar_clase();
    void cambiar_carrera (Departamento *nueva_carrera);
```

Figura 22.9 Algunas declaraciones de clases C · · para una base de datos ObjectStore UNIVERSIDAD, *(continúa en la siguiente página)*


```
struct Grado {
    char* colegio;
    char* grado;
    int  año;
}

class Estudiante_posgrad: public Estudiante {
    /* Estudiante_posgrad hereda (se deriva de) Estudiante */ public:
    os_Set<Grado*> grados;
    Profesorado   *asesor;
}

class Profesorado: public Persona { /* Profesorado hereda (se deriva de) Persona */
    float                    salario;
    char*                    rango;
    char*                    oficinap;
    Teléfono                 teléfonop;
    os_Set<Departamento*>  pertenece_a;
    Departamento             *preside;
    os_Set<Subvención*>    subvenciones;
    os_Set<Estudiante*>      asesora;

    void promover_profesor();
    void dar_aumento (float porcentaje);
}

class Departamento {
    char*                  nombred;
    char*                  oficina;
    Teléfono               teléfonod;
    os_Set<Profesorado*> miembros;
    os_Set<Estudiante*>    alumnos;
    Profesorado            director;
    os_Set<Curso*>         cursos;

    void añadir_profesor (Profesorado *p);
    void añadir_a_carrera (Estudiante *e);
    void quitar_de_carrera (Estudiante *e);
}
```

Figura 22.9 *(continuación)*

dirección 1:1 o N:1 (cuya participación *máx* es 1) se declaran como apuntadores individuales, en tanto que las referencias en las direcciones 1:N o M:N (cuya participación *máx* es mayor que 1) se declaran empleando la construcción os_Set (conjunto de apuntadores).

La figura 22.10 ilustra también otra característica de C · · : la función constructora de una clase. Una clase puede tener una función con el mismo nombre que la clase y que sirve para crear *objetos nuevos* de esa clase. En la figura 22.10, el constructor de Profesorado suministra únicamente el valor nss de un objeto Profesorado (nss se *hereda* de Persona), y el constructor de Departamento sólo suministra el valor nombred. Los valores de los demás atributos se pueden agregar posteriormente a los objetos, aunque en un sistema real la función constructora incluiría más parámetros para construir un objeto más complejo. A continuación explicaremos cómo se pueden usar constructores para crear objetos persistentes.

```
extern database *bd_univ;

class Persona;

class Profesorado: public Persona { /* Profesorado hereda (se deriva de) Persona */
    float salario;
    char* rango;
    char* oficinap;
    Teléfono teléfonop;
    os_Set<Departamento*> pertenece_a
        inverse_member Departamento::miembros;
    Departamento *preside;
        inverse_member Departamento::director;
    os_Set<Subvención*> subvenciones;
    os_Set<Estudiante*> asesora;

    Profesorado(char s[9]) {nss = new(db_univ) char[9J; strcpy(nss, s);}
        /* el atributo nss se hereda de Persona */
    void promover_profesor();
    void dar_aumento (float porcentaje);
}

class Departamento {
    char* nombred;
    char* oficina;
    Teléfono teléfonod;
    os_Set<Profesorado*> miembros
        inverse_memberProfesorado::pertenece_a;
    os_Set<Estudiante*>  alumnos;
    Profesorado        *director
        inverse_member Profesorado: :preside;
    os_Set<Curso*>      cursos;

    Departamento (char* d) {nombred = new(bd_univ) char[strlen(d)+1]; strcpy(nombred, d);}
    void añadir_profesor(Profesorado *p);
    void añadir_a_carrera (Estudiante *e);
    int  quitar_de_carrera (Estudiante *e);
}
```

Figura 22.10 Declaración de vínculos inversos en ObjectStore.

Manipulación de datos en ObjectStore. ObjectStore utiliza C · · para crear sus aplicaciones, y además cuenta con una herramienta de interfaz gráfica con el usuario para facilitar la creación de aplicaciones. Se puede aplicar funciones adicionales a los tipos de colección (os_Set, os_Bagy os_List); entre ellas están las funciones insert(e), remove(e) y créate, que sirven para insertar un elemento e en una colección, quitar un elemento e de una colección y crear una colección nueva, respectivamente. Además, una construcción de programación foreach(c, colección) permite al programa ejecutar ciclos sobre cada elemento c de una colección. Estas funciones se ilustran en la figura 22.11 (a), que muestra cómo pueden especificarse en ObjectStore algunos de los métodos declarados en la figura 22.9. La función *añadir_a_carrera* añade un (apuntador a un) estudiante al atributo de conjunto *alumnos* de la clase Departamento, al invocar la función de inserción con el enunciado alumnos->insert. De manera similar, la función *quitar_de_carrera* elimina un apuntador a estudiante del mismo conjunto. Aquí suponemos que se hicieron las declaraciones *inverse member*


```
(a)
int Persona::edad() {
        Fecha f = today(); int a = f.año - fechanac.año;
        if (f.mes < fechanac.mes) ll
          ((f.mes == fechanac.mes) && (f.día < fechanac.día )) - -a;
        return a;
};

float Estudiante::promedio_notas() {
    float suma = 0.0; int cuenta = 0; Boleta *b;
    foreach(b, boleta) {
        suma += b->nnotas; ++cuenta; /* incrementa suma en nnotas, cuenta en 1 */
        }
    return suma/cuenta;
};

void Estudiante::cambiar_carrera (Departamento *nueva_carrera) {carrera_en = nueva_carrera;}
void Departamento: :quitar_de_carrera (Estudiante *e) {alumnos->remove(e);}
void Departamento::añadir_profesor (Profesorado *p) {miembros->insert(p);}
void Departamento::añadir_a_carrera (Estudiante *e) {alumnos->insert(e);}

(b)
main() {
    datábase *bd_univ = database::open ("/basesdts/univ");

    transaction::begin();
/* crear dos conjuntos persistentes para contener todos los objetos Profesorado y Departamento */
    os_Set<Profesorado*> &todo_prof esorado = os_Set<Profesorado*>::create(bd_univ);
    os_Set(Departamento*> &todos_deptos = os_Set<Departamento*>::create(bd_univ);
/* crear un nuevo objeto Profesorado y un nuevo objeto Departamento empleando los constructores */
    Profesorado *p = new (bd_univ) Profesorado ("123456789");
    Departamento *d = new (bd_univ) Departamento ("Ciencias de la computación");
/* relacionar los objetos invocando el método apropiado */
    d->añadir_profesor(p);
/* añadir los objetos a sus conjuntos persistentes */
    todo_profesorado.insert(p);todos_deptos.insert(d);

    transaction::commit();
}
```

Figura 22.11 Programación en ObjectStore. (a) Definiciones de funciones en C · · para algunos de los métodos incluidos en la figura 22.9. (b) Creación de objetos persistentes en ObjectStore.

apropiadas, de modo que el sistema da mantenimiento automático a cualesquier atributos inversos. En la función *promedio jiotas,* se usa la construcción foreach(b, boleta) para recorrer el conjunto de registros boleta dentro de un objeto Estudiante y así calcular su promedio de notas de aprovechamiento.

En C · ·, la referencia funcional a los elementos de un objeto o usa la *notación de fiecha* cuando se provee un *apuntador* a o, y usa la *notación de punto* cuando se provee una variable cuyo valor es *el objeto o mismo.* Con cualquiera de ellas podemos referirnos tanto a los atributos como a las funciones de un objeto. Por ejemplo, las referencias f.año y b->nnotas en

```
os_Set<Profesorado*> &profs_asist =
    todo_profesorado [: rango == 'Profesor asistente':]

os_Set<Profesorado*> &profs_asist_ricos =
    todo_profesorado [: rango == 'Profesor asistente' && salario > 5000.00 :]

os_Set<Profesorado*> &presiden_deptos =
    todo_profesorado [: preside:]

os_Set<Profesorado*> &profs_cc =
    todo_profesorado [: pertenece_a [: nombred == 'Ciencias de la computación':]:]
```

Figura 22.12 Consultas en ObjectStore.

las funciones edad y promedio_notas se refieren a atributos componentes, en tanto que la referencia a alumnos->remove en quitar_de_carrera invoca la función remove de ObjectStore sobre el conjunto alumnos.

Si el programador o usuario desea crear objetos y colecciones persistentes en ObjectStore deberá asignarles un nombre, al que también se le denomina *variable persistente*. La variable persistente puede considerarse como una referencia abreviada al objeto, y ObjectStore la "recuerda" permanentemente. Por ejemplo, en la figura 22.11 (b) creamos dos objetos persistentes con valor de conjuntos —todo__profesorado y todos_deptos— y los hicimos persistentes en la base de datos llamada bd_univ. La aplicación utiliza estos objetos para contener apuntadores a todos los objetos persistentes de tipo profesorado y departamento, respectivamente. Podemos crear un objeto miembro de una clase definida invocando la función constructora de objetos de esa clase, con la palabra reservada new. Por ejemplo, en la figura 22.11 (b) creamos un objeto Profesorado y un objeto Departamento, y luego los relacionamos invocando el método añadirjprofesor. Por último, los agregamos a los conjuntos todo_profesorado y todos_deptos para hacerlos persistentes.

ObjectStore cuenta también con un recurso de consultas, que sirve para seleccionar un conjunto de objetos de una colección especificando una condición de selección. El resultado de una consulta es un conjunto de apuntadores a los objetos que satisfacen la consulta. Los enunciados del lenguaje de consulta pueden incorporarse en un programa en C++, y considerarse como un medio de acceso asociativo de alto nivel a los objetos seleccionados que hace innecesario crear una construcción cíclica explícita. La figura 22.12 ilustra unas cuantas consultas, cada una de las cuales devuelve un subconjunto de objetos de la colección todo_profesorado que satisfacen una condición determinada. La primera consulta de la figura 22.12 selecciona todos los objetos Profesorado de la colección todo_profesorado cuyo rango es Profesor asistente; la segunda consulta obtiene los profesores asistentes cuyo salario es mayor que $5000.00; la tercera obtiene los profesores que presiden departamentos, y la cuarta los profesores de ciencias de la computación.

ObjectStore también permite al usuario especificar la creación de índices, con los cuales el sistema puede optimizar la obtención de objetos que satisfacen un criterio de selección. Otra característica útil es que maneja múltiples versiones de un objeto que pueden existir de manera concurrente.

El análisis anterior ofreció un somero bosquejo de algunas características de ObjectStore. En la bibliografía encontrará el lector referencias a documentos que describen ObjectStore con mayor detalle.

22,8 Diseño de bases de datos OO por transformación EER-OO*

Resulta sencillo diseñar las declaraciones de tipos de las clases de objetos para un SGBDOO a partir de un esquema EER que *no* contiene categorías *ni* vínculos n-arios con n mayor que 2. Por otro lado, como los métodos no se especifican en el diagrama EER, se deben añadir a las declaraciones de clases después de completar la transformación estructural. Toda clase debe incluir un método constructor y uno destructor para crear y destruir objetos de esa clase, además de cualesquier métodos adicionales que requiera la aplicación. Si se diseñaron* conceptualmente las transacciones como se explicó en la sección 21.5, éstas podrán ser^y vir como base para definir e implementar los métodos. A grandes rasgos, la transformado^ j de EER a OO es como sigue: |<¿ J

PASO 1: Crear una clase OO para cada clase EER. El tipo de la clase OO deberá incluir todos los atributos de la clase EER mediante un constructor de tupia en el nivel superior del \ tipo. Los *atributos multivaluados* se declaran a través de los constructores de bolsa, de conjunto o de listad Si los valores del atributo multivaluado de un objeto deben estar ordenados, se elegirá el constructor de lista; si se permiten duplicados, deberá escogerse el constructor de bolsa. Los *atributos compuestos* se declaran con un constructor de tupia. •

PASO 2: Añadir atributos de referencia para cada vínculo binario a las clases OO que participen en el vínculo. Los atributos pueden crearse en una dirección o en ambas; serán monovaluados para los vínculos binarios en la dirección 1:1 o N : l y con valor de conjunto o con valor de lista para los vínculos en la dirección 1:N o M : N . Si un vínculo binario se representa con referencias en ambas direcciones, se debe declarar que cada referencia es el inverso de la otra, si existe el recurso para hacerlo. Si hay atributos de vínculo, puede usarse un constructor de tupia para crear una estructura de la forma <referencia, atributos de vínculo>, la cual se incluye en lugar del atributo de referencia. •

PASO 3: Incluir métodos apropiados para cada clase. Éstos no están disponibles en el esquema EER y se deberán agregar al diseño de la base de datos según se necesiten. Todo método constructor deberá incluir código que verifique cualesquier restricciones que se deben cumplir al crearse un nuevo objeto. Todo método destructor deberá verificar cualesquier restricciones que pudieran violarse al eliminarse el objeto. Los otros métodos deberán incluir cualesquier verificaciones adicionales de restricciones que sean pertinentes. •

PASO 4: Una clase OO que corresponda a una subclase en el esquema EER heredará el tipo y los métodos de su o sus superclases en el esquema OO. Sus atributos y referencias específicas se declaran como se explicó en los pasos 1 y 2. •

PASO 5: Los tipos de entidades débiles que no participan en ningún otro vínculo además de su vínculo de identificación se pueden transformar como si fueran atributos multivaluados compuestos del tipo de entidades propietario, empleando el constructor set(tuple(...)). •

PASO 6: Los vínculos n-arios conn > 2 pueden transformarse a un tipo de objetos aparte, con referencias apropiadas a cada uno de los tipos de objetos participantes. Estas referencias se

[1]Debemos decidir si se usa un constructor de conjuntos o un constructor de listas, porque esta información no está disponible en el esquema EER.

basan en hacer corresponder un vínculo 1:N de cada uno de los tipos de entidades participantes con el vínculo n-ario. También puede utilizarse esta opción con los vínculos binarios M : N , si así se desea. •

Estos pasos generales de transformación se pueden aplicar tanto a 02 como a ObjectStore y a otros modelos de datos y sistemas 00. Consideremos las declaraciones 02 de la figura 22.5, que muestran algunas de las declaraciones de tipos y clases 02 para la base de datos UNIVERSIDAD de la figura 21.10. Incluimos atributos de referencia en ambas direcciones para la mayoría de los vínculos. Por ejemplo, para el vínculo CARRERAS incluimos el atributo carrera_en — con tipo Departamento — en la clase ESTUDIANTE y el atributo alumnos — con tipo set(Estudiante) — en la clase DEPARTAMENTO. Sin embargo, en el vínculo ESPECIALIDADES sólo incluimos el atributo de referencia especialidad_en en la clase ESTUDIANTE. La decisión de representar un vínculo binario sólo en una dirección o en ambas se deja al diseñador de la base de datos 00, según el uso que se piense dar a los objetos. Por ejemplo, si se espera usar principalmente el vínculo ESPECIALIDADES para referirse al departamento de especialidad de un objeto estudiante, y casi nuni:a referirse al conjunto de todos los estudiantes que cursan su especialidad en un departamento dado, la elección que se hizo aquí sería la adecuada.

Cabe señalar que 02 se puede caracterizar como un tanto débil en su manejo de los vínculos en general, ya que las declaraciones de clase no indican si dos atributos de dos clases están representando el mismo vínculo. ObjectStore permite declarar dos atributos como inversos entre sí, de modo que el sistema mismo pueda mantener la consistencia del vínculo, como se ilustra en la figura 22.10. En 02 y otros sistemas similares, los programadores deben mantener todos los vínculos explícitamente, para lo cual han de codificar los métodos que actualizan los objetos en la forma apropiada. Así pues, en cierto sentido, estos sistemas no reconocen el concepto de vínculo bidireccional como tal; en vez de ello, dejan que los programadores implementen dichos vínculos.

22*9 Resumen

En este capítulo estudiamos el enfoque orientado a objetos de los sistemas de bases de datos, propuesto para poder satisfacer las necesidades de aplicaciones complejas de bases de datos y para añadir funcionalidad de bases de datos a los lenguajes de programación orientados a objetos como C ' ' . En primer término analizamos los principales conceptos que se utilizan en las bases de datos 00, entre ellos los siguientes:

- *Identidad de objetos:* Los objetos tienen identidades únicas, independientes de los valores de sus atributos.
- *Constructores de tipos:* Las estructuras de objetos complejos pueden construirse aplicando recursivamente un conjunto de constructores básicos, como los de tupia, conjunto, lista y bolsa.
- *Encapsulamiento:* Tanto la estructura de los objetos como las operaciones que se pueden aplicar a ellos se incluyen en las definiciones de clase de los objetos.
- *Compatibilidad con los lenguajes de programación:* Tanto los objetos persistentes como los transitorios se manejan de manera uniforme. Para que los objetos sean persistentes se les anexa a una colección persistente.

- *Jerarquías de tipos y herencia:* Es posible especificar los tipos de los objetos mediante una jerarquía de tipos, que permite heredar tanto los atributos como los métodos de tipos previamente definidos.
- Manejo *de objetos complejos:* Es posible almacenar y manipular objetos complejos tanto estructurados como no estructurados.
- *Polimorfismo y sobrecarga de operadores:* Los operadores y los nombres de métodos se pueden "sobrecargar" de modo que se apliquen a diferentes tipos de objetos con distintas implementaciones.
- *Creación de versiones:* En algunos sistemas 00 es posible mantener varias versiones del mismo objeto.

Después presentamos un panorama de dos SGBDOO —a saber, 02 y ObjectStore — y bosquejamos un procedimiento de transformación que sirve para diseñar un esquema de base de datos a partir de un diseño conceptual EER. Los investigadores han debatido sobre la conveniencia de ensayar un enfoque totalmente nuevo de la gestión de bases de datos — el enfoque orientado a objetos —, en vez de extender las capacidades de los sistemas de gestión relaciónales que hay en el mercado, de modo que satisfagan las necesidades de aplicaciones de bases de datos más complejas. Actualmente se trabaja en una norma SQL3 que incorporará conceptos de 00 en la norma de lenguaje relacional SQL2. Entre los prototipos relaciónales extendidos están ios proyectos POSTGRES y STARBURST (véase la bibliografía selecta).

Preguntas de repaso

22.1. ¿Qué orígenes tiene el enfoque orientado a objetos.?

22.2. ¿Qué características primarias debe poseer un OID?

22.3. Analice los diversos constructores de tipos. ¿Cómo se les usa para crear estructuras de objetos complejos?

22.4. ¿Qué diferencia hay entre clase y tipo en la terminología 00? Analice el concepto de encapsulamiento, y explique cómo se aplica para crear tipos de datos abstractos.

22.5. Explique el significado de los siguientes términos en la terminología orientada a objetos: *método, signatura, mensaje, colección.*

22.6. ¿Qué relación hay entre un tipo y su subtipo en una jerarquía de tipos? ¿Qué diferencia hay entre una jerarquía de tipos y una jerarquía de clases?

22.7. ¿Qué diferencia hay entre los objetos persistentes y los transitorios? ¿Cómo se maneja la persistencia en la generalidad de los sistemas de bases de datos 00?

22.8. ¿Qué diferencias hay entre la herencia normal, la herencia múltiple y la herencia selectiva?

22.9. Analice el concepto de polimorfismo/sobrecarga de operadores.

22.10. ¿Qué diferencia hay entre los objetos complejos estructurados y los no estructurados?

22.11. ¿Qué diferencia hay entre la semántica de propiedad y la semántica de referencia en los objetos complejos estructurados?

22.12. ¿Qué es la creación de versiones? ¿Por qué es importante? ¿Qué diferencia hay entre las versiones y las configuraciones?

22.13. ¿Qué diferencia hay entre valores y objetos en O2? ¿Cómo se hacen persistentes los objetos en O2?

22.14. ¿Cómo se representan los vínculos en un modelo de datos OO? ¿Qué son las referencias inversas? ¿Cómo se declaran las referencias inversas en ObjectStore?

Ejercicios

22.15. Diseñe un esquema OO para una aplicación de base de datos que le interese. Construya primero un esquema EER para la aplicación; luego cree las clases correspondientes en O2. Especifique varios métodos para cada clase. Repita el ejercicio especificando las clases para ObjectStore.

22.16. Considere la base de datos AEROPUERTO descrita en el ejercicio 21.18. Especifique varias operaciones/métodos que, a su parecer, serían pertinentes para esa aplicación. Especifique las clases y métodos O2 para esa base de datos. Repita el ejercicio para ObjectStore.

22.17. Transforme el esquema completo EER UNIVERSIDAD de la figura 21.10a clases O2 y ObjectStore. Incluya métodos apropiados para cada clase.

22.18. Transforme el esquema ER COMPAÑÍA de la figura 3.2 a clases O2 y ObjectStore. Incluya métodos apropiados para cada clase.

Bibliografía selecta

Los conceptos de bases de datos orientadas a objetos son una amalgama de conceptos provenientes de los lenguajes de programación OO y de los sistemas de bases de datos y los modelos de datos conceptuales. Varios libros de texto describen lenguajes de programación OO; por ejemplo, Stroustrup (1986) y Pohl (1991), para C++, y Goldberg (1989) para SMALLTALK. Un libro reciente de Cattell (1991) describe conceptos de bases de datos OO.

Existe una enorme bibliografía sobre las bases de datos OO, por lo que sólo podemos ofrecer aquí una muestra representativa. Los números de octubre de 1991 de CACM y de diciembre de 1990 de IEEE *Computer* describen conceptos y sistemas de bases de datos orientadas a objetos. Dittrich (1986) y Zaniolo et *al* (1986) hacen un estudio de los conceptos básicos de los modelos de datos orientados a objetos. Uno de los primeros artículos sobre bases de datos orientadas a objetos es Baroody y DeWitt (1981). En Banerjee *et al* (1987), Borgidaet *al* (1989), Kappel y Schrefl (1991) y Bouzeghoub y Metáis (1991) se analizan cuestiones de modelado de datos en bases de datos OO. Su *et al* (1988) presenta un modelo de datos orientado a objetos que se está usando en aplicaciones CAD/CAM. Mitschang (1989) extiende el álgebra relacional para cubrir objetos complejos. Los lenguajes de consulta e interfaces gráficas con el usuario para OO se describen en Gyssens *et al* (1990), Kim (1989), Alashqur *et al* (1989), Bertino et *al* (1992), Agrawal *et al* (1990) y Cruz (1992).

Osborn (1989) y Zicari (1991) examinan la evolución de los esquemas en bases de datos OO. Heiler y Zdonick (1990) y Rudensteiner (1992) tratan las vistas de objetos, y Barsalou *et al* (1991) analiza vistas de objetos que se construyen sobre una base de datos relacional. Bertino y Kim (1989) estudia la indización en bases de datos OO. Las cuestiones de almacenamiento, arquitectura y rendimiento en bases de datos OO se tratan en Biliris (1992), Cattell y Skeen (1992), Cheng (1991),

DeWitt *et al* (1990), Shekita y Carey (1989), Willshire (1991), Chang y Katz (1989) y Tsangaris y Naughton (1992). Lehman y Lindsay (1989) tratan la implementación de objetos extensos. Tsotras y Gopinath (1992) analiza la creación de versiones de los objetos.

El sistema O2 se describe en Deux *et al* (1991) y en un libro reciente (Bancilhon *et al* 1992) que incluye una lista de referencias a otras publicaciones que se ocupan de diversos aspectos de O2. El modelo O2 se formalizó en Velez *et al* (1989). El sistema ObjectStore se describe en Lamb *et al* (1991) Fishman *et al* (1987) y Wilkinson *et al* (1990) analizan IRIS, un SGBD orientado a objetos creado en los laboratorios Hewlett-Packard. Maier *et al* (1986) y Butterworth *et al* (1991) describen el diseño de GEMSTONE. Un sistema OO con arquitectura abierta, creado por Texas Instruments, se describe en Thompson *et al* (1993). El sistema ODE creado en ATT Bell Labs se describe en Agrawal y Gehani (1989). El sistema ORION creado en MCC se describe en Kim *et al* (1990). Morsi *et al* (1992) describe una base de prueba OO.

El polimorfismo en las bases de datos y en los lenguajes de programación orientados a objetos se estudia en Osborn (1989), Atkinson y Buneman (1987) y Danforth y Tomlinson (1988). La identidad de objetos se trata en Abiteboul y Kanellakis (1989). Los lenguajes de programación OO para bases de datos se analizan en Kent (1991). Las restricciones de objetos se estudian en Delcanv bre et *al* (1991) y en Elmasri *et al* (1993). La autorización y la seguridad en bases de datos OO se examinan en Rabitti *et al* (1991) y Bertino (1992).

CAPÍTULO 23

Bases de datos distribuidas y arquitectura cliente-servidor

En un **sistema de base de datos centralizado,** todos los componentes del sistema residen en un solo computador o **sitio.** Los componentes consisten en los datos, el software del SGBD y los dispositivos de almacenamiento secundario asociados, como discos para el almacenamiento en línea de la base de datos y cintas para las copias de seguridad. Podemos tener acceso remoto a una base de datos centralizada a través de terminales conectadas al sitio; sin embargo, los datos y el software del SGBD residen principalmente en un solo sitio. En años recientes se ha observado una marcada tendencia hacia la **distribución** de los sistemas de cómputo en múltiples sitios que se interconectan a través de una **red de comunicaciones.** En este capítulo estudiaremos el desarrollo de los **sistemas de bases de datos distribuidas (SBDD)** y las técnicas empleadas en su implementación. El software con que se implementa un sistema así se denomina **sistema de gestión de bases de datos distribuidas (SGBDD).**

En la sección 23.1 analizaremos las razones para optar por la distribución, y presentaremos conceptos de SBDD. La sección 23.2 es un panorama sobre la arquitectura cliente-servidor, que se está popularizando para los sistemas distribuidos en general, y para las bases de datos distribuidas en particular. La sección 23.3 presenta técnicas para fragmentar una base de datos y distribuir sus porciones en múltiples sitios; esto se conoce también como diseño de bases de datos distribuidas. En la sección 23.4 clasificaremos los diversos tipos de sistemas de bases de datos distribuidas. Las secciones 23.5 y 23.6 explicarán el procesamiento de consultas distribuidas y las técnicas de control de concurrencia y recuperación, respectivamente.

Si se desea una introducción más breve al tema de las bases de datos distribuidas, se puede pasar por alto partes de las secciones 23.3.3, 23.5 y 23.6, o todas ellas.

23.1 Introducción a los conceptos de SGBD distribuidos /°

Una **base de datos distribuida** es una colección de datos que pertenece lógicamente al mismo sistema pero que está dispersa físicamente entre los sitios de una red de computadores. Varios factores han dado pie a la creación de los SBDD. Entre las ventajas potenciales de los SBDD están las siguientes:

- *La naturaleza distribuida de algunas aplicaciones de bases de datos:* Muchas de estas aplicaciones están *distribuidas naturalmente* en diferentes lugares. Por ejemplo, una compañía puede tener oficinas en varias ciudades, o un banco puede tener múltiples sucursales. Es natural que las bases de datos empleadas en tales aplicaciones estén distribuidas en esos lugares. Muchos **usuarios locales** tienen acceso exclusivamente a los datos que están en el lugar, pero otros **usuarios globales** —como la oficina central de la compañía— pueden requerir acceso ocasional a los datos almacenados en varios de estos lugares. Cabe señalar que, por lo regular, los datos en cada sitio local describen un "minimundo" en ese sitio. Las fuentes de los datos y la mayoría de los usuarios y aplicaciones de la base de datos local residen físicamente en ese lugar.

- *Mayor fiabilidad y disponibilidad:* Estas son dos de las ventajas potenciales de las bases de datos distribuidas que se citan más comúnmente. La **fiabilidad** se define a grandes rasgos como la probabilidad de que un sistema esté en funciones en un momento determinado, y la **disponibilidad** es la probabilidad de que el sistema esté disponible continuamente durante un intervalo de tiempo. Cuando los datos y el software del SGBD están distribuidos en varios sitios, un sitio puede fallar mientras que los demás siguen operando. Sólo los datos y el software que residen en el sitio que falló están inaccesibles. Esto mejora tanto la fiabilidad como la disponibilidad. Se logran mejoras adicionales si se *replican,* con un criterio adecuado, los datos y el software en más de un sitio. En un sistema centralizado, el fallo de un solo sitio hace que el sistema completo deje de estar disponible para todos los usuarios.

- *Posibilidad de compartir los datos al tiempo que se mantiene un cierto grado de control local:* En algunos tipos de SBDD (véase la Sec 23.4), es posible controlar los datos y el software localmente en cada sitio. Sin embargo, los usuarios de otros sitios remotos pueden tener acceso a ciertos datos a través del software del SGBDD. Esto hace posible el compartimiento *controlado* de los datos en todo el sistema distribuido.

- Mejor *rendimiento:* Cuando una base de datos grande está distribuida en múltiples sitios, hay bases de datos más pequeñas en cada uno de éstos. En consecuencia, las consultas locales y las transacciones que tienen acceso a datos de un solo sitio tienen un mejor rendimiento porque las bases de datos locales son más pequeñas. Además, cada sitio tiene un menor número de transacciones en ejecución que si todas las transacciones se enviaran a una sola base de datos centralizada. En el caso de transacciones que impliquen acceso a más de un sitio, el procesamiento en los diferentes sitios puede efectuarse en paralelo, reduciéndose así el tiempo de respuesta.

La distribución produce un aumento en la complejidad del diseño y en la implementación del sistema. Para obtener las ventajas potenciales antes citadas, el software de SGBDD debe contar con las funciones de un SGBD centralizado y *además* con las siguientes:

- La capacidad de tener acceso a sitios remotos y transmitir consultas y datos entre los diversos sitios a través de una red de comunicaciones.
- La capacidad de seguir la pista a la distribución y la replicación de los datos en el catálogo del **SGBDD.**
- La capacidad de elaborar estrategias de ejecución para consultas y transacciones que tienen acceso a datos de más de un sitio.
- La capacidad de decidir a cuál copia de un elemento de información replicado se tendrá acceso.
- La capacidad de mantener la consistencia de las copias de un elemento de información replicado.
- La capacidad de recuperarse de caídas de sitios individuales y de nuevos tipos de fallos, como el fallo de un enlace de comunicación.

Por sí solas, estas funciones elevan la complejidad de un **SGBDD** en comparación con un **SGBD** centralizado. Para aprovechar todas las ventajas potenciales de la distribución debemos hallar soluciones satisfactorias a estas cuestiones. Es difícil incluir toda esta funcionalidad adicional, y más difícil aún encontrar las soluciones óptimas. Cuando consideramos el diseño de una base de datos distribuida surgen complejidades adicionales. Específicamente, debemos decidir cómo distribuir los datos entre los sitios y cuáles datos, si acaso, replicar.

En el nivel físico, de **hardware,** los principales factores que distinguen un **SBDD** de un sistema centralizado son los siguientes:

- Hay múltiples computadores, llamados **sitios** o **nodos.**

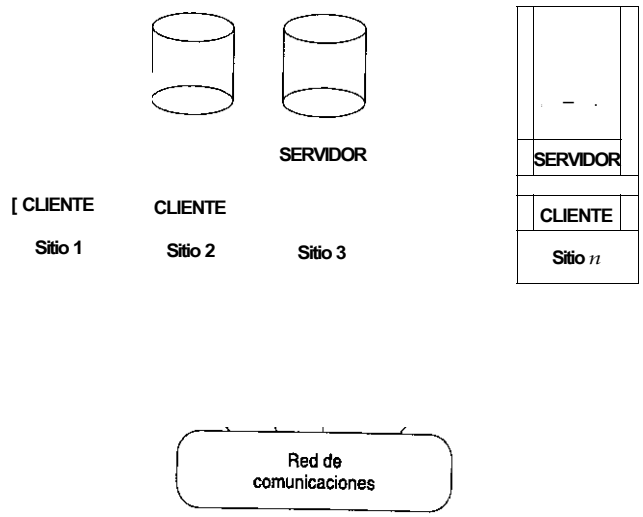


Figura 23.1 Arquitectura física cliente-servidor simplificada para un SBDD.

- Estos sitios deben estar comunicados por medio de algún tipo de **red de comunicaciones** para transmitir datos y órdenes entre los sitios, como se muestra en la figura 23.1.

Los sitios pueden estar cercanos físicamente —digamos, dentro del mismo edificio o grupo de edificios adyacentes— y conectados a través de una **red de área local,** o pueden estar distribuidos geográficamente a grandes distancias y conectados a través de una **red de larga distancia.** Las redes de área local por lo regular usan cables, en tanto que las redes de larga distancia emplean líneas telefónicas o satélites. También es posible usar una combinación de ambos tipos de redes.

Las redes pueden tener diferentes **topologías** que definen los caminos de comunicación directa entre los sitios. Por ejemplo, puede haber enlaces directos entre los sitios 1 y 2 y entre los sitios 2 y 3 pero no entre los sitios 1 y 3; en tal caso, la comunicación entre los sitios 1 y 3 debe pasar por el sitio 2. El tipo y la topología de la red empleada puede tener un efecto significativo sobre el rendimiento y, por ende, sobre las estrategias para el procesamiento de consultas distribuidas y el diseño de bases de datos distribuidas. Sin embargo, en lo tocante a los aspectos arquitectónicos de alto nivel, no importa qué tipo de red se use; sólo importa que cada uno de los sitios pueda comunicarse, directa o indirectamente, con todos los demás. En el resto de este capítulo, supondremos que existe algún tipo de red de comunicaciones entre los sitios, sea cual sea la topología específica.

23,2\panorama sobre la arquitectura cliente*servidor

La **arquitectura cliente-servidor** se creó para manejar los nuevos entornos de cómputo en los que un gran número de computadores personales, estaciones de trabajo, servidores de archivos, impresoras y otros equipos están interconectados a través de una red. La idea es definir **servidores especializados** con funciones específicas. Por ejemplo, es posible conectar como clientes varias estaciones de trabajo o computadores personales sin disco a una máquina *servidora de archivos* que mantenga los archivos de los usuarios de los clientes. Se podría designar otra máquina como *servidora de impresoras* conectándola a diversas impresoras; en adelante, todas las solicitudes de impresión se enviarían a esa máquina. De esta manera, los recursos que proveen los servidores especializados están a disposición de muchos clientes. Esta idea puede aplicarse al software, al almacenar programas especializados —como un **SGBD** o un paquete **CAD** (diseño asistido por computador)— en máquinas servidoras específicas, a fin de ponerlo a disposición de múltiples clientes.

La arquitectura cliente-servidor se está incorporando cada vez más en los paquetes de **SGBD** comerciales conforme se van orientando hacia la distribución. La idea consiste en dividir el software de **SGBD** en dos niveles —cliente y servidor— para reducir su complejidad. Esto se ilustra en la figura 23.1; algunos sitios pueden ejecutar exclusivamente el software de cliente (éstos podrían ser máquinas sin disco, como el sitio 1, o máquinas con disco, como el sitio 2), mientras que otros sitios podrían ser máquinas servidoras dedicadas que ejecutan sólo el software de servidor, como el sitio 3. Algunos sitios más podrían manejar módulos de cliente y servidor, como el sitio n de la figura 23.1.

Todavía no se ha establecido una forma precisa de dividir la funcionalidad del **SGBD** entre cliente y servidor, y se han propuesto diferentes enfoques. Una posibilidad consiste en incluir la funcionalidad de un **SGBD** centralizado en el nivel de servidor. Varios productos de

SGBD relaciónales han adoptado este enfoque, en el que se proporciona un servidor **SQL** a los clientes. Cada cliente debe entonces formular las consultas SQL apropiadas y proveer la interfaz con el usuario y las funciones de interfaz con los lenguajes de programación. Puesto que SQL es una norma relacional, diversos servidores SQL diferentes, posiblemente provenientes de distintos proveedores, pueden aceptar órdenes SQL. El cliente también puede hacer referencia a un diccionario de datos que tenga información sobre la distribución de los datos entre los diferentes servidores SQL, así como módulos para descomponer una consulta global en varias consultas locales que se pueden ejecutar en los diferentes sitios. Analizaremos un módulo de este tipo más a fondo en la sección 23.5. La interacción entre el cliente y el servidor podría efectuarse como sigue durante el procesamiento de una consulta SQL:

1. El cliente analiza sintácticamente la consulta del usuario y la descompone en varias consultas de sitio independientes. Cada consulta de sitio se envía al sitio servidor apropiado.
2. Cada servidor procesa la consulta local y envía la relación resultante al sitio cliente.
3. El sitio cliente combina los resultados de las subconsultas para producir el resultado de la consulta original.

En este enfoque, el servidor SQL recibe también el nombre de procesador de bases de datos **(DP:** *datábase processor)* o máquina dorsal, en tanto que el cliente se denomina procesador de aplicaciones **(AP:** *application processor)* o máquina frontal. El usuario puede especificar la interacción entre cliente y servidor en el nivel de cliente o a través de un módulo cliente especializado. Por ejemplo, el usuario podría saber qué datos están almacenados en cada servidor, descomponer manualmente una consulta en subconsultas de sitios y presentar subconsultas individuales a los diferentes sitios. Las tablas resultantes podrían combinarse explícitamente mediante otra consulta del usuario en el nivel de cliente. La alternativa es hacer que el módulo cliente lleve a cabo estas acciones automáticamente.

Otro enfoque, adoptado por algunos SGBD orientados a objetos (véase el Cap. 22), divide los módulos de software del SGBD entre cliente y servidor de una manera más integrada. Por ejemplo, el *nivel servidor* podría incluir la parte del software del SGBD encargada de manejar el almacenamiento de los datos en páginas de disco, el control de concurrencia y la recuperación locales, el almacenamiento intermedio y en *caché* de las páginas de disco y otras funciones similares. Por su lado, el nivel *cliente* podría manejar la interfaz con el usuario, las funciones de diccionario de datos, la interacción del SGBD con los compiladores de lenguajes de programación, la optimización/control de concurrencia/recuperación de consultas globales, la estructuración de objetos complejos a partir de los datos en almacenamiento intermedio y otras funciones similares. En este enfoque, la interacción cliente-servidor está más firmemente acoplada y la realizan internamente los módulos del SGBD, no los usuarios.

En un SGBDD representativo, se acostumbra dividir los módulos de software en tres niveles:

- El software servidor se encarga de la gestión local de los datos en un sitio, en forma muy parecida al software de un SGBD centralizado.
- El software cliente se encarga de casi todas las funciones de distribución; tiene acceso a información almacenada en el catálogo del SGBDD sobre la distribución de los datos y procesa todas las solicitudes que requieren acceso a más de un sitio.

- El software de comunicaciones (a veces en colaboración con un sistema operativo distribuido) proporciona las primitivas de comunicación con que el cliente transmite órdenes y datos entre los diferentes sitios según las necesidades. Este no es estrictamente parte del SGBDD, pero provee primitivas y servicios de comunicación esenciales.

El cliente se encarga de generar un plan de ejecución distribuido para una consulta o transacción en múltiples sitios y de supervisar la ejecución distribuida enviando órdenes a los servidores. Estas órdenes son las consultas y transacciones locales que han de ejecutarse, así como órdenes para transmitir datos a otros clientes o servidores. Por ello, todos los sitios en los que se introduzcan consultas a múltiples sitios deberán contar con el software de cliente. Hablaremos más sobre el procesamiento de consultas distribuidas en la sección 23.5. Otra función que está bajo el control del cliente es la de asegurar que las réplicas de un elemento de información sean consistentes, para lo cual se vale de técnicas de control de concurrencia distribuidas (o globales). El cliente también debe asegurar que las transacciones globales sean atómicas realizando acciones de recuperación global cuando ciertos sitios fallen. En la sección 23.6 estudiaremos la recuperación y el control de concurrencia globales. La figura 23.2 muestra una vista lógica de un SBDD; aquí se muestran los clientes y servidores sin especificar el sitio en que reside cada uno.

Una posible función del cliente es *ocultar* al usuario los detalles de la distribución de los datos; esto es, permite al usuario escribir consultas y transacciones globales como si la base de datos fuera centralizada, sin tener que especificar los sitios en donde residen los datos a los que se hace referencia en la consulta o transacción. Esta propiedad se llama transparencia de distribución. Como algunos SGBDD no cuentan con transparencia de distribución, exigen que los usuarios conozcan los detalles de la distribución de los datos. En este caso, los usuarios deben especificar los sitios en donde residen los datos a los que las consultas y transacciones globales hacen referencia; el usuario por lo regular *anexa el nombre del sitio* a todas las referencias a una relación, archivo o tipo de registros. Cuando hay transparencia de distribución, se presenta al usuario un esquema que no incluye información de distribución, y el SGBDD mismo registra los sitios donde están ubicados los datos en el catálogo de **SGBDD.** Con la ayuda de esta información, el software cliente puede descomponer una consulta en varias subconsultas que se pueden ejecutar en los diversos sitios, y puede planear la forma de transmitir los resultados de las subconsultas a otros sitios para un procesamiento adicional

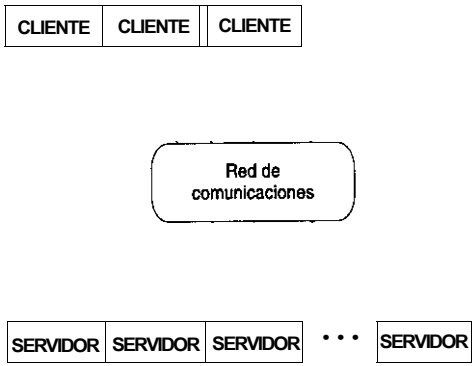


Figura 23.2 Arquitectura lógica cliente-servidor simplificada para un SBDD.

o para producir el resultado. Los SGBDD que ofrecen transparencia de distribución hacen más simple para el usuario la especificación de consultas y transacciones, pero requieren software más complejo. Los SGBDD que no ofrecen transparencia de distribución dejan al usuario la responsabilidad de especificar el sitio de cada relación o archivo, con lo que el software puede ser más simple.

^ 23.3 Técnicas de fragmentación, replicación y reparto de los datos para el diseño de bases de datos distribuidas

Esta sección se ocupa de unas técnicas para dividir la base de datos en unidades lógicas, llamadas **fragmentos,** cuyo almacenamiento puede asignarse a los diversos sitios. En ella también se explican la **replicación de los datos,** con la que es posible almacenar ciertos datos en más de un sitio, y el proceso de **repartir** fragmentos — o réplicas de fragmentos — para almacenarse en los diferentes sitios. Estas técnicas se utilizan durante el proceso de **diseño de bases de datos distribuidas.** La información concerniente a la fragmentación de los datos, el reparto y la replicación se almacena en un **catálogo global del sistema** al que tiene acceso el software cliente cuando es necesario.

23.3.1 *Fragmentación de los datos*

En un SBDD, es preciso tomar decisiones respecto a los sitios en los que se almacenarán las porciones de la base de datos. Por ahora supondremos que *no hay replicación,* esto es, que cada archivo —o porción de archivo— se almacenará en un solo sitio. Hablaremos de la replicación y de sus efectos más adelante en esta sección. También usaremos la terminología de las *bases de datos relacionales;* conceptos similares se aplican a los demás modelos de datos. Supondremos que estamos partiendo de un esquema de base de datos relacional y debemos decidir cómo distribuir las relaciones entre los diferentes sitios. Para ilustrar nuestro análisis, nos referiremos al esquema de base de datos relacional de la figura 6.5.

Antes de decidir cómo distribuir los datos, debemos determinar las *unidades lógicas* de la base de datos que se van a distribuir. Las unidades lógicas más simples son las relaciones mismas; es decir, cada relación *completa* se almacenará en un sitio específico. En nuestro ejemplo, deberemos decidir en qué sitio almacenar cada una de las relaciones EMPLEADO, DEPARTAMENTO, PROYECTO, TRABAJA_EN y DEPENDIENTE de la figura 6.5. En muchos casos, empero, es posible dividir una relación en unidades lógicas más pequeñas para su distribución. Por ejemplo, consideremos la base de datos de una compañía que se muestra en la figura 6.6, y supongamos que hay tres sitios de computador, uno para cada departamento de la compañía. Desde luego, en una situación real, habrá muchas más tupias en las relaciones. Tal vez queramos almacenar la información referente a cada departamento en el sitio de computador correspondiente a ese departamento. Para ello, necesitaremos dividir cada relación mediante una técnica llamada fragmentación horizontal.

Fragmentación horizontal. Un **fragmento horizontal** de una relación es un subconjunto de las tupias de esa relación. Las tupias que pertenecen al fragmento horizontal se especifican mediante una condición sobre uno o más de los atributos de la relación. Con frecuencia, sólo interviene un atributo. Por ejemplo, podríamos definir tres fragmentos horizontales

en la relación EMPLEADO de la figura 6.6 con las siguientes condiciones: (ND = 5), (ND = 4) y (ND =1); cada fragmento contiene las tupias EMPLEADO que pertenecen a un departamento en particular. De manera similar, podemos definir tres fragmentos horizontales para la relación PROYECTO de la figura 6.6 con las condiciones (NÚMD = 5), (NÚMD = 4) y (NÚMD = 1); cada fragmento contiene las tupias PROYECTO controladas por un departamento en particular. La fragmentación horizontal divide una relación "horizontalmente" agrupando filas para crear subconjuntos de tupias, donde cada subconjunto tiene un cierto significado lógico. Estos fragmentos pueden entonces asignarse a diferentes sitios en el sistema distribuido.

Fragmentación vertical. Un **fragmento vertical** de una relación mantiene sólo ciertos atributos de la relación. Por ejemplo, si quisiéramos dividir la relación EMPLEADO en dos fragmentos verticales, el primero incluiría información personal —NOMBRE, FECHAN, DIRECCIÓN y SEXO— y el segundo información relacionada con el trabajo: NSS, SALARIO, NSSSUPER, ND. Esta fragmentación vertical no es del todo apropiada porque, si ambos fragmentos se almacenan por separado, no podremos juntar otra vez las tupias de empleados originales, ya que *no existe un atributo común* entre los dos fragmentos. Es necesario incluir el *atributo de clave primaria* en *todo* fragmento vertical para que sea posible reconstruir la relación completa a partir de los fragmentos. Por tanto, habrá que añadir el atributo NSS al fragmento de información personal. La fragmentación vertical divide una relación "verticalmente" por columnas.

Observe que cada fragmento horizontal de una relación R se puede especificar con una operación $O_i(R)$ del álgebra relacional. Un conjunto de fragmentos horizontales cuyas condiciones C1, C2, Cn incluyen todas las tupias de *R* —esto es, todas las tupias de R satisfacen (C1 OR C2 OR... OR Cn)— se denomina **fragmentación horizontal completa** de R. En muchos casos una fragmentación horizontal completa es además **disjunta;** es decir, ninguna tupia de R satisface *(Ci* AND Q), para cualquier *i* *j*. En nuestros dos ejemplos anteriores de fragmentación horizontal, las relaciones EMPLEADO y PROYECTO fueron tanto completas como disjuntas. Para reconstruir la relación R a partir de una fragmentación horizontal *completa,* necesitamos aplicar la operación UNIÓN a los fragmentos.

Un fragmento vertical de una relación R puede especificarse con una operación $\pi_{Li}(R)$ del álgebra relacional. Un conjunto de fragmentos verticales cuyas listas de proyección L1, L2, Ln incluyen todos los atributos de R, pero sólo comparten el atributo de clave primaria de R, se denomina **fragmentación vertical completa** de R. En este caso, las listas de proyección satisfacen estas dos condiciones:

- L1 u L2 u - u Ln = ATRS(R).
- *Lin Lj* = CLP(R) para cualquier *i* j, donde ATRS(R) es el conjunto de atributos de R y CLP(R) es la clave primaria de R.

Para reconstruir la relación R a partir de una fragmentación vertical *completa,* aplicamos la operación de UNIÓN EXTERNA a los fragmentos. Cabe señalar que también podríamos aplicar la operación de REUNIÓN EXTERNA COMPLETA y obtener el mismo resultado que con una fragmentación vertical completa. Los dos fragmentos verticales de la relación EMPLEADO con listas de proyección L1 = {NSS, NOMBRE, FECHAN, DIRECCIÓN, SEXO} y L2 = {NSS, SALARIO, NSSSUPER, ND} constituyen una fragmentación vertical completa de EMPLEADO.

Dos fragmentos horizontales que no son ni completos ni disjuntos son los que se definen sobre la relación EMPLEADO de la figura 6.5 con las condiciones (SALARIO > 50000) y (ND = 4); puede ser que no incluyan todas las tupias empleado, y que tengan tupias en

común. Dos fragmentos verticales que no son completos son los que se definen con las listas de atributos L1 = {NOMBRE, DIRECCIÓN} y L2 = {NSS, NOMBRE, SALARIO}; estas listas violan las dos condiciones de una fragmentación vertical completa.

Fragmentación mixta. Podemos entremezclar los dos tipos de fragmentación, para obtener una **fragmentación mixta.** Por ejemplo, podemos combinar las fragmentaciones horizontal y vertical de la relación EMPLEADO que vimos antes para tener una fragmentación mixta que incluya seis fragmentos. En este caso la relación original se puede reconstruir aplicando operaciones de UNIÓN y UNIÓN EXTERNA (o REUNIÓN EXTERNA) en el orden apropiado. En general, un **fragmento** de una relación R se puede especificar con una combinación de operaciones SELECCIONAR-PROYECTAR **w.(o.(R)).** Si C = TRUE y L ± ATRS(R), obtendremos un fragmento vertical, y si C *í* TRUE y L = ATRS(R), obtendremos un fragmento horizontal. Por último, si C # TRUE y *L í* ATRS(R) obtendremos un fragmento mixto. Cabe señalar que una relación completa puede considerarse un fragmento con C = TRUE y L = ATRS(R). En el análisis que sigue, utilizamos el término *fragmento* para referirnos a una relación o a cualquiera de los tipos de fragmentos mencionados.

Un **esquema de fragmentación** de una base de datos es una definición de un conjunto de fragmentos que incluye *todos* los atributos y tupias de la base de datos y satisface la condición de que la base de datos completa se puede reconstruir a partir de los fragmentos mediante alguna secuencia de operaciones UNIÓN EXTERNA (o REUNIÓN EXTERNA) y UNIÓN. En ocasiones también es útil —aunque no necesario— que todos los fragmentos sean disjuntos, excepto la repetición de las claves primarias entre los fragmentos verticales (o mixtos). En este último caso, toda la replicación y distribución de los fragmentos se especifica claramente en una etapa subsecuente, aparte de la fragmentación.

Un **esquema de reparto** describe el reparto de fragmentos entre los sitios del SBDD; por tanto, es una correspondencia que especifica el sitio o sitios donde se almacena cada fragmento. Si un fragmento se almacena en más de un sitio, se dice que está **replicado.** A continuación trataremos la replicación y el reparto de los datos.

233.2 "*Replicación y reparto de los datos*

La replicación resulta útil para mejorar la disponibilidad de los datos. El caso más extremo es la replicación de *toda la base de datos* en todos los sitios del sistema distribuido, creando así una base de datos distribuida **totalmente replicada.** Esto puede mejorar la disponibilidad notablemente porque el sistema puede seguir operando mientras, por lo menos, uno de los sitios esté activo. También mejora el rendimiento de la obtención de datos en consultas globales, porque el resultado de semejante consulta se puede obtener localmente en cualquier sitio; así, una consulta de obtención de datos se puede procesar en el sitio local donde se introduce, si dicho sitio cuenta con un módulo servidor. La desventaja de la replicación completa es que puede reducir drásticamente la rapidez de las operaciones de actualización, pues una sola actualización lógica se deberá ejecutar con todas y cada una de las copias de la base de datos a fin de mantener la consistencia. Esto es especialmente cierto si existen muchas copias de la base de datos. Con la replicación completa, las técnicas de control de concurrencia y recuperación se tornan más costosas de lo que serían sin replicación, como veremos en la sección 23.6.

El extremo opuesto a la replicación completa es **no tener ninguna replicación;** esto es, cada fragmento se almacena exactamente en un sitio. En este caso todos los fragmentos

deben ser disjuntos, con excepción de la repetición de claves primarias entre los fragmentos verticales (o mixtos). Esto se denomina también **reparto no redundante.**

Entre estos dos extremos, tenemos una amplia gama de **replicación parcial** de los datos; es decir, algunos fragmentos de la base de datos pueden estar replicados y otros no. El número de copias de cada fragmento puede ir desde una hasta el número total de sitios en el sistema distribuido. En ocasiones se llama **esquema de replicación** a una descripción de la replicación de los fragmentos.

Cada fragmento —o cada copia de un fragmento— se debe asignar a un sitio determinado en el sistema distribuido. Este proceso se denomina **distribución de los datos** (o **re* parto de los datos).** La elección de sitios y el grado de replicación dependen de los objetivos de rendimiento y disponibilidad para el sistema y de los tipos y frecuencias de transacciones introducidas en cada sitio. Por ejemplo, si se requiere una alta disponibilidad, y si las transacciones se pueden introducir en cualquier sitio y si la mayoría de ellas son de obtención de datos, entonces una base de datos completamente replicada será una buena opción. Sin embargo, si por lo regular ciertas transacciones que tienen acceso a partes específicas de la base de datos se introducen en un solo sitio, se podría asignar el conjunto de fragmentos correspondiente exclusivamente a ese sitio. Los datos que se utilizan en múltiples sitios se pueden replicar en esos sitios. Si se efectúan muchas actualizaciones, puede ser conveniente limitar la replicación. Encontrar una solución óptima, o siquiera buena, para el reparto de datos distribuidos es un problema de optimización muy complejo.

23.3.3 *Ejemplo de fragmentación, reparto y replicación**

Ahora consideraremos un ejemplo de cómo fragmentar y distribuir la base de datos de la compañía que presentamos en las figuras 6.5 y 6.6. Supongamos que la compañía tiene tres sitios de computador, uno para cada uno de los departamentos actuales. Los sitios 2 y 3 son para los departamentos 5 y 4, respectivamente. En cada uno de estos sitios, esperamos que haya un acceso frecuente a la información de EMPLEADO y PROYECTO de los empleados *que trabajan en ese departamento* y los proyectos *controlados por ese departamento.* Además, supongamos que en estos sitios se tiene acceso principalmente a los atributos NOMBRE, NSS, SALARIO y NSSSUPER de EMPLEADO. El sitio 1 lo usa la oficina central de la compañía y tiene acceso con regularidad a toda la información de empleados y proyectos, además de utilizar la información de DEPENDIENTE para cuestiones de seguros.

De acuerdo con estos requerimientos, la base de datos completa de la figura 6.6 se puede almacenar en el sitio 1. Para determinar los fragmentos que deben replicarse en los sitios 2 y 3, primero podemos fragmentar horizontalmente las relaciones EMPLEADO, PROYECTO, DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS por número de departamento —llamado ND, NÚMD y NÚMEROD, respectivamente, en la figura 6.5—. Después podemos fragmentar verticalmente los fragmentos resultantes de EMPLEADO a modo de incluir sólo los atributos {NOMBRE, NSS, SALARIO, NSSSUPER, ND}. La figura 23.3 muestra los fragmentos mixtos EMPD5 y EMPD4, que contienen las tupias EMPLEADO que satisfacen las condiciones ND = 5 y ND = 4, respectivamente. Los fragmentos horizontales de PROYECTO, DEPARTAMENTO y LUGARES_DEPTOS se fragmentan de manera similar por número de departamento. Todos estos fragmentos —almacenados en los sitios 2 y 3— están replicados porque también se almacenan en el sitio 1 de la oficina central.

Ahora debemos fragmentar la relación TRABAJA_EN y decidir cuáles fragmentos almacenar en los sitios 2 y 3. Nos enfrentamos al problema de que ningún atributo de TRABAJA_EN

(a)

EMPD5	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	SALARIO	NSSSUPER	ND
	José	B	Silva	123456789	30000	333445555	5
	Federico	T	Vizcarraga	333445555	40000	888665555	5
	Ramón	K	Nieto	666884444	38000	333445555	5
	Josefa	A	Esparza	453453453	25000	333445555	5

DEP5	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE
	Investigación	5	333445555	22-MAY-78

LUGS_DEP5	NÚMEROD	LUGAR
	5	Belén
	5	Sacramento
	5	Higueras

TRABAJA_EN5	NSSE	NÚMP	HORAS
	123456789	1	32.5
	123456789	2	7.5
	666884444	3	40.0
	453453453	1	20.0
	453453453	2	20.0
	333445555	2	10.0
	333445555	3	10.0
	333445555	10	10.0
	333445555	20	10.0

PROYS5	NOMBREPR	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD
	Producto X	1	Belén	5
	Producto Y	2	Sacramento	5
	Producto Z	3	Higueras	5

(b)

EMPD4	NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	SALARIO	NSSSUPER	ND
	Alicia	J	Zapata	999887777	25000		4
	Jazmín	S	Valdés	987654321	43000	888665555	4
	Ahmed	V	Jabbar	987987987	25000	987654321	4

DEP4	NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE
	Administración	4	987654321	01-ENE-85

LUGS.DEP4	NÚMEROD	LUGAR
	4	Santiago

TRABAJA_EN4	NSSE	NÚMP	HORAS
	333445555	10	10.0
	999887777	30	30.0
	999887777	10	10.0
	987987987	10	35.0
	987987987	30	5.0
	987654321	30	20.0
	987654321	20	15.0

PROYS4	NOMBREP	NÚMEROP	LUGARP	NÚMD
	Automatización	10	Santiago	4
	Nuevasprestaciones	20	Santiago	4

Figura 23.3 Reparto de fragmentos entre los sitios, (a) Fragmentos de relaciones en el sitio **2.** (b) Fragmentos de relaciones en el sitio **3.**

indica directamente el departamento ai que pertenece cada tupia. De hecho, cada tupia de TRABAJA_EN relaciona un empleado e con un proyecto *p*. Podríamos fragmentar TRABAJA_EN según el departamento *d* al que *e* pertenece o *bien* según el departamento d' que controla *p*. La fragmentación se facilita si tenemos una restricción que especifique que *d = d!* para todas las tupias TRABAJA_EN; esto es, si los empleados sólo pueden trabajar en los proyectos controlados por el departamento al que pertenecen. Sin embargo, no hay tal restricción en

G1	NSSE	NÚMP	HORAS
	123456789	1	32.5
	123456789	2	7.5
	666884444	3	40.0
	453453453	1	20.0
	453453453	2	20.0
	333445555	2	10.0
	333445555	3	10.0

C1=CAND (NÚMP IN (SELECT NÚMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=5))

G2	NSSE	NÚMP	HORAS
	333445555	10	10.0

C2=C AND (NÚMP IN (SELECT NÚMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=4))

G3	NSSE	NÚMP	HORAS
	333445555	20	10.0

C3=C AND (NÚMP IN (SELECT NÚMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=1))

(b)

G4 NSSE I NUMP HORAS

C4=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=5))

G5	NSSE	NÚMP	HORAS
	999887777	30	30.0
	999887777	10	10.0
	987987987	10	35.0
	987987987	30	5.0
	987654321	30	20.0

C5=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=4))

G6	NSSE	NÚMP	HORAS
	987654321	20	15.0

C6=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=1))

(C)

G7	NSSE	NÚMP	HORAS

C7=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=5))

G8	NSSE	NÚMP	HORAS

C8=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=4))

G9	NSSE	NÚMP	HORAS
	888665555	20	nulo

C9=C AND (NUMP IN (SELECT NUMEROP FROM PROYECTO WHERE NÚMD=1))

Figura 23.4 Fragmentos completos y disjuntos de la relación TRABAJA_EN. (a) Fragmentos de TRABAJA_EN para los empleados que pertenecen al departamento 5 (C = NSSE IN (SELECT NSS FROM EMPLEADO WHERE ND =5)). (b) Fragmentos de TRABAJA_EN para los empleados que pertenecen al departamento 4 (C = NSSE IN (SELECT NSS FROM EMPLEADO WHERE ND = 4)). (c) Fragmentos de TRABAJA_EN para los empleados que pertenecen al departamento 1 (C = NSSE IN (SELECT NSS FROM EMPLEADO WHERE ND = 1)).

nuestra base de datos de la figura 6.6. Por ejemplo, la tupia TRABAJA_EN <333445555,10, 10.0> relaciona un empleado que pertenece al departamento 5 con un proyecto que está bajo el control del departamento 4. En este caso podríamos fragmentar TRABAJA_EN con base *tanto* en el departamento al que pertenece el empleado *como* en el departamento que controla el proyecto, como se muestra en la figura 23.4.

En la figura 23.4, la unión de los fragmentos G1, G2 y G3 produce todas las tupias TRABAJAREN de los empleados que *pertenecen al departamento* 5. De manera similar, la unión de los fragmentos G4, G5 y G6 produce todas las tupias TRABAJA_EN de los empleados que *pertenecen al departamento* 4. Por otro lado, la unión de los fragmentos G1, G4 y G7 produce todas las tupias TRABAJA_EN de los proyectos *controlados por el departamento* 5. En la figura 23.4 se muestra la condición para cada uno de los fragmentos Gl a G9. Las relaciones que representan vínculos M : N, como TRABAJAREN, a menudo tienen varias fragmentaciones

lógicas posibles. En nuestra distribución de la figura 23.3 decidimos incluir todos los fragmentos que se pueden reunir para dar una tupia EMPLEADO o bien una tupia PROYECTO en los sitios 2 y 3. Por tanto, colocamos la unión de los fragmentos G1, G2, G3, G4 y G7 en el sitio 2 y la unión de los fragmentos G4, G5, G6, G2 y G8 en el sitio 3. Observe que los fragmentos G2 y G4 se replican en ambos sitios. Esta estrategia de reparto permite que la reunión entre los fragmentos locales de EMPLEADO o PROYECTO, en el sitio 2 o en el 3, y el fragmento local de TRABAJA_EN pueda efectuarse totalmente en forma local. Esto demuestra claramente lo complejo que es el problema de fragmentar y repartir una base de datos grande. Las notas bibliográficas contienen referencias a algunos de los trabajos realizados en esta área.

23.4 Tipos de sistemas de bases de datos distribuidas

El término *sistema de gestión de bases de datos distribuidas* puede describir diversos sistemas que presentan muchas diferencias entre sí. El punto principal que todos estos sistemas tienen en común es el hecho de que los datos y el software están distribuidos entre múltiples sitios conectados por alguna especie de red de comunicaciones. En esta sección analizaremos varios tipos de SGBDD y los criterios y factores que distinguen a algunos de estos sistemas.

El primer factor que consideraremos es el grado de homogeneidad del software de SGBDD. Si todos los servidores (o SGBD locales individuales) utilizan software idéntico y todos los clientes emplean software idéntico, se dice que el SGBDD es homogéneo; en caso contrario se le caracteriza como heterogéneo. Otro factor relacionado con el grado de homogeneidad es el grado de autonomía local. Si todo acceso al SGBDD debe hacerse a través de un cliente, el sistema no tiene autonomía local. Por otro lado, si se permite a las transacciones locales *acceso directo* a un servidor, el sistema tendrá cierto grado de autonomía local.

En un extremo de la gama de autonomía tenemos un SGBDD que da al usuario la impresión de ser un SGBD centralizado. Sólo hay un esquema conceptual, y todo acceso al sistema se hace a través de un cliente, de modo que no hay autonomía local. En el otro extremo nos encontramos con un tipo de SGBDD denominado SGBDD federado (o sistema de muí' tibases de datos). En un sistema así, cada servidor es un SGBD centralizado independiente y autónomo que tiene sus propios usuarios locales, transacciones locales y DBA, y por ende posee un alto grado de *autonomía local.* Cada servidor puede autorizar el acceso a porciones específicas de su base de datos definiendo un esquema de exportación, el cual especifica la parte de la base de datos a la cual puede tener acceso una cierta clase de usuarios no locales. En esencia, un cliente en un sistema así es una interfaz adicional para varios servidores (SGBD locales) que permite a un usuario de multibases de datos (o global) tener acceso a información almacenada en varias de estas *bases de datos autónomas.* Observe que un sistema federado es un híbrido entre los sistemas distribuidos y los centralizados; es un sistema centralizado para los usuarios autónomos locales y es un sistema distribuido para los usuarios globales.

En un sistema heterogéneo de multibases de datos, un servidor puede ser un SGBD relacional, otro un SGBD de red y un tercero un SGBD jerárquico; en tal caso, es necesario contar con un lenguaje de sistema canónico e incluir traductores del lenguaje en el cliente a fin de traducir las subconsultas del lenguaje canónico al lenguaje de cada servidor.

Un tercer aspecto que puede servir para clasificar las bases de datos distribuidas es el gra* do de transparencia de la distribución o, de manera alternativa, el grado de integración de

los esquemas. Si el usuario percibe un solo esquema integrado sin información alguna relativa a la fragmentación, replicación o distribución, se dice que el SGBDD tiene un *alto grado de transparencia* de *distribución* (o de integración de esquemas). Por otro lado, si el usuario puede ver toda la fragmentación, el reparto y la replicación, el SGBDD no *tiene transparencia de distribución* ni integración de esquemas. En este caso, el usuario debe hacer referencia a copias específicas de fragmentos en sitios específicos cuando formule una consulta, anexando el nombre del sitio como prefijo de cada nombre de relación o de fragmento.

Esto forma parte del complejo problema de dar nombres en los sistemas distribuidos. Hay casos en que el SGBDD no ofrece transparencia de distribución; si es así, es responsabilidad del usuario *especificar sin ambigüedad* el nombre de una copia de relación o de fragmento en particular. La tarea es más difícil en un sistema de multibases de datos, porque es de suponer que cada servidor (SGBD local) se creó de manera independiente, y en consecuencia es muy posible que se hayan usado nombres conflictivos en diferentes servidores. En el caso de un SGBDD que provee un esquema integrado, en cambio, la asignación de nombres se convierte en un problema interno del sistema, porque el usuario percibe un solo esquema sin ambigüedades. El SGBDD debe almacenar en el catálogo de distribución *todas las correspondencias* entre los objetos del esquema integrado y los objetos distribuidos en los diversos procesadores de bases de datos.

23.5 Procesamiento de consultas en bases de datos distribuidas*

Ahora haremos un panorama sobre cómo un SGBDD procesa y optimiza una consulta. Primero analizaremos los costos de comunicación del procesamiento de una consulta distribuida; luego examinaremos una operación especial, llamada *semirreunión,* que sirve para optimizar algunos tipos de consultas en un SGBDD.

23.5.1 *Costos de la transferencia de datos en el procesamiento de consultas distribuidas*

En el capítulo 16 vimos las cuestiones implicadas en el procesamiento y optimización de una consulta en un SGBD centralizado. En un sistema distribuido varios factores adicionales complican aún más el procesamiento de consultas. El primero es el costo de transferir datos por la red. Estos datos incluyen los archivos intermedios que se transfieren a otros sitios para continuar su procesamiento, así como los archivos de resultado final que tal vez deban transferirse al sitio donde se necesita el resultado de la consulta. Aunque es posible que estos costos no sean demasiado altos si los sitios están conectados en una red de área local de alto rendimiento, adquieren una importancia considerable en otros tipos de redes. Por ello, los algoritmos de optimización de consultas de los SGBDD consideran el objetivo de reducir la *cantidad de transferencia de datos* como criterio de optimización al elegir una estrategia de ejecución de una consulta distribuida.

Ilustraremos lo anterior con dos ejemplos de consultas simples. Supongamos que las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO de la figura 6.5 están distribuidas como se muestra en la figura 23.5. Supondremos en este ejemplo que ninguna de las relaciones está fragmentada. De acuerdo con la figura 23.5, el tamaño de la relación EMPLEADO es 100 * 10 000 = 10⁶

SITIO 1:

EMPLEADO

NOMBREP	INIC	APELLIDO	NSS	FECHAN	DIRECCIÓN	SEXO	SALARIO	NSSSUPER	ND

10 000registros
cada registro tiene 100 bytes de longitud
el campo NSS tiene 9 bytes — el campo NOMBREP tiene 15 bvtes
el campo ND tiene 4 bytes — el campo APELLIDO tiene 15 $ e s

SITIO 2:

DEPARTAMENTO

NOMBRED	NÚMEROD	NSSGTE	FECHAINICGTE

100 registros
cada registro tiene 35 bytes de longitud
el campo NÚMEROD tiene 4 bytes — el campo NOMBRED tiene 10 bytes
el campo NSSGTE tiene 9 bytes

Figura 23.5 Ejemplo para ilustrar el volumen de datos transferidos.

bytes, y el tamaño de la relación DEPARTAMENTO es 35 * 100 = 3500 bytes. Consideremos la consulta C: "Para cada empleado, obtener su nombre y el nombre del departamento al que pertenece." Esto puede expresarse como sigue en el álgebra relacional:

C: %oMBR,P,aP,a,o,oBo(EMPLEADO "«OMEROO DEPARTAMENTO)

El resultado de esta consulta incluirá 10 000 registros, si todo empleado está relacionado con un departamento. Supongamos que cada registro del resultado de la consulta tiene *40 bytes de bngitud.* La consulta se introduce en un sitio 3 distinto, que se denomina sitio del resultado porque es ahí donde se necesita el resultado de la consulta. Ninguna de las dos relaciones, EMPLEADO ni DEPARTAMENTO, reside en el sitio 3. Hay tres estrategias simples para ejecutar esta consulta distribuida:

1. Transferir las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO al sitio del resultado, y efectuar la reunión en el sitio 3. En este caso necesitamos transferir un total de 1 000 000 + 3500 = 1 003 500 bytes.
2. Transferir la relación EMPLEADO al sitio 2, ejecutar la reunión en ese sitio y enviar el resultado al sitio 3. El tamaño del resultado de la consulta es 40 * 10 000 = 400 000 bytes, de modo que debemos transferir 400 000+ 1 000 000 = 1 400 000 bytes.
3. Transferir la relación DEPARTAMENTO al sitio 1, ejecutar la reunión en ese sitio y enviar el resultado al sitio 3. En este caso tenemos que transferir 400 000 + 3500 = 403 500 bytes.

Si minimizar la cantidad de transferencia de datos es nuestro criterio de optimización, deberemos elegir la estrategia 3. Consideremos ahora otra consulta C: "Para cada departamento, obtener el nombre del departamento y el de su gerente." Esto puede expresarse como sigue en él álgebra relacional:

C'-.TT (DEPARTAMENTO tx EMPLEADO)
NOMBRED, NOMBREP, APELLIDO^ NSSGTE=NSS

Una vez más, supongamos que la consulta se introduce en el sitio 3. Las mismas tres estrategias de ejecución de la consulta C se aplican a C, excepto que el resultado de C incluye sólo 100 registros, si suponemos que todos los departamentos tienen un gerente:

1. Transferir las relaciones EMPLEADO y DEPARTAMENTO al sitio del resultado, y efectuar la reunión ahí. En este caso necesitamos transferir un total de 1 000 000 + 3500 = 1 003 500 bytes.
2. Transferir la relación EMPLEADO al sitio 2, ejecutar la reunión en ese sitio y enviar el resultado al sitio 3. El tamaño del resultado de la consulta es 40 * 100 = 4000 bytes, de modo que debemos transferir 4000 + 1 000 000 = 1 004 000 bytes.
3. Transferir la relación DEPARTAMENTO al sitio 1, ejecutar la reunión en ese sitio y enviar el resultado al sitio 3. En este caso tenemos que transferir 4000 + 3500 = 7500 bytes.

Una vez más escogeríamos la estrategia 3, en este caso por un margen abrumador sobre las estrategias 1 y 2. Las tres estrategias anteriores son las más obvias para el caso en que el sitio del resultado (sitio 3) no es ninguno de los sitios que contienen archivos implicados en la consulta (sitios 1 y 2). Sin embargo, supongamos que el sitio de resultado es el 2; entonces tendremos dos estrategias simples:

4. Transferir la relación EMPLEADO al sitio 2, ejecutar la consulta y presentar el resultado al usuario en ese mismo sitio. Aquí, necesitaremos transferir el mismo número de bytes—1 000 000—para C y para C.
5. Transferir la relación DEPARTAMENTO al sitio 1, ejecutar la consulta en ese sitio y devolver el resultado al sitio 2. En este caso deberemos transferir 400 000 + 3500 = 403 500 bytes para C y 4000 + 3500 = 7500 bytes para C.

Una estrategia más compleja, que a veces funciona mejor que estas estrategias simples, utiliza una operación llamada semirreunión. A continuación estudiaremos esta operación y analizaremos la ejecución distribuida con semirreuniones.

23.5.2\ *Procesamiento de consultas distribuidas por semirreunión*

El procesamiento de consultas distribuidas mediante la operación de semirreunión se basa en la idea de reducir el número de tupias de una relación antes de transferirla a otro sitio. Intuitivamente, la idea es enviar la *columna de reunión* de una relación R al sitio donde se encuentra la otra relación S; esta columna se reúne entonces con S. Después de ello, los atributos de reunión, junto con los atributos requeridos en el resultado, se extraen por proyección y se devuelven al sitio original donde se reúnen con R. Así pues, sólo se transfiere la columna de reunión de R en una dirección, y un subconjunto de S que no contenga tupias que no intervengan en el resultado se transfiere en la otra dirección. Si sólo una pequeña fracción de las tupias de S participan en la reunión, esto puede ser una solución bastante eficiente para minimizar la transferencia de datos.

Como ilustración, consideremos la siguiente estrategia para ejecutar C o C:

1. Proyectar los atributos de reunión de DEPARTAMENTO en el sitio 2 y transferirlos al sitio 1. En el caso de C, transferimos F = $\mathbf{U}_{\text{N}}$,**JMEROD**(DEPARTAMENTO), cuyo tamaño es 4 * 100 = 400 bytes; en el caso de C, transferimos F = n_{NSSCTE}(DEPARTAMENTO), cuyo tamaño es 9 * 100 = 900 bytes.

2. Reunir el archivo transferido con la relación **EMPLEADO** en el sitio 1 y transferir los atributos requeridos del archivo resultante al sitio 2. En el caso de C, transferimos R = *<ND,NOMBREP,APELLIDO> (EMPLEADO NÚMEROD=ND), cuyo tamaño es 34 * 10 000 = 340 000 bytes; en el caso de C, transferimos R' = IT<NSSGTE,NOMBRE,APELLIDO> (EMPLEADO NSSGTE=NSS) cuyo tamaño es 39 * 100 = 3900 bytes.
3. Ejecutar la consulta reuniendo el archivo transferido R o R' con **DEPARTAMENTO,** y presentar el resultado al usuario en el sitio 2.

Si utilizamos esta estrategia, transferiremos 340 400 bytes en el caso de C y 4800 en el de C. Limitamos los atributos y las tupias de **EMPLEADO** transmitidos al sitio 2 en el paso 2 a sólo los que se *van a reunir efectivamente* con una tupia **DEPARTAMENTO** en el paso 3. En el caso de la consulta C, esto incluyó todas las tupias de **EMPLEADO,** por lo que no se logró una mejora significativa. En el caso de C, en cambio, sólo se necesitaron 100 de las 10 000 tupias **EMPLEADO.**

La operación de semirreunión se inventó para formalizar esta estrategia. Una operación de **semirreunión** R tX<A,B> S, donde A y B son atributos de dominio compatible de R y S, respectivamente, produce el mismo resultado que la expresión del álgebra relacional TT<R> (R N<A,B> S). En un entorno distribuido en el que R y S residen en diferentes sitios, la semirreunión casi siempre se implementa transfiriendo primero F = ir<B,S>(S) al sitio donde R reside y reuniendo después F y R, lo que corresponde a la estrategia que acabamos de ver.

Cabe señalar que la operación de semirreunión no es conmutativa; es decir:

R K S í Stxfl

23.53 *Descomposición de consultas y de actualizaciones*

En un **SGBDD** sin *transparencia de distribución,* el usuario expresa su consulta directamente en términos de fragmentos específicos. Por ejemplo, consideremos otra consulta C: "Obtener los nombres y las horas por semana de cada uno de los empleados que trabajan en algún proyecto controlado por el departamento 5", que se especifica sobre la base de datos distribuida donde las relaciones que están en los sitios 2 y 3 son las que se muestran en la figura 23.3 y las que están en el sitio 1 son las que se muestran en la figura 6.6. Un usuario que introduzca una consulta así deberá especificar si hace referencia a las relaciones PROYS5 y **TRABAJA**_EN5 del sitio 2 (Fig. 23.3) o a las relaciones **PROYECTO** y **TRABAJA_EN** del sitio 1 (Fig. 6.6). El usuario deberá mantener también la consistencia de los elementos de información replicados cuando actualice un **SGBDD** *sin transparencia de replicación.*

Por otro lado, un **SGBDD** que ofrezca *transparencia de distribución, de fragmentación y de replicación completa* permitirá al usuario especificar una consulta o solicitud de actualización sobre el esquema de la figura 6.5, igual que si el **SGBD** fuera centralizado. En el caso de las actualizaciones, el sistema se encarga de mantener la *consistencia entre los elementos replicados* usando alguno de los algoritmos de control de concurrencia distribuida que se analizan en la sección 23.6. En el caso de las consultas, un módulo de **descomposición de consultas** deberá dividir o **descomponer** una consulta en **subconsultas** que se puedan ejecutar en los sitios individuales. Por añadidura, deberá generarse una estrategia para combinar los resultados de las subconsultas y formar el resultado de la consulta. Siempre que el **SGBDD** determine que un elemento al que se hace referencia en la consulta está replicado, deberá escoger o **materializar** una réplica específica a la que se hará referencia durante la ejecución.

Para determinar cuáles réplicas incluyen los elementos de información a los que se hace referencia en una consulta, el **SGBDD** consulta la información de fragmentación, replicación y distribución almacenada en su catálogo. En la fragmentación vertical, la lista de atributos de cada fragmento se guarda en el catálogo. En la fragmentación horizontal, se guarda una condición, a veces llamada **de guardia,** para cada fragmento. Esta es básicamente una condición de selección que especifica cuáles tupias están en el fragmento; se le llama *guardia* porque *sólo las tupias que satisfacen esta condición* pueden estar almacenadas en el fragmento. En el caso de fragmentos mixtos, tanto la lista de atributos como la condición de guardia se mantienen en el catálogo.

En nuestro ejemplo anterior, las condiciones de guardia de los fragmentos del sitio 1 (Fig. 6.6) **sonTRUE** (todas las tupias), y las listas de atributos son * (todos los atributos). Para los fragmentos que se muestran en la figura 23.3, tenemos las condiciones de guardia y listas de atributos que aparecen en la figura 23.6. Cuando el **SGBDD** descompone una solicitud de actualización, puede determinar cuáles fragmentos deben actualizarse, para lo cual

(a) EMPD5
lista de atributos: NOMBREP, INIC, APELLIDO, NSS, SALARIO, NSSSUPER, ND
condición de guardia: ND=5
DEP5
lista de atributos: * (todos los atributos NOMBRED, NÚMEROD, NSSGTE, FECHAINICGTE)
condición de guardia: NÚMEROD=5
LUGS_DEP5
lista de atributos: * (todos los atributos NÚMEROD, LUGAR)
condición de guardia: NÚMEROD=5
PROYS5
lista de atributos: * (todos los atributos NOMBREPR, NÚMEROP, LUGARP, NÚMD)
condición de guardia: NÚMD=5
TRABAJA_EN5
lista de atributos: * (todos los atributos NSSE, NÚMP, HORAS)
condición de guardia: NSSE IN (ir<NSS>(EMPD5))
ORNÚMPIN(<NÚMEROP>(PROYS5))

(b) EMPD4
lista de atributos: NOMBREP, INIC, APELLIDO, NSS, SALARIO, NSSSUPER, ND
condición de guardia: ND=4
DEP4
lista de atributos: * (todos los atributos NOMBRED, NÚMEROD, NSSGTE, FECHAINICGTE)
condición de guardia: NÚMEROD=4
LUGS_DEP4
lista de atributos: * (todos los atributos NÚMEROD, LUGAR)
condición de guardia: NÚMEROD=4
PROYS4
lista de atributos: * (todos los atributos NOMBREPR, NÚMEROP, LUGARP, NÚMD)
condición de guardia: NÚMD=4
TRABAJA_EN4
lista de atributos: * (todos los atributos NSSE, NÚMP, HORAS)
condición de guardia: NSSE IN (ir<NSS>(EMPD4))
ORNÚMPIN(u<NÚMEROP>(PROYS4))

Figura 23.6 Condiciones de guardia y listas de atributos para fragmentos, (a) Guardias y listas de atributos para los fragmentos de relaciones del sitio **2.** (b) Guardias y listas de atributos para los fragmentos de relaciones del sitio **3.**

examina sus condiciones de guardia. Por ejemplo, el SGBDD descompondría una solicitud de insertar una nueva tupia EMPLEADO <'Alejandro', 'B', 'Colmenares', '345671239', '22-ABR-64', '3306 Rosedal, Higueras, MX', 'M', 33000, "987654321", 4> en dos solicitudes de actualización: la primera insertaría la tupia anterior en el fragmento EMPLEADO del sitio 1 y la segunda insertaría la tupia proyectada <'Alejandro', 'B', 'Colmenares', '345671239', 33000, '987654321', 4> en el fragmento EMPD4 del sitio 3.

Para la descomposición de consultas, el SGBDD puede determinar cuáles fragmentos contienen las tupias requeridas comparando la condición de la consulta y las condiciones de guardia. Por ejemplo, consideremos la consulta C: "Obtener los nombres y las horas por semana de cada uno de los empleados que trabajan en algún proyecto controlado por el departamento 5"; esto puede especificarse en SQL sobre el esquema de la figura 6.5 como sigue:

```
C:  SELECT   NOMBREP, APELLIDO, HORAS
    FROM     EMPLEADO, PROYECTO, TRABAJA_EN
    WHERE    NÚMD=5 AND NÚMEROP=NÚMP AND NSSE=NSS
```

Supongamos que la consulta se introduce en el sitio 2, y ahí mismo se va a necesitar el resultado de la consulta. El SGBDD puede determinar, a partir de la condición de guardia de PROYS5 y de TRABAJA_EN5, que todas las tupias que satisfacen las condiciones (NÚMD = 5 AND NÚMEROP = NÚMP) residen en el sitio 2; por tanto, puede descomponer la consulta en las siguientes subconsultas del álgebra relacional:

```
T1 <— TT    (PROYS5 ÍX          TRABAJA.EN5)
      NSSE              NÚMEROP=NÚMP
T2 <r- ir                (T1 M      EMPLEADO)
      NSSE, NOMBREP, APELLIDO    NSSE=NSS
RESULTADO <- TT                  (T2 * TRABAJA_EN5)
                  NOMBREP, APELLIDO, HORAS
```

Esta descomposición puede servir para ejecutar la consulta mediante una estrategia de semirreunión. El SGBDD sabe, por las condiciones de guardia, que PROYS5 contiene exactamente las tupias que satisfacen (NÚMD = 5) y que TRABAJA_EN5 contiene todas las tupias que se reunirán con PROYS5; por tanto, la subconsulta TI puede ejecutarse en el sitio 2, y la columna proyectada NSSE se puede enviar al sitio 1. La subconsulta T2 puede entonces ejecutarse en el sitio 1, y el resultado se puede enviar de vuelta al sitio 2, donde se calcula el resultado final de la consulta y se presenta al usuario. Una estrategia alternativa consistiría en enviar la consulta C completa al sitio 1, que contiene todas las tupias de la base de datos, donde se ejecutaría localmente y desde donde se enviaría el resultado de regreso al sitio 2. El optimizador de consultas estimaría los costos de ambas estrategias y escogería la que tuviera la estimación más baja.

23.6 Panorama sobre el control de concurrencia y la recuperación en bases de datos distribuidas*

En lo tocante al control de concurrencia y la recuperación en un entorno de SGBD distribuido, surgen numerosos problemas que no se encuentran en los entornos de SGBD centralizado. Entre ellos están:

- *Manejar* múltiples copias *de los elementos de información:* El método de control de concurrencia tiene la obligación de mantener la consistencia entre estas copias. El método de recuperación debe cuidar que una copia sea consistente con todas las demás si el sitio en el que la copia estaba almacenada falla y se recupera posteriormente.
- *Fallo de sitios individuales:* El SGBDD debe continuar operando con sus sitios activos, si es posible, cuando fallen uno o más sitios individuales. Cuando un sitio se recupere, su base de datos local se deberá poner al día con los demás sitios antes de que se reincorpore al sistema.
- *Fallo de enlaces de comunicaciones:* El sistema debe ser capaz de manejar el fallo de uno o más de los enlaces de comunicaciones entre los sitios. Un caso extremo de este problema es que puede haber **partición de la red.** Esto divide los sitios en dos o más particiones dentro de las cuales los sitios pueden comunicarse entre sí, pero no con sitios de otras particiones.
- *Confirmación distribuida:* Puede haber problemas para confirmar una transacción que está teniendo acceso a bases de datos almacenadas en múltiples sitios si algunos de éstos fallan durante el proceso de confirmación. A menudo se utiliza el **protocolo de confirmación de dos fases** (véase la Sec. 19.5) para resolver este problema.
- *Bloqueo mortal distribuido:* Puede ocurrir un bloqueo mortal entre varios sitios, lo que hace necesario extender las técnicas de manejo de bloqueos mortales para que tengan esto en cuenta.

Las técnicas de control de concurrencia y de recuperación distribuidos deben resolver éstos y otros problemas. En las subsecciones que siguen repasaremos algunas de las técnicas que se han propuesto para manejar la recuperación y el control de concurrencia en los SGBDD.

23.6.1 *Control de concurrencia distribuido basado en una copia distinguida de un elemento de información*

Se han diseñado varios métodos de control de concurrencia que manejan los elementos de información replicados en una base de datos distribuida, que se basan en la extensión de las técnicas de control de concurrencia de las bases de datos centralizadas. Analizaremos estas técnicas en el contexto de extender el *bloqueo* centralizado. Extensiones similares se aplican a otras técnicas de control de concurrencia. La idea es designar una *copia determinada* de cada elemento de información como **copia distinguida.** Los candados para este elemento de información se asocian *a la copia distinguida,* y todas las solicitudes de bloqueo y desbloqueo se envían al sitio que contiene esa copia.

Hay varios métodos diferentes que se basan en esta idea, pero difieren en la forma en que escogen las copias distinguidas. En la técnica de **sitio primario,** todas las copias distinguidas se guardan en el mismo sitio. Una modificación de este enfoque es el sitio primario con **sitio de respaldo.** Otro enfoque es el método de **copia primaria,** en el que las copias distinguidas de los diversos elementos de información se pueden almacenar en diferentes sitios. Un sitio que incluye una copia distinguida de un elemento de información actúa básicamente como **sitio coordinador** para el control de concurrencia de ese elemento. Analizaremos estas técnicas una por una.

Técnica de sitio primario. En este método se designa un solo sitio primario como sitio coordinador *para todos los elementos de la base de datos.* Por tanto, todos los candados se mantienen en ese sitio, y todas las solicitudes de bloqueo y desbloqueo se envían a ese sitio. Así pues, este método es una extensión del enfoque de bloqueo centralizado. Por ejemplo, si todas las transacciones siguen el protocolo de bloqueo de dos fases, la seriabilidad está garantizada. La ventaja de este enfoque es que es una simple extensión del enfoque centralizado y por tanto no es demasiado complejo. Sin embargo, posee ciertas desventajas inherentes. Una de ellas es que todas las solicitudes de bloqueo se envían a un mismo sitio, con lo que posiblemente se sobrecargue ese sitio y se origine un cuello de botella del sistema. Otra desventaja es que un fallo del sitio primario paralizaría el sistema, ya que toda la información de bloqueo se mantiene en dicho sitio. Esto puede limitar la fiabilidad y la disponibilidad del sistema.

Aunque el acceso a todos los candados es en el sitio primario, el acceso a los elementos mismos puede darse en cualquier sitio en el que residan. Por ejemplo, una vez que una transacción obtiene del sitio primario un bloquearjectura sobre un elemento de información, puede tener acceso a cualquier copia de dicho elemento. Sin embargo, una vez que una transacción obtiene un bloquear_escritura y actualiza un elemento de información, el SGBDD deberá encargarse de actualizar *todas las copias* del elemento antes de liberar el candado.

Sitio primario con sitio de respaldo. Este enfoque busca subsanar la segunda desventaja del método anterior; para ello se designa un segundo sitio como sitio de respaldo. Toda la información de bloqueo se mantiene tanto en el sitio primario como en el de respaldo. En caso de fallar el sitio primario, el de respaldo puede asumir las funciones de sitio primario, y se puede escoger un nuevo sitio de respaldo. Esto simplifica el proceso de recuperarse de un fallo del sitio primario, ya que el sitio de respaldo asume sus funciones y el procesamiento puede reanudarse una vez que se elija el nuevo sitio de respaldo y la información de estado de los candados se copia en él. Sin embargo, el proceso de adquisición de candados se hace más lento, porque todas las solicitudes de candados y la concesión de los mismos se deben asentar *tanto en el sitio primario como en el de respaldo* antes de enviar una respuesta a la transacción solicitante. El problema de que los sitios primario y de respaldo se sobrecarguen con solicitudes y hagan más lento el sistema no se alivia en absoluto.

Técnica de copia primaria. Este método intenta distribuir la carga de la coordinación de los candados entre varios sitios; lo hace manteniendo las copias distinguidas de diferentes elementos de información *almacenadas en diferentes sitios.* El fallo de un sitio afecta todas las transacciones que estén teniendo acceso a candados sobre elementos cuyas copias primarias residan en ese sitio, pero las demás transacciones no resultan afectadas. Este método también puede usar sitios de respaldo para elevar la fiabilidad y la disponibilidad.

Elección de un nuevo sitio coordinador en caso de fallo. Siempre que un sitio coordinador falle en cualquiera de las técnicas anteriores, los sitios que siguen activos deberán elegir un nuevo coordinador. En el caso del enfoque de sitio primario *sin* sitio de respaldo, será preciso abortar y reiniciar todas las transacciones en ejecución, y el proceso de recuperación será bastante tedioso. Parte de dicho proceso implica elegir un nuevo sitio primario y crear un proceso gestor de candados y un registro de toda la información de candados en ese sitio. En los métodos que usan sitios de respaldo, el procesamiento de transacciones se suspende mientras el sitio de respaldo se designa como nuevo sitio primario, se escoge un nuevo sitio de respaldo y se envían a él copias de toda la información de bloqueo del nuevo sitio primario.

Si el sitio de respaldo X está a punto de convertirse en el nuevo sitio primario, X puede escoger el nuevo sitio de respaldo entre los sitios activos del sistema. Sin embargo, si no había sitio de respaldo, o si no están activos ni el sitio primario ni el de respaldo, se puede seguir un proceso denominado elección para escoger el nuevo sitio coordinador. En este proceso, cualquier sitio Y que intente comunicarse repetidamente con el sitio coordinador y fracase puede suponer que el coordinador está inactivo e iniciar el proceso de elección enviando un mensaje a todos los sitios activos en el cual proponga que Y se convierta en el nuevo coordinador. Tan pronto como Y reciba una mayoría de votos afirmativos, puede declarar que es el nuevo coordinador. El algoritmo de elección mismo es bastante complejo, pero ésta es a grandes rasgos la idea básica. El algoritmo resuelve además cualquier intento, por parte de dos o más sitios, de convertirse al mismo tiempo en el coordinador. Las referencias en la bibliografía al final del capítulo analizan este proceso en detalle.

23*6.2 *Control de concurrencia distribuido basado en votación*

Todos los métodos de control de concurrencia para elementos replicados que acabamos de analizar se basan en la idea de una copia distinguida que mantiene los candados para ese elemento. En el método de votación no hay copia distinguida; más bien, cada solicitud de bloqueo se envía a todos los sitios que incluyan una copia del elemento de información. Cada copia mantiene su propio candado y puede conceder o rechazar la solicitud. Si *la mayoría* de las copias otorgan un candado a la transacción que lo solicita, ésta poseerá el candado e informará a *todas las copias* que le ha sido concedido. Si una transacción no recibe la mayoría de los votos de concesión del candado durante un cierto *periodo de tiempo predefinido,* cancelará su solicitud e informará de ello a todos los sitios.

El método de votación se considera un método de control de concurrencia verdaderamente distribuido, ya que la responsabilidad de la decisión recae en todos los sitios implicados. Se han hecho estudios de simulación que indican que la votación tiene un tráfico más alto de mensajes entre sitios que los métodos de copia distinguida. Si el algoritmo tiene en cuenta posibles fallos de sitios durante el proceso de votación, se vuelve extremadamente complejo.

23.6Í *Recuperación distribuida*

El proceso de recuperación en las bases de datos distribuidas es bastante complicado. Aquí daremos sólo una idea de algunos de sus aspectos. En ciertos casos incluso es bastante difícil determinar si un sitio está inactivo sin.intercambiar un gran número de mensajes con otros sitios. Por ejemplo, supongamos que el sitio X envía un mensaje al sitio Y y espera una respuesta de Y pero no la recibe. Hay varias explicaciones posibles:

- El mensaje no llegó a Y debido a un fallo de comunicación.
- El sitio Y está inactivo y no pudo responder.
- El sitio Y está activo y envió una respuesta, pero ésta no llegó.

Sin información adicional y sin el envío de mensajes adicionales, es difícil determinar qué sucedió realmente.

Otro problema con la recuperación distribuida es la confirmación distribuida. Cuando una transacción está actualizando datos en varios sitios, no puede confirmarse hasta estar

segura de que el efecto de la transacción en *todos* los sitios no puede perderse. Esto significa que cada sitio debe haber asentado primero permanentemente los efectos locales de la transacción en la bitácora local en el disco del sitio. A menudo se usa el protocolo de confirmación de dos fases, analizado en la sección 19.5, para garantizar la corrección de la confirmación distribuida.

23*7 Resumen

Este capítulo presenta una introducción a las bases de datos distribuidas. Como se trata de un tema muy amplio, sólo analizamos algunas de sus técnicas fundamentales. Primero vimos por qué es conveniente distribuir y cuáles son las ventajas potenciales de las bases de datos distribuidas respecto a los sistemas centralizados. Después describimos la arquitectura cliente-servidor de un SGBDD. Definimos los conceptos de fragmentación, replicación y distribución de los datos, y distinguimos entre los fragmentos horizontales y verticales de las relaciones. Analizamos el empleo de la replicación de datos para elevar la fiabilidad y la disponibilidad del sistema. También definimos el concepto de transparencia de la distribución y los conceptos relacionados de transparencia de la fragmentación y transparencia de la replicación. Clasificamos los SGBDD según criterios como el grado de homogeneidad de los módulos de software y el grado de autonomía local.

En la sección 23.5 ilustramos algunas de las técnicas para procesar consultas distribuidas. El costo de la comunicación entre los sitios se considera como un factor primordial en la optimización de consultas distribuidas. Comparamos diferentes técnicas para ejecutar reuniones y presentamos la técnica de semirreunión para reunir relaciones residentes en diferentes sitios.

En la sección 23.6 examinamos brevemente las técnicas de control de concurrencia y de recuperación empleadas en los SGBDD. Mencionamos algunos de los problemas adicionales que es preciso resolver en los entornos distribuidos y que no aparecen en un entorno centralizado.

Preguntas de repaso

23.1. ¿Cuáles son las principales razones para tener bases de datos distribuidas, y cuáles las posibles ventajas?

23.2. ¿Qué funciones adicionales efectúa un SGBDD que no realiza un SGBD centralizado?

23.3. ¿Cuáles son los módulos de software más importantes de un SGBDD? Analice las funciones principales de cada uno de estos módulos en el contexto de la arquitectura cliente-servidor.

23.4. ¿Qué es un fragmento de una relación? ¿Cuáles son los principales tipos de fragmentos? ¿Por qué la fragmentación es un concepto útil en el diseño de bases de datos distribuidas?

23.5. ¿Por qué es útil la replicación en los SGBDD? ¿Qué unidades de datos son las que se suelen replicar?

23.6. ¿Qué significa *reparto de los datos* en el diseño de bases de datos distribuidas? ¿Cuáles unidades de datos suelen distribuirse entre los sitios?

23.7. ¿Cómo se especifica una fragmentación horizontal de una relación? ¿Cómo puede reconstruirse una relación a partir de una fragmentación horizontal completa?

23.8. ¿Cómo se especifica una fragmentación vertical de una relación? ¿Cómo puede reconstruirse una relación a partir de una fragmentación vertical completa?

23.9. Explique el significado de los siguientes términos: *grado de homogeneidad de un* SGBDD, *grado de autonomía local de un* SGBDD, SGBDD *federado, transparencia de distribución, transparencia de fragmentación, transparencia de replicación, sistema de multibases de datos.*

23.10. Analice el problema de los nombres en las bases de datos distribuidas.

23.11. Explique las diferentes técnicas para ejecutar una equirreunión de dos archivos ubicados en diferentes sitios. ¿Qué factores locales son los que más afectan el costo de la transferencia de datos?

23.12. Analice el método de semirreunión para ejecutar una equirreunión de dos archivos ubicados en diferentes sitios. ¿En qué condiciones resulta eficiente una estrategia de semirreunión?

23.13. Analice los factores que afectan la descomposición de consultas. ¿Cómo se usan las condiciones de guardia y las listas de atributos de fragmentos durante el proceso de descomposición de consultas?

23.14. ¿Qué diferencia hay entre la descomposición de una solicitud de actualización y la descomposición de una consulta? ¿Cómo se usan las condiciones de guardia y las listas de atributos de los fragmentos durante la descomposición de una solicitud de actualización?

23.15. Analice los factores que no aparecen en los sistemas centralizados y que afectan el control de concurrencia y la recuperación en los sistemas distribuidos.

23.16. Compare el método de sitio primario con el de copia primaria para el control de concurrencia distribuido. ¿Cómo afecta a cada uno de ellos el empleo de sitios de respaldo?

23.17. ¿Cuándo se usan la votación y las elecciones en las bases de datos distribuidas?

Ejercicios

22.18. Considere la distribución de datos de la base de datos COMPAÑÍA, según la cual los fragmentos que están en los sitios 2 y 3 son los que se muestran en la figura 23.3 y los fragmentos del sitio 1 son los que se muestran en la figura 6.6. Para cada una de las siguientes consultas, indique por lo menos dos estrategias de descomposición y ejecución de la consulta. ¿En qué condiciones funcionaría bien cada una de sus estrategias?

a. Para cada empleado del departamento 5, obtener su nombre y los nombres de sus dependientes.

b. Imprimir los nombres de todos los empleados adscritos al departamento 5 que trabajan en algún proyecto que no está bajo el control del departamento 5.

Bibliografía selecta

Los libros de Ceri y Pelagatti (1984a) y Ozsu y Valduriez (1990) se ocupan de las bases de datos distribuidas. La fragmentación se analiza en Chang y Cheng (1980) y Ceri y Pelagatti (1984a). Los sistemas de bases de datos federadas se tratan en McLeod y Heimbigner (1985). Los principios de las redes de comunicaciones entre computadores se estudian en el libro de Tanenbaum (1981).

El procesamiento, la optimización y la descomposición de consultas distribuidas se tratan en los artículos de Hevner y Yao (1979), Apers et *al* (1983), Ceri y Pelagatti (1984), Bodorick et *al* (1992) y Kerschberg et *al* (1982). Bernstein y Goodman (1981) analiza la teoría del procesamiento por semirreunión. Wong (1983) se ocupa del empleo de vínculos en la fragmentación de relaciones. Los esquemas de control de concurrencia y de recuperación se analizan y comparan en Garcia-Molina (1978), Ries (1979), y Bernstein y Goodman (1981a). Las elecciones en los sistemas distribuidos se examinan en Garcia-Molina (1982).

Una técnica de control de concurrencia para datos replicados que se basa en la votación se presenta en Thomas (1979). Gifford (1979) propone el empleo de votación ponderada, y Paris (1986) describe un método llamado votación con testigos. Jajodia y Mutchler (1990) explica la votación dinámica. Bernstein y Goodman (1984) propone una técnica llamada *copia* disponible, y una que utiliza la idea de grupo se presenta en ElAbbadi y Toueg (1988). Otros trabajos recientes que tratan los datos replicados son los de Gladney (1989), Agrawal y ElAbbadi (1990), ElAbbadi y Toueg (1990), Kumar y Segev (1993), Mukkamala (1989) y Wolfson y Milo (1991). Schlageter (1981) , Bassiouni (1988) y Ceri y Owicki (1983) analizan métodos optimistas para el control de concurrencia de BDD. Garcia-Molina (1983) y Kumar y Stonebraker (1987) explican una técnica que aprovecha la semántica de las transacciones. Menasce et *al* (1980) y Minoura y Wiederhold (1982) presentan técnicas de control de concurrencia distribuido basadas en bloqueo y copias distinguidas. Obermark (1982) presenta algoritmos para la detección de bloqueos mortales distribuidos. Lamport (1978) estudia los problemas de generar marcas de tiempo únicas en un sistema distribuido.

Kohler (1981) hace un repaso de las técnicas de recuperación en los sistemas distribuidos. Skeen (1981) estudia protocolos de confirmación sin bloqueo, y Reed (1983) trata las acciones atómicas sobre datos distribuidos. Un libro editado por Bhargava (1987) presenta diversos enfoques y técnicas para la recuperación y el control de concurrencia distribuidos.

Elmasri et *al* (1986), Hayne y Ram (1990) y Motro (1987) presentan técnicas para la integración de esquemas en bases de datos federadas. Onuegbe *et al* (1983) analiza el problema de traducción y optimización local. Elmagarmid y Helal (1988) y Gamal-Eldin *et al* (1988) tratan el problema de la actualización en SGBDD heterogéneos. Las bases de datos distribuidas heterogéneas también se estudian en Kaul *et al* (1990), Hsiao y Kamel (1989) y Perrizo *et al* (1991).

Las técnicas para el reparto de datos distribuidos se propusieron en Blankenship ***etal*** (1991), Morgan y Levin (1977), Ramamoorthy y Wah (1979), Chu y Hurley (1982), y Kamel y King (1985), entre otros. El diseño de bases de datos distribuidas con fragmentación horizontal y vertical, reparto y replicación se trata en Ceri *et al* (1983), Navathe *et al* (1984), Ceri *et al* (1982), Wilson y Navathe (1986) y Elmasri *et al* (1987).

En fechas recientes, los sistemas de multibases de datos y la interoperabilidad son temas que han adquirido importancia. Las técnicas para resolver incompatibilidades semánticas entre múltiples bases de datos se examinan en DeMichiel (1989), Siegel y Madnick (1991), Krishnamurthy *et al* (1991) y Wang y Madnick (1989). El procesamiento de transacciones en multibases de datos se analiza en Mehrotra *et al* (1992), Georgakopoulus et a!. (1991), Elmagarmid *et al* (1990) y Brietbart et *al* (1990), entre otros.

Se han implementado varios SGBD distribuidos experimentales. Entre ellos están INGRES distribuido (Epstein *et al* 1978), DDTS (Devor y Weeldreyer 1980), SDD-1 (Rothnie *et al* 1980), System R* (Lindsay *et al* 1984), SIRIUS-DELTA (Ferrier y Stangret 1982) y MULTIBASE (Smith *et al* 1981). El sistema OMNIBASE (Rusinkiewicz et *al* 1988) es un SGBDD federado. Muchos proveedores de SGBD comerciales han anunciado versiones distribuidas de sus sistemas. Los SGBDD comerciales están aplicando la arquitectura cliente-servidor en sus versiones más nuevas. Algunas cuestiones relativas a los sistemas cliente-servidor se estudian en Carey et *al* (1991), DeWitt et *al* (1990) y Wang y Rowe (1991).

CAPÍTULO 24

Bases de datos deductivas

Un sistema de bases de datos que tenga la capacidad de definir **reglas** con las cuales deducir o inferir información adicional a partir de los hechos almacenados en las bases de datos se llama sistema de bases de datos deductivas. Puesto que parte de los fundamentos teóricos de algunos sistemas de esta especie es la lógica matemática, a menudo se les denomina **bases de datos lógicas.** También existen los llamados **sistemas de bases de datos expertos** y **sistemas basados en conocimientos** que además incluyen capacidades de razonamiento e inferencia; estos sistemas emplean técnicas que se desarrollaron en el campo de la inteligencia artificial, como las redes semánticas, los marcos y las reglas para capturar conocimientos específicos de un dominio. Son dos las diferencias principies entre estos sistemas y los que estudiaremos aquí:

1. Los sistemas expertos basados en conocimientos han supuesto tradicionalmente que los datos requeridos residen en la memoria principal, por lo que la gestión de almacenamiento secundario no viene al caso. Los sistemas de bases de datos deductivas intentan modificar esta restricción de modo que un SGBD se amplíe para manejar una interfaz con un sistema experto o que un sistema experto se amplíe para manejar datos que residen en almacenamiento secundario.

2. Los conocimientos de un sistema experto o basado en conocimientos se extraen de expertos en la aplicación y se refieren a un dominio de aplicación más que a conocimientos inherentes en los datos.

Aunque existe una estrecha relación entre estos sistemas y las bases de datos deductivas que vamos a analizar, su análisis detallado rebasa el alcance de esta obra. En este capítulo sólo hablaremos de los sistemas basados en lógica y ofreceremos un panorama sobre los fundamentos formales de los sistemas de bases de datos deductivas.

Si sólo desea una breve introducción a las bases de datos deductivas, el lector puede limitarse a las secciones 24.1 y 24.2.

24.1 Introducción a las bases de datos deductivas

En un sistema de bases de datos deductivas por lo regular se usa un lenguaje declarativo para especificar reglas. Con **lenguaje declarativo** queremos decir un lenguaje que define lo que un programa desea lograr, en vez de especificar los detalles de cómo lograrlo. Una **máquina de inferencia** (o **mecanismo de deducción)** dentro del sistema puede deducir hechos nuevos a partir de la base de datos interpretando dichas reglas. El modelo empleado en las bases de datos deductivas está íntimamente relacionado con el modelo de datos relacional, y sobre todo con el formalismo del cálculo relacional (véase el Cap. 8). También está relacionado con el campo de la **programación lógica** y el lenguaje **Prolog.** Los trabajos sobre bases de datos deductivas basadas en lógica han utilizado Prolog como punto de partida. Con un subconjunto de Prolog llamado **Datalog** se definen reglas declarativamente junto con un conjunto de relaciones existentes que se tratan como literales en el lenguaje. Aunque la estructura gramatical de Datalog se parece a la de Prolog, su semántica operativa —esto es, la forma como debe ejecutarse un programa en Datalog— queda abierta.

Una base de datos deductiva utiliza principalmente dos tipos de especificaciones: hechos y reglas. Los **hechos** se especifican de manera similar a como se especifican las relaciones, excepto que no es necesario incluir los nombres de los atributos. Recuerde que una tupia en una relación describe algún hecho del mundo real cuyo significado queda determinado en parte por los nombres de los atributos. En una base de datos deductiva, el significado del valor de un atributo en una tupia queda determinado exclusivamente por su *posición* dentro de la tupia. Las **reglas** se parecen un poco a las vistas relaciónales. Especifican relaciones virtuales que no están almacenadas realmente, pero que se pueden formar a partir de los hechos aplicando mecanismos de inferencia basados en las especificaciones de las reglas. La principal diferencia entre las reglas y las vistas es que en las primeras puede haber recursión y por tanto pueden producir vistas que no es posible definir en términos de las vistas relaciónales estándar.

La evaluación de los programas en Prolog se basa en una técnica llamada *encadenamiento hacia atrás,* que implica una evaluación descendente de los objetivos. En las bases de datos deductivas que emplean Datalog, el enfoque es hacia el manejo de grandes volúmenes de datos almacenados en una base de datos relacional; por ello, se han inventado técnicas de evaluación que se parecen a las de una evaluación ascendente. Prolog tiene la limitación de que el orden de especificación de los hechos y las reglas es significativo para la evaluación; es más, el orden de las literales dentro de una regla es significativo. Las técnicas de ejecución para los programas en Datalog intentan subsanar estos problemas.

Ya estudiamos las bases de datos orientadas a objetos (BDOO) en el capítulo 22. Es conveniente poner las bases de datos deductivas (BDD) en un contexto apropiado respecto a las BDOO. Estas últimas han procurado proveer un mecanismo de modelado natural para los objetos del mundo real encapsulando su estructura junto con su comportamiento. En contraste, las BDD buscan derivar nuevos conocimientos a partir de datos existentes proporcionando interrelaciones del mundo real en forma de reglas. Tradicionalmente, las BDOO han dejado al programador la tarea de optimizar las consultas de búsqueda, en tanto que las BDD utilizan mecanismos internos para la evaluación y la optimización. Han comenzado a aparecer indicios de un casamiento entre estas dos diferentes mejoras de las bases de datos tradicionales, que se ha hecho patente en la adición de capacidades deductivas a las BDOO y de interfaces con lenguajes de programación como C · · a las BDD.

El resto del capítulo está organizado como sigue. En la sección 24.2 presentaremos la notación Prolog/Datalog; Datalog es un lenguaje de consulta deductivo similar a Prolog,

pero más adecuado para aplicaciones de bases de datos. En la sección 24.3 trataremos interpretaciones teóricas del significado de las reglas. Los dos enfoques estándar de los mecanismos de inferencia en los lenguajes de programación lógica, llamados *encadenamiento hacia adelante* y *encadenamiento hacia atrás,* se examinan en la sección 24.4. La sección 24.5 presenta conceptos relacionados con los programas en Datalog, su evaluación y su ejecución. En la sección 24.6 se analiza un sistema comercial llamado sistema de bases de datos deductivas LDL; después, en la sección 24.7, cubriremos brevemente dos sistemas de investigación universitaria denominados CORAL y NAIL!

24.2 Notación Prolog/Datalog

En esta sección presentaremos la notación básica para escribir reglas en Prolog/Datalog. Luego analizaremos las dos principales **interpretaciones** teóricas del significado de las reglas en la sección 24.3. La notación de Prolog/Datalog se basa en proveer **predicados** con nombres únicos. Un predicado tiene un significado implícito, sugerido por su nombre, y un número fijo de **argumentos.** Si todos los argumentos son valores constantes, el predicado simplemente dice que un determinado hecho es verdadero. Por otro lado, si el predicado tiene variables como argumentos, se le considera una consulta o bien parte de una regla o restricción. En todo este capítulo adoptaremos la convención de Prolog de que todos los **valores constantes** en un predicado son *numéricos* o bien son cadenas de caracteres que comienzan exclusivamente con *letras minúsculas,* en tanto que los **nombres de varia' bles** siempre comienzan con una *letra mayúscula.*

24.2.1 *Un ejemplo*

Consideremos el ejemplo que se muestra en la figura 24.1, el cual se refiere a la base de datos relacional de la figura 6.6, pero en forma muy simplificada. Hay tres nombres de predicados: *supervisar, superior y subordinado.* El predicado supervisar se define mediante un conjunto de hechos, cada uno de los cuales tiene dos argumentos: un nombre de supervisor, seguido del nombre de un supervisado *directo* (subordinado) de ese supervisor. Estos hechos corresponden a los datos reales almacenados en la base de datos, y puede considerarse que constituyen un conjunto de tupias de una relación SUPERVISAR con dos atributos, cuyo esquema es:

SUPERVISAR (Supervisor,Supervisado)

Así pues, supervisar(X,Y) expresa el hecho de que "X supervisa a Y". Observe la omisión de los nombres de atributos en la notación Prolog. Estos nombres se representan exclusivamente en virtud de la posición de cada argumento en un predicado: el primer argumento representa el supervisor, y el segundo, un subordinado directo.

Los otros dos nombres de predicados se definen mediante reglas. La contribución principal de las bases de datos deductivas es la capacidad de especificar reglas recursivas y de proporcionar un marco de referencia para inferir información nueva con base en las reglas especificadas. Una regla tiene la forma **cabeza > cuerpo** y por lo regular tiene **un solo predicado** a la izquierda del símbolo:- (llamado **cabeza,** o miembro izquierdo (LHS: *left-hand side), o* conclusión de la regla) y **uno o más predicados** a la derecha del símbolo :- (llamados **cuerpo,** o miembro derecho (RHS: *right-hand side),* o premisa(s) de la regla). Decimos

a)

```
        Hechos
supervisar(federico,josé).
supervisar(federico,ramón).
supervisar(federicojosefa).
supervisar(jazmín,alicia).
supervisar(jazmín,ahmed).
supervisar(jaime,federico).
supervisar(jaime,jazmín).

        Reglas
superior(X.Y):- supervisar(X,Y).
superior(X,Y):- supervisar(X.Z), superior(Z.Y).
subordinado(X.Y):- superior(Y.X).
        Consultas
superiorGaime.Y)?
superior(ja¡me,josefa)?
```

b}

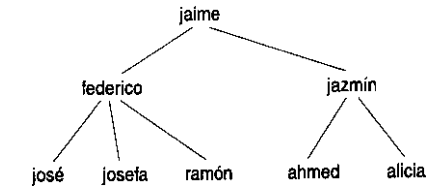


Figura 24.1 (a) Notación de Prolog para hechos, reglas y consultas, (b) El árbol de supervisión basado en los hechos dados.

que un predicado cuyos argumentos son constantes es un predicado base; también nos referimos a él como predicado de ejemplares. Los argumentos de los predicados que aparecen en una regla por lo regular incluyen un cierto número de símbolos variables, aunque los predicados también contienen constantes como argumentos. Una regla especifica que, si una asignación o enlace particular de valores constantes a las variables del cuerpo (predicados RHS) hace que *todos* los predicados RHS sean verdaderos, también hace que la cabeza (predicado LHS) sea verdadera usandoja misma asignación de valores constantes a las variables. Por tanto, una regla nos ofrece una.forma;de generar hechos nuevos que son ejemplares de la cabeza de la regla. Esto^^íos nuevos se basan en hechos que ya existen y que corresponden a los ejemplares c||^pr|^Uefdó|del'cü^o de la regla.

Observe que, al incluir múltiples preffi**|apo**^ñ, el cuerpo de **una** regla, aplicamos implícitamente el operador and lógico a esiql predMíos, Así, las coicas entre los predicados RHS pueden leerse como **conjuncionefeV".** Xv./ *l;¿.¡*

Consideremos la definición del predifl^super^$Sa 24.1, cuyo primer argumento es un nombre de empleado y cuyo^todga^gumen^pn empleado que es un subordinado *directo* o *indirecto* del primer em^^J^^^finado *indirecto* queremos decir el subordinado de algún subordinado, ha**^ftia|m^** número de niveles. Así, superior(X,Y) representa el hecho de que "X es un superior de Y" a través de supervisión directa o indirecta. Podemos escribir dos regias que en conjunto especifican el significado

del nuevo predicado. La primera regla bajo el título Reglas en la figura expresa que, para todo valor de X y Y, si se cumple supervisar(X,Y) — el cuerpo de la regla — también se cumple superior(X,Y) — la cabeza de la regla —, ya que Y sería un subordinado directo de X (un nivel más abajo). Esta regla puede servir para generar todos los vínculos directos superior/subordinado a partir de los hechos que definen el predicado supervisar. La segunda regla recursiva expresa que, si se cumplen *tanto* supervisar(X,Z) como superior (Z,Y), entonces también se cumple superior(X,Y). Esto es un ejemplo de **regla recursiva,** en la que uno de los predicados del cuerpo de la regla es también el predicado de la cabeza de la regla. En general, el cuerpo de la regla define varias premisas tales que, si todas se cumplen, podemos deducir que también se cumple la conclusión de la cabeza de la regla. Advierta que si tenemos dos (o más) reglas con la misma cabeza (predicado LHS), esto equivale a decir que el predicado se cumple (esto es, que puede tener un ejemplar) si *cualquiera* de los cuerpos se cumple; y, por tanto, equivale a una operación **or lógico.** Por ejemplo, si tenemos dos reglas X :- Y y X : - Z, equivalen a una regla X : - Y or Z. Sin embargo, esta última forma no se usa en los sistemas deductivos porque no adopta la forma estándar de una regla, la llamada cláusula de Horn, como veremos en la sección 24.2.3.

Un sistema Prolog contiene varios predicados **integrados** que el sistema puede interpretar directamente. Estos suelen incluir el operador de comparación de igualdad = (X,Y), que devuelve el valor verdadero si X y Y son idénticos y que también puede escribirse X = Y usando la notación infija estándar.* Otros operadores de comparación para números, como <, < =, > y > =, se pueden tratar como funciones binarias. Las funciones aritméticas como +, -, * y / se pueden usar como argumentos en ios predicados en Prolog, aunque Datalog (en su forma básica) *no* permite funciones del tipo de las operaciones aritméticas como argumentos; de hecho, ésta es una de las diferencias principales entre Prolog y Datalog. No obstante, se han propuesto extensiones a Datalog que incluyen funciones.

Por lo regular, una **consulta** contiene un símbolo de predicado con algunos argumentos variables, y su significado (o "respuesta") es deducir las diferentes combinaciones de constantes que, cuando se **enlazan** (asignan) a las variables, pueden hacer que se cumpla el predicado. Por ejemplo, la primera consulta de la figura 24.1 solicita los nombres de todos los subordinados de "jaime" en cualquier nivel. Un tipo diferente de consulta, que sólo tiene símbolos constantes como argumentos, devuelve un resultado falso o verdadero, dependiendo de si los argumentos provistos se pueden deducir de los hechos y las reglas. Por ejemplo, la segunda consulta de la figura 24.1 devuelve el valor verdadero si es posible deducir superior(jaimejosefa), y devuelve falso en caso contrario.

24.2.2 *Notación de Datalog*

Aquí presentaremos algunos conceptos básicos y una notación asociados a Datalog. En Datalog, al igual que en otros lenguajes basados en lógica, los programas se construyen a partir de objetos básicos llamados **fórmulas atómicas.** Para definir la sintaxis de los lenguajes basados en lógica se acostumbra describir la sintaxis de las fórmulas atómicas e indicar cómo pueden combinarse para formar un programa. En Datalog, las fórmulas atómicas son **literales** de la forma $p(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, donde p es el nombre del predicado y n es el número de argumentos de dicho predicado. Diferentes símbolos de predicado pueden tener diferentes números de argumentos, y al número de argumentos n de un predicado p se le llama la **aridad** de p. Los argumentos pueden ser valores constantes o nombres de variables. Como se mencionó antes, usamos la convención de que los valores constantes o bien son numéricos o bien comienzan con una *letra minúscula,* en tanto que los nombres de variables siempre comienzan con una *letra mayúscula.*

Datalog incluye varios **predicados integrados** que también pueden servir para construir fórmulas atómicas. Estos predicados son de dos tipos principales: los predicados de comparación binarios < (less), <= (less_or_equal), > (greater) y > = (greater_or_equal) sobre dominios ordenados; y los predicados de comparación = (equal) y /= (not_equal) sobre dominios ordenados o no ordenados. Éstos pueden usarse como predicados binarios con la misma sintaxis que los demás predicados — por ejemplo, escribiendo less(X,3) — o se pueden especificar empleando la notación infija acostumbrada X<3. Cabe señalar que, como los dominios de estos predicados son potencialmente infinitos, se deben usar con cuidado en las definiciones de reglas. Por ejemplo, el predicado greater(X,3), si se usa solo, genera un conjunto infinito de valores para X que satisfacen el predicado (todos los números enteros mayores que 3). Analizaremos este problema un poco más adelante.

Una **literal** es una fórmula atómica según la definición que dimos — y se llama **literal positiva** — o bien una fórmula atómica precedida por **not.** Esta última es una fórmula atómica negada, denominada **literal negativa.** Los programas en Datalog pueden considerarse como un *subconjunto* de las fórmulas del **cálculo de predicados,** que son un tanto parecidas a las fórmulas del cálculo relacional de dominios (véase el Cap. 8). En Datalog, empero, estas fórmulas se convierten primero en lo que se conoce como **forma clausal** antes de expresarse en Datalog; y sólo pueden usarse en Datalog fórmulas dadas en una forma clausal restringida, llamadas **cláusulas de Horn.**[1]

24.2.3 *Forma clausal y cláusulas de Horn*

Recuerde de la sección 8.1.2 que una fórmula del cálculo relacional es una condición que contiene predicados llamados *átomos* (basados en nombres de relaciones). Además, una fórmula puede tener cuantificadores: el *cuantificador universal* ("para todo") y el *cuantificador existencial* ("existe"). En la forma clausal, una fórmula se debe convertir en otra fórmula con las siguientes características:

- Todas las variables de la fórmula están cuantificadas umversalmente. Por tanto, no es necesario incluir los cuantificadores universales explícitamente; los cuantificadores se eliminan y todas las variables de la fórmula quedan cuantificadas *implícitamente* por el cuantificador universal.
- En forma clausal, la fórmula se compone de varias **cláusulas,** y *cada cláusula* se compone de varias *literales* conectadas exclusivamente por conectores lógicos OR. Así pues, toda **cláusula** es una *disyunción* de literales.
- Las *cláusulas mismas* se conectan exclusivamente mediante conectores lógicos AND, para constituir una fórmula. Así pues, la *forma clausal de una fórmula* es una *conjunción* de cláusulas.

Es posible demostrar que cualquier fórmula puede convertirse a la forma clausal. Para nuestros fines, nos interesa principalmente la forma de las cláusulas individuales, cada una de las cuales es una disyunción de literales. Recuerde que las literales pueden ser positivas o negativas. Consideremos una cláusula de la forma:

[1] hombre dado en honor del matemático Alfred Horn.

notff,) ORnot(P₂) OR... ORnot (P) ORQ₁ ORQ₂ OR... ORQₘ (1)

Esta cláusula tiene n literales negativas y m literales positivas. Una cláusula así puede transformarse en la siguiente fórmula lógica equivalente:

P, A N D P₂ A N D AND P_n=>Q_1 ORQ₂ OR... ORQₘ (2)

donde = > es el símbolo **implica.** Las fórmulas (1) y (2) son equivalentes, lo que significa que sus valores de verdad son siempre los mismos. Esto es así porque, si todas las literales P. **(i =** 1, 2 , n) son verdaderas, la fórmula (2) es verdadera sólo si por lo menos una de las Q. es verdadera, y éste es precisamente el significado del símbolo = > (implica). De manera similar, para la fórmula (1), si todas las literales P. (i = 1, 2 , n) son verdaderas, sus negaciones son todas falsas; por tanto, la fórmula (1) es verdadera sólo si por lo menos una de las Q. es verdadera. En Datalog, las reglas se expresan como una forma restringida de cláusulas llamadas **cláusulas de** Horn, en las que una cláusula puede contener *cuando más una* literal positiva. Así pues, una cláusula de Horn tiene la forma

not^) ORnot(P₂) OR... ORnot (P) ORQ (3)

o bien la forma

notíPj) ORnot(P₂) OR... ORnot (P) (4)

La cláusula de Horn (3) se puede transformar en la cláusula

Pj A N D P₂ A N D ... A N D Pₙ = > Q (5)

que se escribe en Datalog como **Sigúe-**

te > P₁, P₂, Pₙ- **(.)**

La cláusula de Horn (4) se puede transformar en

PjA N DP₂A N D AND P_n=> **(7)**

que se escribe en Datalog como sigue:

Pv P₂ . . . P₂- (8)

Así, una regla de Datalog, como la (6), es una cláusula de Horn; y su significado (con base en la fórmula (5)) es que, si todos los predicados $P^{\wedge}yPj$ ... y P_n son verdaderos para un determinado enlace con sus argumentos variables, Q también será verdadero y por tanto podrá ser inferido. La expresión Datalog (8) puede considerarse como una restricción de integridad, donde todos los predicados deben ser verdaderos para satisfacer la consulta.

En general, una consulta en Datalog tiene dos componentes:

- Un programa en Datalog, que es un conjunto finito de reglas.
- Una literal $P(X_1$ X ₂ , X J , donde cada X. es una variable o una constante.

Un sistema Prolog o Datalog cuenta con una máquina **de** inferencia interna que puede servir para procesar y calcular los resultados de tales consultas. Las máquinas de inferencia de Prolog por lo regular devuelven un resultado de la consulta (esto es, un conjunto de valores para las variables de la consulta) a la vez, siendo necesario pedir explícitamente la devolución de resultados adicionales.

24.3 Interpretación de reglas*

Existen dos alternativas principales para interpretar el significado teórico de las reglas: por la teoría de demostraciones y por la teoría de modelos. En los sistemas prácticos, el mecanismo de inferencia que tiene el sistema define la interpretación exacta, que pudiera no coincidir con ninguna de las dos interpretaciones teóricas. El mecanismo de inferencia es un procedimiento computacional y por tanto provee una interpretación computacional del significado de las reglas. En esta sección estudiaremos primero las dos interpretaciones teóricas. Después analizaremos brevemente los mecanismos de inferencia como una forma de definir el significado de las reglas. En la sección 24.4 trataremos con mayor detalle mecanismos de inferencia específicos.

Una interpretación es la llamada interpretación de reglas **por la teoría de demostraciones.** En ella, consideramos los hechos y las reglas como enunciados verdaderos, o **axiomas.** Los **axiomas base** no contienen variables. Los hechos son axiomas base que se dan por ciertos. Las reglas se llaman **axiomas deductivos,** ya que pueden servir para deducir hechos nuevos. Con los axiomas deductivos podemos construir demostraciones que deriven hechos nuevos a partir de los ya existentes. Por ejemplo, la figura 24.2 muestra la forma de demostrar el hecho superior(jaime, ahmed) a partir de las reglas y hechos dados en la figura 24.1. La interpretación por la teoría de demostraciones nos ofrece un enfoque por procedimientos o computacional para calcular una respuesta a la consulta Datalog. Al proceso de demostrar si un determinado hecho (teorema) se cumple se le conoce también como *demostración de teoremas.*

El segundo tipo de interpretación se llama interpretación **por la teoría de modelos.** Aquí, dado un dominio finito[1] o infinito de valores constantes, asignamos a un predicado todas las combinaciones posibles de valores como argumentos. Después debemos determinar si el predicado es verdadero o falso. En general, basta con especificar las combinaciones de argumentos que hacen que el predicado sea verdadero, y decir que todas las demás combinaciones hacen que sea falso. Si esto se hace con todos los predicados, hablamos de una **interpretación** del conjunto de predicados. Por ejemplo, consideremos la interpretación que se muestra en la figura 24.3 para los predicados supervisar y superior. Esta interpretación asigna un valor de verdad (verdadero o falso) a cada combinación posible de valores de los argumentos (de un dominio finito) para los dos predicados.

A una interpretación se le llama **modelo** para un *conjunto específico de reglas* si esas reglas *siempre se cumplen* en esa interpretación; es decir, para cualesquier valores que se asignen a las variables de las reglas, la cabeza de las reglas es verdadera cuando sustituimos los valores de verdad asignados a los predicados en el cuerpo de la regla según esa interpretación. De este modo, siempre que se aplica una sustitución (enlace) a las variables de las reglas, si todos los predicados del cuerpo de una regla son verdaderos en esa interpretación, el predicado de la cabeza de la regla también debe ser verdadero. La interpretación de la figura 24.3 es un modelo para las dos reglas que se muestran, ya que nunca puede hacer que se violen dichas reglas. Cabe señalar que una regla se viola si un determinado enlace de constantes a las variables hace verdaderos todos los predicados del cuerpo de la regla, pero hace que el predicado de la cabeza de la regla sea falso. Por ejemplo, si supervisar(a,b) y superior(b,c) son ambas verdaderas en alguna interpretación, pero superior(a,c) no es verdadera, la interpretación no puede ser un modelo de la regla recursiva:

```
superior(X,Y):- supervisar(X,Z), superior(Z,Y)
```

[1]El dominio que suele escogerse es finito y se llama "universo de Herbrand".

1. superior(X,Y):- supervisar(X,Y). (regla 1)
2. superior(X,Y):- superv¡sar(X,Z), superior(Z.Y). (regla 2)

3. supervisar(jazmín,ahmed). (axioma base, dado)
4. supervisar(jaime,jazmín). (axioma base, dado)
5. superior(jazmín,ahmed). (aplicar la regla 1 a 3)
6. super¡or(jaime,ahmed):- supervisar(jaime,jazmín), superior(jazmín,ahmed). (aplicar la regla 2 a 4 y 5)

Figura 24.2 Demostración de un hecho nuevo.

En el enfoque según la teoría de modelos, el significado de las reglas se establece proporcionando un modelo para dichas reglas. Podemos considerar que la cabeza de una regla es una consulta definida por su cuerpo (predicados de RHS). El resultado de la consulta es el conjunto de valores (enlazados para los argumentos de los predicados) que por definición hacen que el predicado sea verdadero.

Se dice que un modelo es un **modelo mínimo** para un conjunto de reglas si no es posible cambiar ningún hecho de verdadero a falso y seguir teniendo un modelo para esas reglas. Por ejemplo, consideremos la interpretación de la figura 24.3, y supongamos que el predicado supervisar está definido por un conjunto de hechos conocidos, en tanto que el predicado superior está definido como una interpretación (modelo) para las reglas. Supongamos que añadimos el predicado superior(jaime,bruno) a los predicados verdaderos. Esto

Reglas

superior(X,Y):- supervisar(X.Y).
superior(X,Y):- supervisar(X,Z), superior(Z,Y).

Interpretación

Hechos conocidos:

supervisar(federicojosé) es verdadero.
supervisar(federico, ramón) es verdadero.
supervisar(federico,josefa) es verdadero.
supervisar(jazmín,alicia) es verdadero.
supervisar(jazmín,ahmed) es verdadero.
supervisar(jaime,federico) es verdadero.
supervisarOaime.jazmín) es verdadero.

supervisar(X,Y) es falso para todas las demás combinaciones posibles (X,Y).

Hechos derivados:

superior(federico,josé) es verdadero.
superior(federico,ramón) es verdadero.
superior(federico,josefa) es verdadero.
superior(jazmín,alicia) es verdadero.
superior(jazmín,ahmed) es verdadero.
superiorOaime.federico) es verdadero.
superior(jaime,jazmín) es verdadero.
superior(jaime,josé) es verdadero.
superior(jaime, ramón) es verdadero.
superior(jaime,josefa) es verdadero.
superior(jaime,alicia) es verdadero.
superior(jaime,ahmed) es verdadero.

superior(X.Y) es falso para todas las demás combinaciones posibles (X,Y).

Figura 24.3 Una interpretación que es un modelo para las dos reglas indicadas.

sigue siendo un modelo para las reglas que se muestran, pero no es un modelo mínimo, porque podemos cambiar el valor de verdad de superior(jaime,bruno) de verdadero a falso y seguiremos teniendo un modelo para las reglas. El modelo que se muestra en la figura 24.3 es el modelo mínimo para el conjunto de hechos definidos por el predicado supervisar.

En general, el modelo mínimo que corresponde a un conjunto dado de hechos en la interpretación por la teoría de modelos debe ser lo mismo que los hechos generados por la interpretación según la teoría de demostraciones para el mismo conjunto original de axiomas base y deductivos. Sin embargo» esto sólo es cierto en general para reglas con una estructura simple. Si permitimos la negación en la especificación de las reglas, la correspondencia entre las interpretaciones *deja de cumplirse.* De hecho, con la negación son posibles muchos modelos mínimos para un conjunto dado de hechos.

Un tercer enfoque para interpretar el significado de las reglas implica definir un mecanismo de inferencia que el sistema utilice para deducir hechos a partir de las reglas. Este mecanismo de inferencia definiría una **interpretación computacional** del significado de las reglas. El lenguaje de programación lógica Prolog se vale de su mecanismo de inferencia para definir el significado de las reglas y hechos de un programa en Prolog. No todos los programas en Prolog corresponden a las interpretaciones por la teoría de demostraciones o por la teoría de modelos; depende del tipo de reglas que haya en el programa. Sin embargo, en el caso de muchos programas en Prolog simples, el mecanismo de inferencia de Prolog infiere los hechos que corresponden ya sea a la interpretación por la teoría de demostraciones o a un modelo mínimo en la interpretación por la teoría de modelos.

24.4 Mecanismos básicos de inferencia para programas de lógica*

En esta sección analizaremos los dos principales tipos de mecanismos de inferencia computacional que se basan en la interpretación de reglas por la teoría de las demostraciones. En la sección 24.4.1 hablaremos de los mecanismos de inferencia ascendente, en los que la inferencia parte de los hechos dados y genera hechos adicionales que se comparan con el objetivo de una consulta. En la sección 24.4.2 veremos los mecanismos de inferencia descendente, en los que la inferencia parte del objetivo de una consulta y trata de encontrar valores constantes que la hagan verdadera. Este último enfoque se ha utilizado en Prolog.

24.4.1 *Mecanismos de inferencia ascendente (encadenamiento hacia adelante)*

En la inferencia ascendente, que también se llama **encadenamiento hacia adelante o re* solución ascendente,** la máquina de inferencia parte de los hechos y aplica las reglas para generar hechos nuevos. Al generarse éstos, se comparan con el predicado que es el objetivo de la consulta para ver si coinciden. El término *encadenamiento hacia adelante* indica que la inferencia avanza de los hechos hacia el objetivo. Por ejemplo, consideremos la primera consulta de la figura 24.1, y supongamos que los hechos y reglas que se muestran son los únicos que se cumplen. En la inferencia ascendente, el mecanismo de inferencia verifica primero si cualquiera de los hechos existentes coincide directamente con la consulta dada, superior(jaime,Y)?. Puesto que todos los hechos corresponden al predicado supervisar, no hay coincidencia; por tanto, se aplica ahora la primera regla a los hechos existentes para generar hechos nuevos. Esto provoca que la primera regla (no recursiva) genere los hechos

del predicado superior en el orden que se muestra en la figura 24.3. Conforme se genera cada hecho, se compara con el predicado de la consulta. No hay coincidencias hasta que se genera el hecho superior (jaime,federico), con lo que se produce la primera respuesta de la consulta, a saber, Y=federico.

En un sistema tipo Prolog, en el que se genera una respuesta a la vez, es preciso introducir peticiones adicionales para buscar la siguiente respuesta; en este caso, el sistema sigue generando hechos nuevos y devuelve la siguiente respuesta, Y=jazmín, del hecho generado superior(jaime,jazmín). En este punto, se han agotado todas las posibles aplicaciones de la primera regla (no recursiva), habiéndose generado los primeros siete hechos del predicado superior que se muestran en la figura 24.3. Si se requieren resultados adicionales, la inferencia continúa con la siguiente regla (recursiva) para generar hechos adicionales. Ahora deberá comparar cada hecho supervisar con cada hecho superior, buscando una coincidencia del segundo argumento de supervisar con el primer argumento de superior, a fin de satisfacer ambos predicados RHS: supervisar(X,Z) y superior(Z,Y). Con ello se generan los hechos subsecuentes que se listan en la figura 24.3, y en las respuestas adicionales Y=josé, Y=ramón, Y=josefa, Y=alicia y Y=ahmed. Cualesquier hechos nuevos superior que se generen recursivamente también deberán compararse empleando la regla recursiva hasta que no sea posible generar más hechos. En este ejemplo en particular, no se generan más hechos.

En el enfoque ascendente conviene usar una estrategia de búsqueda para generar sólo los hechos que sean pertinentes a una consulta; de lo contrario, se generarán todos los hechos posibles en algún orden que nada tiene que ver con la consulta en cuestión, cosa que puede ser muy ineficiente si los conjuntos de reglas y hechos son grandes.

24.4.2 *Mecanismos de inferencia descendente (encadenamiento hacia atrás)*

El mecanismo de inferencia descendente es el que se usa en los intérpretes de Prolog. La inferencia descendente, también llamada encadenamiento hacia atrás y resolución deseen* dente, parte del predicado que es el objetivo de la consulta e intenta encontrar coincidencias con las variables que conduzcan a hechos válidos de la base de datos. El término *encadenamiento hacia atrás* indica que la inferencia retrocede desde el objetivo buscado para determinar hechos que lo satisfarían. En este enfoque no se generan explícitamente hechos, como en el encadenamiento hacia adelante. Por ejemplo, al procesar la consulta superior (jaime,Y)?, el sistema busca primero todos los hechos con el predicado superior cuyo primer argumento coincida con "jaime". Si existe alguno, el sistema genera los resultados en el mismo orden en el que se especificaron los hechos. Puesto que no hay tales hechos en nuestro ejemplo, el sistema buscará entonces la primera regla cuya cabeza (LHS) tenga el mismo nombre de predicado que la consulta, dando lugar a la regla (no recursiva):

superior(X,Y):- supervisar(X,Y)

A continuación, el mecanismo de inferencia asigna jaime a X, dando lugar a la regla:

superior(jaime,Y):- supervisar(jaime,Y)

Ahora se dice que la variable X está enlazada al valor "jaime". Acto seguido, el sistema sustituye superior (jaime,Y) por supervisar (jaime,Y) y busca hechos que coincidan con supervisar(jaime,Y) para encontrar una respuesta de Y. Los hechos se examinan en el orden en que aparecen en el programa, conduciendo a la primera coincidencia Y=federico, seguida de la coincidencia Y=jazmín. En este punto, la búsqueda con la primera regla se

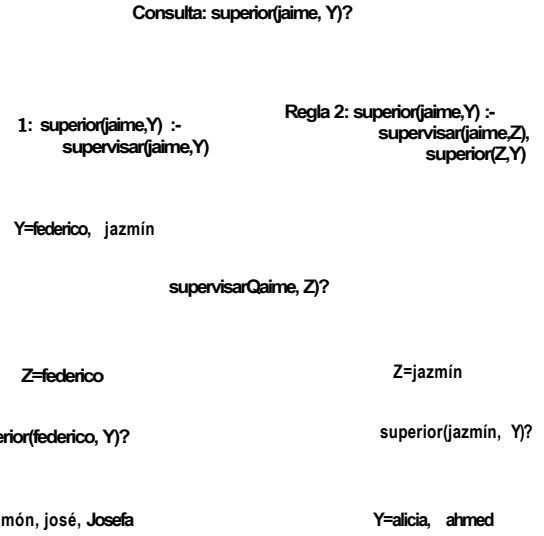


Figura 24.4 Evaluación descendente de una consulta.

agota, por lo que el sistema busca la siguiente regla cuya cabeza (LHS) tenga el nombre de predicado superior, y esto conduce a la regla recursiva. El mecanismo de inferencia enlaza entonces X a "jaime", lo que da como resultado la regla modificada:

superior(jaime,Y):- supervisar(jaime,Z), superior(Z,Y)

En seguida sustituye el LHS por el RHS y comienza a buscar hechos que satisfagan *ambos* predicados del RHS. Éstos se llaman ahora subobjetivos de la consulta. En este caso, para encontrar una coincidencia con la consulta, el sistema deberá hallar hechos que satisfagan más de un predicado — supervisar(jaime,Z) y superior(Z,Y) — lo que se conoce como objetivo compuesto. Una estrategia estándar para satisfacer un objetivo compuesto consiste en utilizar una búsqueda de primero en profundidad, lo que significa que el programa intenta primero hallar un enlace que haga verdadero el primer predicado, y luego se dedica a buscar una coincidencia correspondiente para el segundo predicado. Si el enlace del primer predicado no produce ninguna coincidencia que haga verdadero el segundo predicado, el sistema volverá sobre su rastro y buscará el siguiente enlace que haga verdadero el primer predicado, después de lo cual continuará la búsqueda como antes.

En nuestro ejemplo, el sistema encuentra la coincidencia supervisar(jaime,federico) para el primer subobjetivo, lo cual enlaza Z a "federico", dando como resultado Z=federico. Luego busca una coincidencia con superior(federico,Y) para el segundo subobjetivo, que continúa el proceso de comparación utilizando de nuevo la primera regla (no recursiva) y devolviendo en última instancia Y=josé, Y=ramón y Y=josefa. A continuación el proceso se repite con Z=jazmín, devolviendo Y=alicia y Y=ahmed. Esto se muestra gráficamente en la figura 24.4-

En este ejemplo no hay vínculos superiores adicionales "de tercer nivel", pero si los hubiera también se generarían en el orden apropiado dentro del proceso de inferencia (véase el ejercicio 24.1).[1]

Se ha investigado intensamente en torno a la creación de mecanismos de inferencia más eficientes en el campo de la programación lógica. En particular, es posible usar técnicas de búsqueda de **primero en amplitud,** en vez de primero en profundidad, para objetivos compuestos, pues la búsqueda de coincidencias con múltiples subobjetivos puede efectuarse en paralelo. También se han propuesto técnicas de optimización diseñadas para guiar la búsqueda empleando primero las reglas más prometedoras durante la inferencia.

El mecanismo descendente de primero en profundidad da pie a ciertos problemas debido a su dependencia respecto al orden en que se escriben las regias y los hechos. Por ejemplo, cuando se escriben reglas para definir un predicado de manera recursiva, como en la definición del predicado superior, hay que escribir los subobjetivos en el orden que se muestra para que no haya una recursión infinita durante el proceso de inferencia. Otro problema se presenta cuando en las definiciones de las reglas interviene la negación, cosa que no podremos analizar en detalle, salvo por una breve mención en la sección 24.5.5. Estos problemas han propiciado la definición de algunos mecanismos de inferencia o estrategias de evaluación de consultas diferentes para el lenguaje Datalog en el caso de aplicaciones en las que intervienen bases de datos.

24.5 Programas en Datalog y su evaluación*

Hay dos métodos principales para definir los valores de verdad de los predicados en los programas Datalog reales. Los **predicados definidos por hechos** (o **relaciones)** se definen mediante una lista de todas las combinaciones de valores (las tupias) que hacen verdadero el predicado. Estas corresponden a las relaciones base cuyos contenidos se almacenan en un sistema de bases de datos. La figura 24.5 muestra los predicados definidos por hechos empleado, hombre, mujer, departamento, supervisar, proyecto y trabajaen, que corresponden a una parte de la base de datos relacional que se muestra en la figura 6.6. Los **predicados definidos por reglas** (o **vistas)** se definen al ser la cabeza (LHS) de una o más reglas Datalog; corresponden a *relaciones virtuales* cuyos contenidos puede inferir la máquina de inferencia. La figura 24.6 muestra varios predicados definidos por reglas que hacen referencia a la base de datos de la figura 24.5.

24.5.1 *Seguridad de los programas*

Se dice que un programa o una regla es **seguro** si genera un conjunto *finito* de hechos. El problema teórico general de determinar si un conjunto de reglas es o no seguro es indecidible. Sin embargo, es posible determinar la seguridad de formas restringidas de reglas. Por ejemplo, las reglas que se muestran en la figura 24.5 son seguras. Obtendremos reglas inseguras, que pueden generar un número infinito de hechos, cuando una de las variables de la regla pueda abarcar un dominio infinito de valores y esa variable no esté limitada a abarcar una relación finita. Por ejemplo, consideremos la regla:

salario_grande(Y):- Y>60000

[1] Advierta que, en nuestro ejemplo, el orden de búsqueda es muy similar tanto para el encadenamiento hacia adelante como para el encadenamiento hacia atrás. Sin embargo, esto no es la regla en casos más complejos.


```
empleadoQosé).
empleado(federico).
empleado(alicia).
empleado(jazmín).
empleado(ramón).
empleado(josefa).
empleado(ahmed).
empleado(jaime).
salarioQosé,30000).
salario(federico,40000).
salario(alicia,25000).
salario{jazmín,43000).
salario(ramón,38000).
salario(josefa,25000).
salario(ahmed,25000).
salario(jaime,55000).
departamentoGosé.investigación).
departamento(feder¡co,investigac¡ón).
departamento(alicia,administración).
departamento(jazmín,administración).
departamento(ramón,investigación).
departamento(josefa,investigación).
departamento(ahmed,adm¡nistración).
departamento(jaime,dirección).
supervisar(federico,josé).
supervisar^ ederico, ramón).
supervisar(federico,josefa).
supervisarQazmín.alicia).
supervisarQazmín.ahmed).
supervisarQaime.federico).
supervisar(jaime,jazmín).
hombreGosé).
hombre(federico).
hombre(ramón).
hombre(ahmed).
hombre(jaime).
mujer(alicia).
mujer(jazmín).
mujerjosefa).
proyecto(productox).
proyecto(productoy).
proyecto(productoz).
proyecto(automatización).
proyecto(reorganización).
proyecto(nuevasprestaciones).
trabajaen(josé,productox,32).
trabajaenGosé,productoy,8).
trabajaen(ramón,productoz,40).
trabajaeri(josefa,productox,20).
trabajaenüosefa,productoy,20).
trabajaen(federico,productoy, 10).
trabajaen(federico,productoz, 10).
trabajaen(federico,automatización,10).
trabajaenjfederico.reorganización, 10).
trabajaen(alicia,nuevasprestaciones,30).
trabajaen(alicia,automatización, 10).
trabajaen(ahmed,automatización,35).
trabajaen(ahmed,nuevasprestaciones,5).
trabajaen(jazmín,nuevasprestaciones,20).
trabajaenGazm ín, reorganización, 15).
trabajaenQaime.reorganización.lO).
```

Figura 24.5 Predicados definidos por 1 echos que describen parte de la base de datos de la figura i.6.

Aquí, podemos obtener un resultado infinito si Y abarca todos los enteros posibles. Pero supongamos que cambiamos la regla así:

salario_grande(Y):- empleado(X),salario(X,Y),Y>60000

En la segunda regla el resultado no es infinito, porque ahora los valores a los que se puede enlazar Y están limitados a valores que sean el salario de algún empleado de la base de datos; supuestamente, un conjunto finito de valores. También podemos reescribir la regla como sigue:

salario_grande(Y):- Y>60000,empleado(X),salario(X,Y)

```
superior(X.Y):- supervisar(X.Y).
superior(X.Y):- supervisar(X,Z), superior(Z,Y).
subordinado(X.Y):- superior(YX).
supervisor(X):- empleado(X), supervisar(X,Y).
emp_sobre_40K(X):- empleado(X), salario(X.Y), Y>=40000.
supervisor_bajo_40K(X):- supervisor(X), not(emp_sobre_40K(X)).
emp_pnncipal_prodx(X):- empleado(X), trabajaen(X,productox,Y), Y>=20.
presidente(X):- empleado(X), not(supervisar(Y,X)).
```

Figura 24.6 Predicados definidos por reglas.

En este caso la regla sigue siendo, en teoría, segura. Cabe señalar, empero, que, en Prolog o en cualquier otro sistema que use un mecanismo de inferencia descendente de primero en profundidad, la regla creará un ciclo infinito, pues primero se busca un valor para Y y luego se verifica si es el salario de un empleado. El resultado es la generación de un número infinito de valores Y, a pesar de que éstos, después de un cierto punto, no pueden producir un conjunto de predicados RHS verdaderos. Una definición de Datalog considera que ambas reglas son seguras, ya que no depende de un mecanismo de inferencia particular. No obstante, en general es aconsejable escribir este tipo de reglas en la forma más segura, colocando primero los predicados que restringen los posibles enlaces de las variables. Como ejemplo adicional de regla insegura, considere la siguiente regla:

tiene_algo(X,Y):- empleado(X)

Aquí también es posible generar un número infinito de valores Y, puesto que la variable Y aparece sólo en la cabeza de la regla y por tanto no está limitada a un conjunto finito de valores. Para definir reglas seguras de manera más formal, utilizamos el concepto de variable limitada. Una variable X es limitada en una regla si: (a) aparece en un predicado normal (no integrado) en el cuerpo de la regla; (b) aparece en un predicado de la forma X = c o c = X o (el < =X and X< =c2) en el cuerpo de la regla, donde c, el y c2 son valores constantes; o (c) aparece en un predicado de la forma X = Y o Y = X en el cuerpo de la regla, donde Y es una variable limitada. Se dice que una regla es segura si todas sus variables son limitadas.

24.5.2 Empleo *de operaciones relaciónales*

Resulta sencillo especificar muchas operaciones del álgebra relacional en forma de reglas de Datalog, que definen el resultado de aplicar estas operaciones a las relaciones de la base de datos (predicados de hechos). Esto significa que las consultas relaciónales y vistas basadas en consultas se pueden especificar fácilmente en Datalog. La capacidad adicional que Datalog ofrece radica en la especificación de consultas recursivas y de vistas basadas en dichas consultas. En esta sección, veremos cómo especificar algunas de las operaciones relaciónales estándar en forma de reglas de Datalog. Supongamos que están disponibles las relaciones base (predicados definidos por hechos) rel_uno, rel_dos y rel_tres, cuyos esquemas se muestran en lá figura 24.7, y que las operaciones relaciónales se aplican a esas relaciones. Observe que, en Datalog, no es preciso especificar los nombres de atributos de la figura 24.7; más bien, la aridad de cada predicado es el aspecto importante. En un sistema práctico, el dominio (tipo de datos) de cada atributo también es importante en operaciones como UNIÓN, INTERSECCIÓN y REUNIÓN, y suponemos que los tipos de los atributos son compatibles para las diversas operaciones, como se explicó en el capítulo 6.

La figura 24.7 ilustra varias operaciones relaciónales básicas. Observe que, si el modelo Datalog está basado en el modelo relacional y por ende supone que los predicados (relaciones de hechos y resultados de consultas) especifican conjuntos de tupias, se eliminarán automáticamente las tupias duplicadas en un mismo predicado. Esto puede o no ser cierto, dependiendo de la máquina de inferencia Datalog. Sin embargo, definitivamente no *es* el caso en Prolog, por lo que cualquiera de las reglas de la figura 24.7 que implique la eliminación de duplicados no será correcta para Prolog. Por ejemplo, si queremos especificar reglas Prolog para la operación UNIÓN con eliminación de duplicados, deberemos reescribirlas como sigue:


```
rel_uno(A,B,C).
rel_dos(D,E,F).
reLtres(G,H,I,J).

seleccionar_uno_A_igual_c(X,Y,Z):- reLuno(c,Y,Z).
seleccionar_uno_B_menor_5(X,Y,Z):-  reLuno(X,Y,Z),  Y<5.
selecc¡onar_uno_A_¡gual_c_y_B_menor_5(X,Y,Z):- reLuno(c,Y,Z), Y<5.

seleccionar.uno.A.iguaLc.o.B.menor.SÍX.Y.Z):- rel_uno(c,Y,Z).
selecc¡onar_uno_AjguaLc_o_B_menor_5(X,Y,Z):- rel_uno(X,Y,Z), Y<5.

proyectar_tres_sobre_G_H(W,X):- rel_tres(W.X.Y.Z).

unión_uno_dos(X,Y,Z):- rel_uno(X,Y,Z).
unión_uno_dos(X,Y,Z):- rel_dos(X,Y,Z).

intersección_uno_dos(X,Y,Z):- rel_uno(X,Y,Z), rel_dos(X,Y,Z).

diferencia_dos_uno(X,Y,Z):- rel_dos(X,Y,Z), not(rel_uno(X,Y,Z)).

prod_carLuno_tres(T,U,V,W,X,Y,Z):- rel_uno(T,U,V), rel_tres(W,X,Y,Z).

reunión_naturaLuno_tres_Cjgual_G(U,V,W,X,Y,Z) :-
                              rel_uno(U,V,W), rel_tres(W,X,Y,Z).
```

Figura 24.7 Predicados para ilustrar operaciones relaciónales.

```
unión_uno_dos(X,Y,Z):-  rel_uno(X,Y,Z).
unión_uno_dos(X,Y,Z):-  rel_dos(X,Y,Z),  not(rel_uno(X,Y,Z)).
```

Sin embargo, las reglas que aparecen en la figura 24.6 sí deberán funcionar para Datalog, si se eliminan automáticamente los registros duplicados. De manera similar, las reglas para la operación Proyectar que aparecen en la figura 24.7 deberán funcionar para Datalog en este caso, pero no son correctas para Prolog, pues aparecerían duplicados en el segundo caso.

24.5.3 *Evaluación de consultas no recursivas en Datalog*

Las implementaciones de Prolog se han basado en el enfoque de encadenamiento hacia atrás, en el que el ordenamiento de los predicados es significativo. Puesto que Datalog se ha definido como un subconjunto de Prolog pueden usarse con Datalog los mecanismos de inferencia para los lenguajes de programación lógica, como los encadenamientos hacia adelante o hacia atrás. Sin embargo, si Datalog ha de usarse en un sistema de bases de datos deductivas, convendrá definir un mecanismo de inferencia basado en los conceptos de procesamiento de consultas de las bases de datos relaciónales. En el procesamiento de consultas relaciónales, la estrategia inherente implica una evaluación ascendente, partiendo de las relaciones base; el orden de las operaciones se mantiene flexible y sujeto a optimización. En esta sección analizaremos un mecanismo de inferencia basado en operaciones relaciónales, que se puede aplicar a consultas Datalog no recursivas. Usaremos la base de hechos y reglas que aparece en las figuras 24.5 y 24.6 para ilustrar nuestro análisis.

Si una consulta implica sólo predicados definidos por hechos, la inferencia se reduce a buscar el resultado de la consulta entre los hechos. Por ejemplo, una consulta como

departamento(X,investigación)?

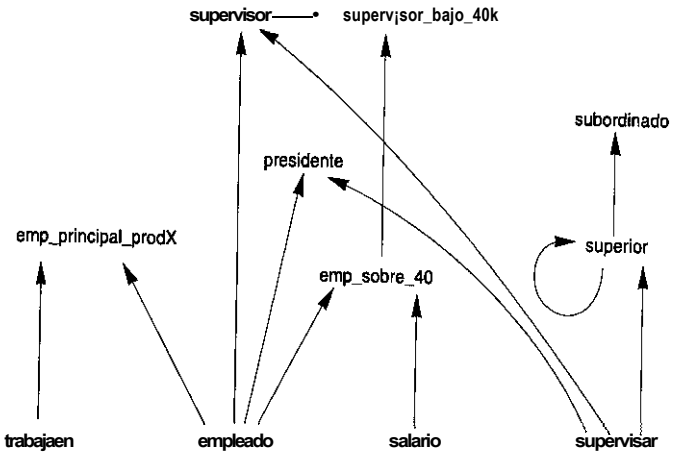


Figura 24.8 Grafo de dependencia de predicados para la figura 24.6.

es una selección de todos los nombres de empleado X que trabajan para el departamento 'investigación', y puede responderse examinando el predicado definido por hechos departamento (X, Y). Una consulta así es similar a una operación SELECT relacional sobre una relación base, y le podemos aplicar las técnicas de procesamiento de consultas y de optimización que vimos en el capítulo 16.

Cuando en una consulta intervienen predicados definidos por reglas, el mecanismo de inferencia debe calcular el resultado con base en las definiciones de las reglas. Si una consulta no es recursiva e implica un predicado p que aparece como cabeza de una regla $p :- p_1, p_2, \ldots, p_n$, la estrategia consiste en calcular primero las relaciones que corresponden a $p_1, p_2, \ldots, p_n$ y luego calcular la que corresponde a p, con la que puede generarse el resultado de la consulta. Para determinar el vínculo entre los predicados, resulta útil seguir la pista a la dependencia entre los predicados de una base de datos deductiva en un **grafo de dependencia de predicados.** La figura 24.8 muestra el grafo de dependencia para los predicados de hechos y reglas ilustrados en las figuras 24.5 y 24.6. El grafo de dependencia contiene un **nodo** por cada predicado. Siempre que un predicado A se especifique en el cuerpo (RHS) de una regla, y la cabeza (LHS) de esa regla sea el predicado B, decimos que B **depende de** A, y dibujamos una arista dirigida de A a B. Esto indica que, para calcular los hechos del predicado B (la cabeza de la regla), debemos primero calcular los hechos de todos los predicados A en el cuerpo de la regla. Si el grafo de dependencia no tiene ciclos, el conjunto de reglas es **no recursivo.** Si hay por lo menos un ciclo, se dice que el conjunto de reglas es **recursivo.** En la figura 24.8 hay un predicado definido recursivamente —a saber, superior— que tiene una arista recursiva que apunta a sí mismo, pues su regla está definida recursivamente. Además, como el predicado subordinado depende de superior, también requiere recursión para calcular su resultado.

Una consulta que sólo contiene predicados no recursivos es una **consulta no recursiva.** En esta sección únicamente nos ocuparemos de los mecanismos de inferencia para consultas no recursivas. En la figura 24.8, cualquier consulta en la que no intervengan los predicados subordinado ni superior será no recursiva. En el grafo de dependencia de

predicados, los nodos que corresponden a predicados definidos por hechos no tienen aristas dirigidas hacia ellos, ya que todos estos predicados tienen sus hechos almacenados en una relación de la base de datos. Se puede calcular el contenido de un predicado definido por hechos independientemente de otros predicados, obteniendo directamente las tupias de la relación correspondiente.

La función principal de un mecanismo de inferencia es calcular los hechos que corresponden a predicados de consultas. Esto puede lograrse generando una **expresión relacional** con operadores de bases de datos relaciónales como SELECCIONAR, PROYECTAR, REUNIÓN, UNIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS (con las precauciones apropiadas para tener reglas seguras), la cual, al ejecutarse, produzca el resultado de la consulta. La consulta puede entonces llevarse a cabo utilizando las operaciones internas de procesamiento y optimización de consultas de un sistema de gestión de bases de datos relaciónales. Siempre que el mecanismo de inferencia necesite calcular el conjunto de hechos correspondiente a un predicado no recursivo definido por reglas, p, primero localizará todas las reglas que tengan ap como cabeza. La idea es calcular el conjunto de hechos para cada una de estas reglas y luego aplicar la operación de *unión* a los resultados, ya que la unión corresponde a una operación OR lógica. El grafo de dependencia indica todos los predicados q de los cuales depende cada p, y como suponemos que el predicado no es recursivo, siempre podremos determinar un orden parcial entre tales predicados q. Antes de calcular el conjunto de hechos parap, calcularemos los conjuntos de hechos para los predicados q de los cuales p depende, con base en su orden parcial. Por ejemplo, si en una consulta interviene el predicado supervisor_bajo_40K, deberemos calcular primero tanto supervisor como emp_sobre_40K. Dado que estos dos últimos dependen sólo de los predicados definidos por hechos empleado, salario y supervisar, se pueden calcular directamente a partir de las relaciones de la base de datos almacenada.

También debemos manejar los predicados integrados, como los operadores de comparación >, < y =, si aparecen en el cuerpo de alguna regla. Al especificar un algoritmo de inferencia que calcula el conjunto de hechos de cualquier consulta no recursiva, es común convertir las reglas a una forma canónica llamada **reglas** rectificadas. Se dice que una regla está rectificada si todos los argumentos del predicado que es la cabeza de la regla son ***variables distintas.*** Si la cabeza de una regla tiene constantes, o si una variable se repite en la cabeza de la regla, es fácil rectificarla: una constante c se reemplaza por una variable X, y se añade un predicado equal(X, c) al cuerpo de la regla. De manera similar, si una variable Y aparece dos veces en la cabeza de una regla, una de esas ocurrencias se reemplaza por otra variable Z, y se añade un predicado equal(Y, Z) al cuerpo de la regla.

Advierta que, en el caso de las consultas no recursivas, la evaluación de la consulta se puede expresar como un árbol cuyas hojas sean las relaciones base. Lo que se necesita es una aplicación apropiada de las operaciones relaciónales SELECCIONAR, PROYECTAR y REUNIÓN, junto con las operaciones de conjuntos UNIÓN y DIFERENCIA DE CONJUNTOS, hasta que se evalúe el predicado de la consulta. A grandes rasgos, un algoritmo de inferencia OBT_EXPR(C) que genera una expresión relacional para calcular el resultado de una consulta Datalog C = p(argj, arg:, argj se puede expresar informalmente así:

1. Localizar todas las reglas S cuya cabeza sea el predicado p. Si no hay tales reglas, entonces p es un predicado definido por hechos que corresponde a alguna relación de la base de datos R ; en este caso, se devuelve una de las siguientes expresiones y el algoritmo termina (usamos la notación $i para referirnos al nombre del i-ésimo atributo de la relación R_i):

a. Si todos los argumentos son variables distintas, la expresión relacional devuelta es R_p.

b. Si algunos argumentos son constantes o si la misma variable aparece en más de una posición de argumento, la expresión devuelta es

SELECCIONAR^,^/?,),

donde la <condición> de selección es una condición conjuntiva formada por varias condiciones simples conectadas por AND y construida como sigue:

i. Si una constante c aparece como el argumento *i*, incluir una condición simple ($i = c) en la conjunción.

ii. Si la misma variable aparece en las dos posiciones de argumentos *j* y Je, incluir una condición ($j = $/c) en la conjunción.

c. Si un argumento no está presente en ningún predicado, se construye para él una relación unaria que contenga valores que satisfagan todas las condiciones. Como se supone que la regla es segura, esta relación unaria será finita.

2. En este punto tenemos una o más reglas S., i = 1 , 2 , n , n > 0, con el predicado *p* como cabeza. Para cada una de estas reglas S., generar una expresión relacional como sigue:

a. Aplicar operaciones de selección sobre los predicados del RHS para cada una de estas reglas, como se explicó en el paso 1.

b. Construir una reunión natural entre las relaciones que corresponden a los predicados del cuerpo de la regla S., sobre las variables comunes. En los argumentos que generaron las relaciones unarias en el paso l(c), las relaciones correspondientes se introducen como miembros en la reunión natural. Sea *R* la relación resultante de esta reunión.

c. Si se definió cualquier predicado integrado X theta Y sobre los argumentos X y Y, el resultado de la reunión se somete a una selección adicional:

SELECCIONAR^ „(/?,).

d. Repetir el paso 2(c) hasta que no existan más predicados integrados.

3. Obtener la UNIÓN de las expresiones generadas en el paso 2 (si hay más de una regla cuya cabeza sea el predicado *p).*

24.5.4 *Conceptos de procesamiento de consultas recursivas en Datalog*

En general, para las consultas de bases de datos deductivas, el problema de optimización se puede descomponer en dos problemas:

- El problema de evaluar la consulta, que surge en relación con un programa que produce una respuesta a la consulta.
- Una parte de estrategia que surge cuando la ejecución óptima de las reglas implica reescribir dichas reglas.

Se han presentado muchos enfoques para las consultas tanto recursivas como no recursivas. Ya vimos un enfoque para evaluar consultas no recursivas; aquí definiremos primero algunos términos relacionados con las consultas recursivas y luego describiremos brevemente los enfoques simple y semisimple para evaluar consultas que atañen al primero de los problemas mencionados y el enfoque de conjunto mágico que atañe al segundo.

Ya hemos visto ejemplos que implican reglas recursivas en las que el mismo predicado aparece en la cabeza y en el cuerpo de la regla. Otro ejemplo es

antepasado(X, Y):- antepasado(X, Z), padre(Z.Y)

que dice que Y es un antepasado de X si Z es una antepasado de X y Y es un padre de Z.

Se dice que una regla es **linealmente recursiva** si el predicado recursivo (antepasado) aparece una y sólo una vez en el miembro derecho de la regla. Por ejemplo,

mg(X, *Y*):- padre(X, XP), padre(Y,YP), mg(XRYT)

es una regla lineal en la que el predicado mg (primos de la misma generación) se usa sólo una vez en el miembro derecho. La regla dice que X y Y son primos de la misma generación si sus padres son primos de la misma generación. Observe que la regla

antepasado(X, *Y)*:- antepasado(X, Z), antepasado(Z, *Y)*

no es linealmente recursiva. Se cree que la mayor parte de las reglas de la "vida real" se pueden describir como reglas recursivas lineales; se han definido algoritmos para ejecutar de manera eficiente conjuntos lineales de reglas. Las definiciones anteriores se hacen más complicadas cuando se considera un conjunto de reglas con predicados que aparecen tanto en el miembro izquierdo como en el derecho de las reglas.

Dado un programa Datalog con relaciones correspondientes a los predicados, el símbolo :- se puede reemplazar por un signo de igualdad para formar **ecuaciones Datalog,** sin pérdida de significado. Un **punto fijo** de un conjunto de ecuaciones respecto a las relaciones R_1, R_2, R_n es una solución para estas relaciones que satisface las ecuaciones dadas. Así, un punto fijo constituye un modelo de las reglas a partir de las cuales se definieron las ecuaciones. Es posible que en un conjunto dado de ecuaciones haya dos conjuntos solución, $S_j <= S_2$, tales que cada uno de los predicados de Sj sea un subconjunto de (o sea igual a) el predicado correspondiente de la solución S_2. Una solución S_0 es el **menor punto fijo** si $S_0 <= S$ para cualquier solución S de esas ecuaciones.

Si representamos un grafo dirigido con el predicado arista(X, Y) tal que arista(X, Y) sea verdadero si y sólo si hay una arista del nodo X al nodo Y en el grafo, los caminos del grafo se pueden expresar con las siguientes reglas:

camino(X, Y):- arista(X, Y)
camino(X, Y):- camino(X, Z), camino(Z,Y)

Cabe señalar que hay otras formas de definir caminos recursivamente. Supongamos que las relaciones C y A corresponden a los predicados camino y arista en las reglas anteriores. La **cerradura transitiva** de la relación C contiene todos los posibles pares de nodos que tienen un camino entre ellos, y corresponde a la solución del menor punto fijo correspondiente a las ecuaciones que resultan de las reglas anteriores.[1]

Se ha propuesto un gran número de estrategias para evaluar un conjunto de reglas (ecuaciones) Datalog que puede contener reglas recursivas, pero sus detalles rebasan el

[1] Si se desea un análisis detallado de los puntos fijos, consúltese Ullman (1988).

alcance de este libro. Aquí ilustraremos tres técnicas importantes: la estrategia simple, la estrategia semisimple y el empleo de conjuntos mágicos.

Estrategia simple. La entrada es un conjunto de reglas Datalog con un conjunto de relaciones base que corresponden a los predicados definidos por hechos y otro conjunto de relaciones que corresponden a los predicados definidos por reglas. La salida es la solución del menor punto fijo (LFP: íeast *fixed point)* de las ecuaciones Datalog que corresponden a estas reglas.

En este procedimiento primero hay que preparar las ecuaciones para las reglas. Se usan valores permanentes en las relaciones definidas por hechos y valores actuales en las relaciones definidas por reglas, a fin de calcular nuevos valores para las relaciones definidas por reglas. El proceso se repite hasta que, en un punto determinado, ninguno de los predicados definidos por reglas presente cambios en sus valores. En este momento, se supone que se ha llegado a la solución LFP. Si el lector desea conocer los detalles del procedimiento, encontrará referencias sobre el tema en las notas bibliográficas al final del capítulo.

Estrategia semisimple. El problema principal de la evaluación simple es que, en cada iteración de la evaluación de las relaciones definidas por reglas, hay un cálculo redundante de las mismas tupias. Más bien, nos debemos concentrar en el "cambio incrementar del predicado definido por reglas en cada ronda y utilizarlo para calcular tupias adicionales en la siguiente ronda. La estrategia semisimple es eficiente gracias a su enfoque de calcular el "diferencial" de las tupias de cada uno de los predicados definidos por reglas en cada iteración. Si el lector desea mayores detalles, deberá consultar las notas bibliográficas al final del capítulo.

Otros enfoques para el procesamiento de consultas recursivas son la estrategia de consulta/subconsulta recursiva de Vielle, que es una estrategia descendente interpretada, y la estrategia iterativa descendente compilada de Henschen-Naqvi.[1]"

El segundo problema es la optimización de las consultas, cuyo propósito es subsanar las siguientes deficiencias de los enfoques anteriores:

- Las estrategias simple y semisimple no aprovechan como debe ser los enlaces de la consulta.
- Estas estrategias repiten muchos cálculos.

Se han propuesto muchas técnicas que pueden calificarse como técnicas de reescritura de consultas, con el fin de contrarrestar estas dos desventajas. A continuación describiremos una de dichas técnicas.

La técnica de reescritura de reglas de conjunto mágico. El problema que intenta resolver la técnica de reescritura de reglas de conjunto mágico es que a menudo una consulta no solicita toda la relación que corresponde a un predicado intensional, sino un subconjunto pequeño de dicha relación. Consideremos el siguiente programa:

mg(X, *Y)***:- plana(X,** *Y).*
mg(X, *Y)***:- arriba(X,** *U),* *mg(U ,V),* **abajo(V,Y).**

Aquí, mg es un predicado ("primo de la misma generación"), y la cabeza de ambas reglas es la fórmula atómica mg(X, Y). Los demás predicados de las reglas son plana, arriba y abajo.

[1] Estas se describen en Vielle (1986) y en Henschen y Naqvi (1984).

Es de suponer que éstos están almacenados extensionalmente como hechos, en tanto que la relación mg es intensional; esto es, definida sólo por las reglas. En una consulta como mg(josé, Z) —es decir, "¿quiénes son los primos de la misma generación de José?"— nuestra respuesta a la consulta se deberá obtener examinando sólo la parte de la base de datos que sea *pertinente;* a saber, la parte relacionada con individuos que de alguna manera están emparentados con José.

Una búsqueda descendente o de encadenamiento hacia atrás partiría de la consulta como objetivo y usaría las reglas de la cabeza hacia el cuerpo para crear más objetivos; todas éstas serían pertinentes para la consulta, aunque algunas podrían hacernos explorar caminos que no lleven a ningún lado.

Por otra parte, una búsqueda ascendente o de encadenamiento hacia adelante, que procede desde los cuerpos de las reglas hacia las cabezas, nos haría inferir hechos mg que jamás se considerarían en la búsqueda descendente. No obstante, la evaluación ascendente es deseable porque evita los problemas de ciclos y cálculos repetidos que son inherentes al enfoque descendente. Además, los enfoques ascendentes nos permiten utilizar operaciones que afectan conjuntos completos, como las reuniones relaciónales, que son muy eficientes en el contexto de datos residentes en disco, en tanto que los métodos descendentes puros utilizan operaciones que afectan una tupia a la vez.

La reescritura de reglas de conjuntos mágicos es una técnica que nos permite reescribir las reglas en función exclusivamente de la forma de la consulta; es decir, considera cuáles argumentos del predicado están enlazados a constantes, y cuáles son variables, de modo que se combinen las ventajas de los métodos descendente y ascendente. La técnica se concentra en el objetivo inherente de la evaluación descendente, pero la combina con la ausencia de ciclos, la facilidad de establecer la terminación y la eficiencia de la evaluación ascendente. En vez de presentar el método, del cual se conocen muchas variaciones que se usan en la práctica, explicaremos la idea con un ejemplo.

Dadas las reglas antes expresadas y la consulta mg(josé, Z), una transformación representativa de las reglas a conjuntos mágicos sería:

mg(X, Y) :- mg-mágico(X), plana(X, Y).
mg(X, Y) :- mg-mágico(X), arriba(X, U), mg(U ,V), abajo(V ,Y).
mg-mágico(U) :- mg-mágico(X), arriba(X, U).
mg-mág¡co(josé).

Intuitivamente, podemos ver que los hechos mg-mágico corresponden a consultas o subobjetivos. La definición del predicado mg-mágico imita la forma como se generan objetivos en la evaluación descendente. El conjunto de hechos mg-mágico se utiliza como filtro en las reglas que definen mg, para evitar generar hechos que no sean respuestas de algún subobjetivo. Así, una evaluación exclusivamente ascendente y de encadenamiento hacia adelante del programa reescrito logra una restricción de la búsqueda similar a la que se logra con una evaluación descendente del problema original. Dar más detalles de esta técnica rebasaría el alcance de esta obra.

Aunque la técnica de conjuntos mágicos originalmente fue creada para manejar consultas recursivas, también es aplicable a las no recursivas. De hecho, se ha adaptado para manejar consultas SQL (que contienen funciones como la agrupación, la agregación, las condiciones aritméticas y las relaciones multiconjuntos que no están presentes en las consultas lógicas puras), y ha resultado útil para evaluar consultas SQL "anidadas" no recursivas.

24.5.5 *Negación estratificada*

Los lenguajes de consulta de las bases de datos deductivas pueden ampliarse permitiendo literales negadas en los cuerpos de las reglas de los programas. Sin embargo, una vez que permitimos literales negadas en las reglas, perdemos una propiedad importante de éstas denominada *modelo mínimo,* de la que ya hablamos antes. Este modelo se calcula mediante evaluación simple o semisimple, como se explicó en la sección anterior. Sin embargo, es posible que un programa no tenga un modelo mínimo si hay literales negadas. Por ejemplo, el programa

```
p(a):- not p(b).
```

tiene dos modelos mínimos: *{p(d)}* y *{p(b)}.*

No es nuestro propósito ofrecer una historia detallada del concepto de negación, pero para fines prácticos conviene entender la importante noción de *negación estratificada,* que se usa en las implementaciones de sistemas deductivos.

El significado de un programa con negación por lo regular está dado por algún modelo "propuesto"; lo difícil es crear algoritmos para escoger un modelo propuesto que:

1. Tenga sentido para el usuario de las reglas.

2. Permita responder consultas acerca del modelo de manera eficiente.

En particular, es deseable que el modelo trabaje bien con la transformación de conjuntos mágicos, en el sentido de que podamos modificar las reglas con alguna generalización adecuada de conjuntos mágicos, y las reglas resultantes permitan calcular de manera eficiente (sólo) la porción pertinente del modelo seleccionado. (La alternativa es crear otras técnicas de evaluación eficientes.)

Una clase de negaciones importante que se ha estudiado mucho es la negación estra* tificada. Un programa está estratificado si no hay recursión a través de una negación. Los programas de esta clase tienen una semántica muy intuitiva y se pueden evaluar de manera eficiente. El ejemplo que sigue describe un programa estratificado. Consideremos el programa P_2:

```
r1: antepasado(X, Y):- padre(X, Y).
r2: antepasado(X, Y):- padre(X, Z), antepasado(Z,Y).
r3: nociclo(X, Y):- antepasado(X, Y), not antepasado(Y ,X).
```

Advierta que la tercera regla tiene una literal negativa en su cuerpo. Este programa está estratificado porque la definición del predicado nocido depende (negativamente) de la definición de antepasado, pero la de antepasado no depende de la de nocido. No estamos en condiciones de dar una definición más formal sin presentar notaciones y definiciones adicionales. Una evaluación ascendente de P_2 calcularía primero un punto fijo de las reglas r_1 y r_2 (las reglas que definen antepasado). La regla r_3 se aplica sólo cuando se conocen todos los hechos antepasado.

Una extensión natural de los programas estratificados es la clase de programas localmente estratificados. En términos intuitivos, un programa P está *hcalmente estratificado* para una base de datos determinada si, cuando sustituimos constantes por variables de todas las formas posibles, las reglas con ejemplares resultantes no tienen recursión a través de una negación.

24.6 El sistema LDL*

El proyecto Logic Data Language (lenguaje lógico de datos: LDL) de Microelectronics and Computer Technology Corporation (MCC) se inició en 1984 con dos objetivos primarios:

- Crear un sistema que extendiera el modelo relacional y que a la vez aprovechara algunas de las características positivas de un SGBDR (sistema de gestión de bases de datos relaciónales).
- Mejorar la funcionalidad de un SGBD de modo que operara como SGBD deductivo y además permitiera la creación de aplicaciones de propósito general.

Ahora el sistema resultante es un SGBD deductivo que se encuentra en el mercado. En esta sección haremos un breve repaso de los puntos principales del enfoque adoptado por LDL y consideraremos sus características importantes.

24.6.1 *Antecedentes, motivación y panorama*

El diseño del lenguaje LDL puede considerarse como una extensión basada en reglas de los lenguajes basados en el cálculo de dominios. Ya vimos el cálculo de dominios en la sección 8.3 y analizamos el lenguaje QBE en la sección 8.4. El sistema LDL ha intentado alcanzar el poder de expresión y deducción de Prolog y al mismo tiempo igualar la facilidad de uso de QBE. Otro reto al que se enfrentó fue el de combinar la capacidad de expresión de Prolog con la funcionalidad y los recursos de un SGBD de propósito general. Esto último incluye el modelado y almacenamiento de datos, que tratamos en las primeras dos partes de este libro, y el procesamiento de transacciones y la optimización de consultas que analizamos en la parte 4 del libro. MCC construyó un sistema integrado, en vez de acoplar Prolog a bases de datos relaciónales.

La desventaja principal que experimentaron los primeros sistemas que acoplaron Prolog a un SGBDR es que Prolog es un lenguaje de recorrido (navegación) en tanto que en los SGBDR el usuario formula una consulta correcta y deja al sistema la optimización de su ejecución. La naturaleza de recorrido de Prolog es evidente en el ordenamiento de las reglas y los objetivos para lograr una ejecución y terminación óptimas. Se dispone de dos opciones:

- Hacer que Prolog sea más "parecido a las bases de datos" mediante la adición de características de gestión de bases de datos por recorrido (se habló de esto en el capítulo 10).
- Modificar Prolog para convertirlo en un lenguaje de lógica declarativo de aplicación general.

En LDL se eligió la segunda opción, produciendo un lenguaje que es diferente de Prolog en sus construcciones y estilo de programación.

LDL difiere del estilo de programación Prolog/Datalog en los siguientes aspectos:

- Las reglas se compilan en LDL.
- Existe una noción de "esquema" de la base de hechos en LDL en el momento de la compilación. Esta base se actualiza libremente en el momento de la ejecución. Prolog, en cambio, trata los hechos y las reglas de manera idéntica, y somete los hechos a interpretación cuando son modificados.

- LDL no sigue la técnica de resolución y unificación que se emplea en los sistemas Prolog basados en encadenamiento hacia atrás.
- El modelo de ejecución de LDL es más simple, basado en la operación de comparación y el cálculo de "menor punto fijo". Estos operadores, a su vez, utilizan extensiones simples del álgebra relacional.

Las primeras implementaciones de LDL, completadas en 1987, se basaban en un lenguaje llamado FAD. El prototipo de implementación actual, concluida en 1988, se llama SALAD y está sufriendo cambios adicionales al probarse con las aplicaciones de la "vida real" descritas en la sección 24.6.4. El prototipo actual es un sistema portátil eficiente para UNIX que supone una interfaz de una sola tupia tipo "obtener el siguiente" entre el programa LDL compilado y un gestor de hechos subyacente.

24.6.2 *El modelo de datos y lenguaje LDL*

Dada la filosofía de diseño de LDL de combinar el estilo declarativo de los lenguajes relacionales con el poder de expresión de Prolog, las construcciones de Prolog como negación, conjunto-de, actualizaciones y recortar se han desechado. En su lugar, se extendió la semántica declarativa de las cláusulas de Horn para manejar términos complejos mediante el uso de símbolos de función, llamados functores en Prolog.

Así, podemos definir un registro de empleado específico como:

```
Empleado (Nombre (Juan Pérez), PuestofVP),
        Educación({(Bachillerato, 1961),
                (Universidad (Madrid, lie, matemáticas), 1965),
                (Universidad (Salamanca, doc, ie), 1975)}))
```

En el registro anterior, VP es un término simple, en tanto que educación es un término complejo que consiste en un término para el bachillerato y una relación anidada que contiene el término para la universidad y el año de graduación. De este modo, LDL maneja objetos complejos con una estructura arbitrariamente compleja, incluidos listas, términos de conjuntos, árboles y relaciones anidadas. Podemos visualizar un término compuesto como una estructura Prolog con el símbolo de función como functor.

LDL permite actualizaciones en los cuerpos de las reglas. Por ejemplo, una regla

```
feliz (Depto, Aumento, Nombre) <-
        emp (Nombre, Depto, Sal), Nuevosal = Sal + Aumento,
        -emp (Nombre, Depto,-), +emp (Nombre, Depto, Nuevosal).
```

combinada con

```
?feliz(software, 1000, Nombre).
```

concede un aumento de $1000 a todos los empleados del departamento de software y devuelve los nombres de esos felices empleados. Se considera que esta consulta es una transacción indivisible.

LDL ofrece una construcción if-then-else de semántica declarativa nítida, para poder expresar claramente e implementar con eficiencia reglas mutuamente disyuntivas. Por añadidura, cuenta con un predicado "choice" ("elección") no orientado a procedimientos para situaciones en las que cualquier respuesta será satisfactoria. El predicado de elección puede servir para obtener una respuesta única, en vez de la solución con todas las respuestas que

que representa la contestación por omisión de las consultas LDL. En la semántica declarativa de LDL, la negación se ha tratado empleando estratificación y no determinismo, lo que se logra a través de la misma construcción llamada "choice".

24.6.3 *Evaluación y optimización de consultas en LDL*

Aunque la semántica de LDL se define de manera ascendente (por ejemplo, mediante estratificación), el implementador puede usar cualquier ejecución que se apegue a esta semántica declarativa. En particular, la ejecución puede ser ascendente o descendente, o bien híbrida. Estas opciones permiten al compilador/optimizador ser selectivo al adaptar los modos de ejecución más apropiados para el programa dado.

Como primera aproximación, es fácil concebir la ejecución LDL como un cálculo ascendente que emplea el álgebra relacional. Por ejemplo, sea £>(...) la consulta con la siguiente regla, donde p_1 y p_2 son predicados ya sea de la base de datos o derivados:

$$p(X,Y) \leftarrow p_1(X,Z)\,p_2(Z,Y).$$

Esta consulta se puede contestar calculando primero las relaciones que representan p_1 y p_2 y calculando luego su reunión, seguida de una proyección. En realidad, el optimizador y el compilador de LDL pueden seleccionar e implementar la regla anterior con cualquiera de estos cuatro modos de ejecución:

- La *ejecución segmentada* calcula sólo las tupias de p_2 que se reúnen con las tupias de p_1 en forma segmentada. Esto evita el cálculo de cualquier tupia de £>2 que no se reúna conpj (con lo que no *hay trabajo superfluo);* en contraste, si una tupia de p_2 se reúne con muchas tupias de p_1 se calculará muchas veces.
- La *ejecución segmentada perezosa* es una ejecución segmentada en la que, conforme se generan las tupias parap2, se almacenan en una relación temporal, digamos rp_2, para su uso posterior. Por tanto, cualquier tupia de p_2 se calcula exactamente una vez, incluso si se le usa muchas veces (con lo que se realiza *trabajo amortizado,* además de la ausencia de trabajo superfluo de la ejecución segmentada). Por añadidura, como estas dos ejecuciones segmentadas calculan las tupias p_2 una por una, es posible evitar cálculos residuales en caso de haber marcha atrás inteligente; esto se denomina *ventaja de marcha atrás.*
- La *ejecución materializada perezosa* procede como en el caso de la segmentada perezosa excepto que, para un valor de Z dado, todas las tupias *dep*2 que se reúnen con la tupia de f>j se calculan y almacenan en una relación antes de continuar. La ventaja principal de esta ejecución es que es *reentrante* (una propiedad que resulta importante en el contexto de la recursión), mientras que las dos formas anteriores de ejecución segmentada no lo son, puesto que calculan tupias de p_2 una por una. Por otro lado, esta ejecución no tiene la ventaja de marcha atrás.
- La *ejecución materializada* calcula *todas* las tupias de p_2 y las almacena en una relación (digamos, rp_2). Luego la ejecución continúa, empleando las tupias de rp_2. Cabe señalar que esto posee las ventajas de trabajo amortizado y de ser reentrante, pero carece de las ventajas de marcha atrás y de trabajo superfluo.

La ejecución segmentada resulta útil si la columna de reunión es una clave *átp*2 pero la ejecución materializada es la mejor si todos los valores Z de p_2 se reúnen con alguna tupia

p_c En ambos casos, la evaluación perezosa respectiva implica un mayor gasto extra, debido a que se hace necesaria la verificación de cada una de las tupias de p_c La propiedad de ser reentrante es útil sobre todo si el predicado está en el alcance de una consulta recursiva que se está calculando en forma descendente. Por tanto, en estos casos la ejecución materializada perezosa es preferible a la ejecución segmentada perezosa. En otros casos se prefiere la ejecución segmentada perezosa, a fin de aprovechar la propiedad de marcha atrás.

El análisis previo puede generalizarse a cualquier ocurrencia de un predicado con un conjunto (posiblemente vacío) de argumentos enlazados. Aunque hemos limitado nuestro análisis a una sola regla no recursiva, se puede generalizar para incluir cualquier número de reglas con recursión.

Las consultas LDL presentan una nueva serie de problemas, que surgen de las siguientes observaciones: En primer lugar, el modelo de datos se ha mejorado para incluir objetos complejos (como jerarquías y datos heterogéneos para un mismo atributo). En segundo lugar, se necesitan operadores nuevos no sólo para operar sobre datos complejos, sino también para efectuar nuevas operaciones como la recursión y la negación. Así, la complejidad de los datos, además del conjunto de operaciones, subrayan la necesidad de contar con información estadística adicional de la base de datos y estimaciones nuevas de costos.

24.6.4 *Aplicaciones de* LDL

El sistema LDL se ha utilizado en los siguientes dominios de aplicación:

- *Modelado de empresas:* Este dominio implica modelar la estructura, los procesos y las restricciones dentro de una empresa. Los datos relacionados con ella pueden resultar en un modelo ER extendido que contiene cientos de entidades y vínculos y miles de atributos. Es posible desarrollar varias aplicaciones útiles para los diseñadores de nuevas aplicaciones (así como para los gerentes) á partir de esta "metabase de datos" (véase el Cap. 15), que contiene información tipo diccionario acerca de toda la empresa.

- *Prueba de hipótesis o dragado de datos:* Este dominio implica formular una hipótesis, traducirla a un conjunto de reglas LDL y una consulta, y luego ejecutar la consulta contra los datos dados para probar la hipótesis. El proceso se repite reformulando las reglas y la consulta. Esto se ha aplicado al análisis de datos de genoma (véase la Sec. 25.2.3, donde se proporcionan mayores detalles) en el campo de la microbiología. El dragado de datos consiste en identificar las secuencias de DNA a partir de autorradiografías digitalizadas de bajo nivel obtenidas de experimentos con bacterias E. *coli.*

- *Reutilización de software:* El grueso del software para una aplicación se desarrolla en código estándar por procedimientos, y una pequeña fracción se basa en reglas y se codifica en LDL. Las reglas dan origen a una base de conocimientos que contiene los siguientes elementos:

  - Una definición de cada módulo C empleado en el programa.

  - Un conjunto de reglas que define las formas en que los módulos pueden exportar/importar funciones, restricciones, etcétera.

  La "base de conocimientos" puede servir para tomar decisiones referentes a la reutilización de subconjuntos del software. Los módulos pueden recombinarse para satisfacer tareas específicas, en tanto se satisfagan las reglas pertinentes. Se está experimentando con esto en el software bancario.

24.7 Otros sistemas de bases de datos deductivas*

24.7.1 *El sistema CORAL*

El sistema CORAL, creado en la University of Wisconsin en Madison, aprovecha las experiencias adquiridas con el proyecto LDL. Al igual que LDL, el sistema provee un lenguaje declarativo basado en cláusulas de Horn con una arquitectura abierta. Sin embargo, hay muchas diferencias importantes, tanto en el lenguaje como en su implementación. El sistema CORAL puede considerarse como un lenguaje de programación que combina características importantes de SQL y Prolog.

Desde el punto de vista del lenguaje, CORAL adapta el elemento de agrupación de conjuntos de LDL para acercarse más al elemento GROUP BY de SQL. Por ejemplo, consideremos:

presupuesto(Nombred,sum(<Sal>)):- depto(Nombred,Nombree,Sal).

Esta regla calcula una tupia presupuesto por cada departamento, y cada valor de salario se cuenta tantas veces como haya personas con ese salario en el departamento dado. Esto es exactamente lo que haría la consulta SQL correspondiente. En LDL no es posible combinar la agrupación y la operación de suma en un paso; lo que es más importante, la agrupación produce por definición un *conjunto* de salarios para cada departamento; por tanto, el cálculo del presupuesto es más difícil en LDL. Un aspecto relacionado es que SQL maneja una semántica de *multiconjuntos* para las consultas cuando no se especifica la cláusula DISTINCT. CORAL maneja también una semántica de multiconjuntos similar. Así, puede definirse la siguiente regla para calcular un conjunto de tupias o un multiconjunto de tupias en CORAL, al igual que en SQL:

presup2(Nombred,Sal):- depto(Nombred,Nombree,Sal).

Esto da pie a una pregunta importante: ¿cómo puede un usuario especificar cuál semántica (conjunto o multiconjunto) desea? En SQL se usa la palabra reservada DISTINCT; de manera similar CORAL ofrece una *anotación.* De hecho, CORAL maneja varias anotaciones que sirven para elegir una semántica deseada o proporcionar sugerencias de optimización al sistema CORAL. La mayor complejidad de las consultas en un lenguaje recursivo dificulta la optimización, y el empleo de anotaciones a menudo significa una diferencia importante en la calidad del plan de evaluación optimizado.

CORAL maneja una clase de programas con negación y agrupación que es estrictamente más grande que la clase de programas estratificados. El problema de lista de materiales, en el que el costo de una parte compuesta se define como la suma de los costos de todas las partes atómicas, es un ejemplo de problema que requiere esta generalidad adicional.

CORAL está más cerca de Prolog que de LDL en cuanto al manejo de tupias no base; así la tupia equal(X, X) se puede guardar en la base de datos y denota que toda tupia binaria en la que el primero y el segundo valores de campos sean iguales está en la relación llamada equal. Desde el punto de vista de la evaluación, las principales técnicas de evaluación de CORAL se basan en una evaluación ascendente, muy distinta de la evaluación descendente

de Prolog. Sin embargo, CORAL también ofrece un modo de evaluación descendente similar al de Prolog.

Puesto que se manejan muchas semánticas y métodos de evaluación distintos, CORAL cuenta con un mecanismo de *módulos* para organizar los programas. Cada módulo exporta un predicado de consulta y puede considerarse simplemente como una definición de dicho predicado. Un módulo contiene una o más reglas que definen el predicado exportado y tal vez algunos predicados locales. La semántica y la evaluación de un módulo puede controlarse agregando anotaciones para cada módulo, y los controles de cada uno son completamente independientes de los de otros módulos. Esto permite mezclar la evaluación descendente en un módulo con la evaluación ascendente en otro, por ejemplo.

Desde la perspectiva de la implementación, CORAL lleva a cabo varias optimizaciones para manejar de manera eficiente las tupias no base, además de usar técnicas como la de patrones mágicos para incluir selecciones en consultas recursivas, incluir proyecciones, y optimizaciones especiales de diferentes clases de programas lineales (derechos e izquierdos). También proporciona una forma eficiente de calcular consultas no estratificadas. Se utiliza un enfoque de "compilación somera", por el cual el sistema interpreta el plan compilado durante la ejecución. Esto hace que la compilación de programas, incluso de los muy grandes, sea extremadamente rápida. CORAL utiliza el gestor de almacenamiento EXODUS para manejar las relaciones residentes en disco. También cuenta con una buena interfaz con C · · y es *extensible,* lo que permite al usuario adaptar el sistema a aplicaciones especiales añadiendo nuevos tipos de datos o implementaciones de relaciones, por ejemplo. Una característica interesante es el paquete de *explicación,* con el cual el usuario puede examinar gráficamente la forma como se genera un hecho; esto resulta útil para depurar y para proveer explicaciones. En resumen, CORAL maneja consultas declarativas, extendiendo los lenguajes de consulta relaciónales y los programas de lógica, pero también es un lenguaje de programación avanzado para aplicaciones que manejan muchos datos. La tendencia actual es hacia la extensión del modelo de datos con características de orientación a objetos, para crear un sistema deductivo y orientado a objetos.

24.7.2 *El proyecto NAiil*

El proyecto NAIL! (Not *Another Implementation* o/Logic!: ¡no una implementación de lógica más!) se inició en Stanford en 1985. El objetivo inicial era estudiar la optimización de la lógica mediante el modelo de "todas las soluciones" orientado a bases de datos. En colaboración con el grupo MCC, este proyecto produjo el primer artículo sobre los conjuntos mágicos y el primer trabajo sobre recursiones regulares. Por añadidura, aportó muchas contribuciones importantes para el manejo de la negación y la agregación en las reglas lógicas. También se desarrollaron la negación estratificada, la negación bien fundada y la negación modularmente estratificada en relación con este proyecto.

Se construyó un prototipo de sistema inicial, que posteriormente se abandonó porque el paradigma puramente declarativo resultó inadecuado para muchas aplicaciones. El sistema revisado utiliza un lenguaje central, llamado GLUE, que se compone esencialmente de reglas lógicas individuales, con la capacidad de enunciados SQL, envueltas en construcciones de lenguaje convencionales como ciclos, procedimientos y módulos. El lenguaje NAIL! original se convirtió en un mecanismo de vistas para GLUE; permite especificaciones totalmente declarativas en situaciones en que esto es apropiado.

24.8 Resumen

En este capítulo presentamos una introducción a una rama relativamente nueva de la gestión de bases de datos: los *sistemas de bases de datos deductivas.* Este campo acusa la influencia de los lenguajes de programación de lógica, sobre todo de Prolog. Un subconjunto de Prolog, llamado Datalog, que contiene cláusulas de Horn libres de funciones, es el que se usa primordialmente como fundamento de los trabajos con bases de datos deductivas en la actualidad. En este capítulo presentamos conceptos de Datalog. Estudiamos el mecanismo de inferencia estándar de encadenamiento hacia atrás de Prolog, y una estrategia ascendente de encadenamiento hacia adelante. Esta última se ha adaptado para evaluar consultas sobre relaciones (bases de datos extensionales) mediante operaciones relaciónales estándar junto con Datalog. Analizamos de manera informal procedimientos para evaluar consultas recursivas y no recursivas. El manejo de la negación presenta dificultades especiales en estas bases de datos deductivas. Al respecto, se presentó un concepto muy utilizado llamado *negación estratificada.*

Examinamos a grandes rasgos un sistema comercial de bases de datos deductivas llamado LDL, creado por MCC, y otros sistemas experimentales llamados CORAL y NAIL!. El área de las bases de datos deductivas todavía está en una etapa experimental. Su adopción por parte de la industria impulsará su desarrollo. Al respecto, mencionamos aplicaciones prácticas en las que ya se está usando LDL.

Ejercicios

24.1. Añada los siguientes hechos a la base de datos de ejemplo de la figura 24.3:

supervisar(ahmed,bruno), supervisar(federico,gabr¡ela).

En primer término, modifique el árbol de supervisión de la figura 24.1 (b) de modo que refleje este cambio. Luego modifique el diagrama de la figura 24-4 de modo que represente la evaluación descendente de la consulta supervisor(jaime,Y).

24.2. Considere el siguiente conjunto de hechos para la relación padre(X, Y), donde Y es el padre de X:

padre(a,aa), padre(a,ab), padre(aa,aaa), padre(aa,aab), padre(aaa,aaaa), padre(aaa.aaab).

Considere las reglas

r_1: **antepasado(X, *Y*):- padre(X, *Y*)**

r_2: **antepasado(X, *Y*):- padre(X, 2), antepasado(Z, *Y*)**

que definen el antepasado Y de X, igual que antes.

(a) Muestre cómo resolver la consulta Datalog

antepasado (aa,X)?

empleando la estrategia simple. Anote todos los pasos.

(b) Muestre la misma consulta calculando sólo los cambios en la relación antepasado y usándolos en la regla 2 en cada ocasión.

[Esta pregunta se deriva de (Bancilhon y Ramakrishnan 1986).]

24.3. Considere una base de datos deductiva con las siguientes reglas:

antepasado(X,Y):- padre(X,Y)
antepasado(X,Y):- padre(X,Z), antepasado(Z,Y)

Observe que "padre(X, Y)" significa que Y es el padre de X; "antepasado(X, Y)" significa que Y es el antepasado de X. Considere la base de hechos

padre(Enrique,Isaac), padre(Isaac,Juan), padre(Juan,Carlos).

(a) Construya una interpretación de las reglas anteriores según la teoría de modelos, empleando los hechos dados.

(b) Considere que una base de datos contiene las relaciones padre(X, Y) anteriores, otra relación hermano(X, Y) y una tercera relación nacimiento(X, B), donde B es la fecha de nacimiento de la persona X. Exprese una regla que calcule los primeros primos tales que sus padres sean hermanos.

(c) Escriba un programa completo en Datalog con literales basadas en hechos y basadas en reglas para calcular la siguiente relación: lista de pares de primos, donde la primera persona nació después de 1960 y la segunda después de 1970. Se puede usar "mayor que" como predicado integrado. *[Nota:* También deben mostrarse hechos de ejemplo para hermano, nacimiento y persona.]

24.4. Considere las siguientes reglas:

alcanzable(X,Y):- vuelo(X,Y)
alcanzable(X,Y):- vuelo(X,Y), alcanzable(Y,Z)

donde alcanzable(X, Y) significa que es posible llegar de la ciudad X a la ciudad Y, y vuelo(X, Y) significa que hay un vuelo a la ciudad Y desde la ciudad X.

(a) Construya predicados de hechos que describan lo siguiente:

(i) Los Angeles, Nueva York, Chicago, Atlanta, Francfort, París, Singapur, Sydney son ciudades.

(ii) Existen los siguientes vuelos: Los Angeles a Nueva York, Nueva York a Atlanta, Atlanta a Francfort, Francfort a Atlanta, Francfort a Singapur y Singapur a Sydney. *[Nota:* No puede suponerse que hay automáticamente un vuelo en la dirección opuesta.]

(b) ¿Son cíclicos los datos dados? De ser así, ¿en qué sentido?

(c) Construya una interpretación según la teoría de modelos (esto es, una interpretación similar a la que se muestra en la figura 24.3) de los hechos y reglas anteriores.

(d) Considere la consulta:

alcanzable(Atlanta,Sydney)?

¿Cómo se ejecutará esta consulta empleando evaluación simple y semisimple? Haga una lista de los pasos que dará.

(e) Considere los siguientes predicados definidos por reglas:

alcanzable-viaje-redondo(X,Y):- alcanzable(X,Y), alcanzable(Y,X)
duración(X,Y,Z)

Dibuje un grafo de dependencia de predicados para los predicados anteriores. *[Nota:* duración(X, Y, Z) significa que un vuelo de X a Y tarda Z horas.]

(f) Considere la consulta: ¿cuáles ciudades son alcanzables en 12 horas desde Atlanta? Indique cómo se expresaría esto en Datalog. Suponga predicados integrados como mayor-que(X, Y). ¿Es posible convertir esto en un enunciado del álgebra relacional de manera directa? Explique su respuesta.

(g) Considere el predicado población(X, Y), donde Y es la población de la ciudad X. Considere la consulta: listar todos los posibles enlaces del predicado par(X, Y), donde Y es una ciudad a la que se puede llegar en dos vuelos desde la ciudad X, la cual tiene más de un millón de habitantes. Exprese esta consulta en Datalog. Dibuje un árbol de consulta correspondiente en términos del álgebra relacional.

Bibliografía selecta

En relación con los primeros trabajos sobre el enfoque de lógica y bases de datos, vale la pena estudiar un repaso de Gallaire *et al* (1984), la reconstrucción hecha por Reiter (1986) de la teoría de las bases de datos relaciónales, y el análisis de los conocimientos incompletos a la luz de la lógica hecho por Levesque (1986). Gallaire y Minker (1978) es uno de los primeros libros sobre el tema. En Ullman (1989), vol. II, aparece un tratamiento detallado de la lógica y las bases de datos, y también hay un capítulo relacionado en el volumen I (1988). Ceri, Gottlob y Tanca (1990) presenta un tratamiento completo pero conciso de la lógica y las bases de datos.

Entre los artículos sobre bases de datos deductivas y procesamiento de consultas deductivas hay unos que son excelentes: Bancilhony Ramakrishnan (1986), Warren (1992) y Ramakrishnan y Ullman (1993). Aho y Ullman (1979) presenta uno de los primeros algoritmos para manejar consultas recursivas, empleando el operador del menor punto fijo. Bancilhon y Ramakrishnan (1986) ofrece una excelente descripción detallada de las estrategias para procesar consultas recursivas, con ejemplos detallados de los enfoques simple y semisimple. Una descripción completa del enfoque semisimple basado en el álgebra relacional se da en Bancilhon (1985). El artículo original sobre conjuntos mágicos es el de Bancilhon *et al.* (1986). Beeri y Ramakrishnan (1987) lo extiende. Mumick *et al* (1990) muestra la aplicabilidad de los conjuntos mágicos a consultas SQL anidadas no recursivas. Otros enfoques de la optimización de reglas sin reescritura aparecen en Vielle (1986, 1987). Kiefer y Lozinski (1986) propone una técnica diferente. Bry (1990) analiza la forma de conciliar los enfoques descendente y ascendente. Whang y Navathe (1992) describe una técnica de forma normal extendida disyuntiva para manejar la recursión en expresiones del álgebra relacional a fin de crear una interfaz de sistema experto sobre un SGBD relacional.

Chang (1981) describe uno de los primeros sistemas para combinar reglas deductivas con bases de datos relaciónales. El prototipo del sistema LDL se describe en Chimenti *et al* (1990); un panorama sobre el sistema apareció en Chimenti (1987). Krishnamurthy y Naqvi (1988) se ocupa de las actualizaciones en LDL; Krishnamurthy y Naqvi (1989) presenta la noción "choice" en LDL Zaniolo (1988) analiza cuestiones de lenguaje para el sistema LDL.

En Ramakrishnan *et al* (1992) se ofrece un panorama sobre el lenguaje de CORAL, y la implementación se describe en Ramakrishnan *et al* (1993). Una extensión para manejar características orientadas a objetos, llamada CORAL++, se describe en Srivastava *et al* (1993). Ullman (1985) provee la base para el sistema NAIL!, que se describe en Morris *et al* (1987). Phipps *et* ai. (1991) describe el sistema de bases de datos deductivas GLUE-NAIL!. La primera implementación de EDUCE en ECRC se describe en Bocea (1986a, 1986b); más adelante se distribuyó con el nombre Megalog.

CAPÍTULO 25

Nuevas tecnologías y aplicaciones de bases de datos

Hasta aquí hemos tratado las diversas técnicas para modelar datos, diseñar bases de datos e implementarlas en los computadores. Con el término tecnología de bases de datos nos referimos colectivamente a las *técnicas comprobadas* que se emplean *a gran escala* en la industria y en el gobierno, así como por usuarios individuales de bases de datos personales, para realizar estas funciones de manera *cotidiana*. Casi todo lo que hemos estudiado ya forma parte de la tecnología actual de las bases de datos. En todas las disciplinas del quehacer humano, la tecnología siempre va a la zaga de las investigaciones actuales por varios años. La tecnología de bases de datos no es la excepción. Por tanto, los trabajos actuales de investigación que tienen el potencial de convertirse en una tecnología viable no estarán disponibles para el consumo general durante otros 5 o 10 años. En este libro es imposible incluir detalles de muchos de estos prometedores esfuerzos de investigación que se están realizando, pero sí queremos presentar al lector en este capítulo una perspectiva amplia de lo más moderno en cuestiones de investigación sobre bases de datos y sistemas de bases de datos. Intentaremos destacar los aspectos más importantes y señalar los problemas más difíciles, en vez de analizar con detalle las soluciones propuestas. Se darán referencias a la literatura pertinente siempre que sea apropiado. En la bibliografía aparecen unas cuantas referencias más.

Este capítulo está organizado como sigue: La sección 25.1 es un panorama sobre los avances en la tecnología de bases de datos, aproximadamente durante los últimos 30 años. En la sección 25.2 se estudian las nuevas áreas de aplicación no convencionales que están aprovechando esta tecnología y que le seguirán exigiendo soluciones. En la sección 25.3 se describen varias tecnologías nuevas que, es de esperarse, se incorporarán en los SGBD futuros. Concluimos el capítulo con la sección 25.4, donde bosquejaremos algunas tecnologías incipientes y comentaremos las líneas de investigación que necesitaremos en el futuro próximo.

Una advertencia: este capítulo no debe ser considerado como un resumen exhaustivo de las tendencias actuales de la investigación. Las omisiones en algunas áreas de investigación no deben considerarse como implicaciones de alguna preferencia. El amplísimo campo de la investigación sobre la gestión de bases de datos, del que cada año se dan a conocer al menos 200 o 300 artículos en conferencias con arbitraje y publicaciones periódicas, no se puede condensar en este pequeño capítulo.

25.1 Avances de la tecnología de bases de datos

La tabla 1 resume los pasos más destacados en la evolución de la tecnología de bases de datos durante las últimas tres décadas, aproximadamente. Las tres primeras columnas de la tabla corresponden aproximadamente a los tres periodos identificables. La última columna lista los avances que se esperan para el futuro. Analizaremos esta tabla fila por fila.

25 A A Modelos de datos

Los modelos de red y jerárquico surgieron en la década de 1960. Desde su introducción en 1970, el modelo relacional ha provocado un interés creciente debido a sus propiedades deseables, como son su base formal, su homogeneidad, su conjunto bien definido de operaciones algebraicas y sus lenguajes basados en el cálculo. Las desventajas del modelo relacional en términos de su poder expresivo semántico hicieron surgir el interés por los modelos semánticos. Este interés ha crecido desde finales de los años setenta, sobre todo con la aparición de los modelos de entidad-vínculo (ER) (Chen, 1976), de jerarquía semántica (Smith y Smith 1977) y de datos semántico (Hammer y McLeod 1981). En su modelo RM/T, Codd (1979) sugirió que el modelo de datos relacional necesitaba un mayor poder de expresión, para lo cual había que incorporarle ciertas abstracciones de los modelos precedentes. El interés por los modelos semánticos continuó en los años ochenta. Hoy día, cuando los horizontes de las aplicaciones de bases de datos se encuentran en una clara fase de expansión (Sec. 25.2), la necesidad de contar con las abstracciones que estudiamos en el capítulo 21 se está sintiendo de manera aún más intensa.

Una de las principales tendencias en los próximos años será hacia los modelos de datos orientados a objetos (00) y los sistemas de gestión de bases de datos orientadas a objetos (SGBDOO), los cuales tratamos con detalle en el capítulo 22. Los modelos de datos OO poseen un poder de expresión similar al de los modelos semánticos, pero los rebasan en el sentido de que modelan explícitamente el comportamiento. Se asegura que son más fáciles de implementar y usar cuando se trata de crear aplicaciones, debido a la modularidad integrada, el encapsulamiento y la reutilización de código.

Se ha propuesto la *lógica* como modelo de datos fundamental para los esquemas de representación relaciónales y de otro tipo. El cálculo relacional (véase el Cap. 8) se basa en una rama de la lógica denominada cálculo de predicados de primer orden, de modo que ya tiene tiempo que la lógica se utiliza para caracterizar consultas relaciónales. La relación entre la lógica y las bases de datos relaciónales se pone de manifiesto en Gallaire *et al.* (1984). La lógica ofrece un formalismo para los lenguajes de consulta, el modelado de integridad, la evaluación de consultas, el tratamiento de valores nulos, el manejo de información incompleta, etc. La lógica nos lleva también a un entendimiento formal de la deducción en las bases de datos, que analizamos en el capítulo 24.

Es probable que en el futuro proliferen más los SGBD orientados a objetos, se utilice más la lógica para las bases de datos deductivas y se combinen la representación de conocimientos,

los lenguajes de programación y los modelos de datos (Brodie *et al* 1984; Bancilhon y Buneman 1990, y Atkinson y Buneman 1987).

Otra tendencia clara en la creación de SGBD comerciales es la de producir sistemas unificados con modelos de datos "híbridos". Un ejemplo de ello es el sistema UniSQL que maneja un modelo de datos completo orientado a objetos que es totalmente compatible con el modelo relacional. El producto ODB abierto de Hewlett-Packard, basado en el SGBD IRIS creado anteriormente, combina un modelo de datos orientado a objetos con uno funcional. Los proveedores de productos de SGBD convencionales ya han comenzado a implementar una interfaz relacional basada en SQL que permitirá la creación concurrente de aplicaciones relaciónales. Tal es el caso de los SGBD en red como DMS1 100 de UNISYS e IDMS de Computer Associates, y ello se constituirá como una tendencia.

25,1.2 *Hardware de bases de datos*

Durante los últimos 30 años se ha venido dando una verdadera revolución en cuanto al crecimiento de las capacidades de almacenamiento de los computadores, la microminiaturización de los circuitos y el aumento en las velocidades de procesamiento. El costo de los componentes ha bajado de manera continua e impresionante. La cantidad de datos que se puede procesar en un intervalo de tiempo dado ha estado aumentando. Por añadidura, se están haciendo factibles bases de datos cada vez más grandes en equipo más pequeño. Hasta hace unos cuantos años, las bases de datos de tamaño apreciable sólo podían manejarse con macrocomputadores y minicomputadores. Ahora que contamos con equipo más potente, ya es posible implementar productos de SGBD importantes en estaciones de trabajo y computadores personales. Ya están disponibles, en estas plataformas, SGBD relaciónales como DB2/2, ORACLE e INFORMIX, y SGBD orientados a objetos como ObjectStore y 02 (que vimos en el capítulo 22). La funcionalidad de los productos de base de datos de baja capacidad, como Lotus 1-2-3, la serie DBase, ACCESS y Paradox es objeto de una expansión continua, con equipo más potente que ofrece capacidades de ventanas y gráficos, así como velocidades más altas.

Aunque los costos de almacenamiento han declinado y las capacidades de la memoria principal de los sistemas han crecido de manera considerable, el rendimiento global de los sistemas de bases de datos sigue siendo una preocupación importante. Además, los adelantos en el software, que incorpora modelado de datos avanzado, han sido muy graduales (como veremos en la sección 25.2) en comparación con los de los procesadores y la arquitectura de E/S. Esto se debe a la diferencia entre las velocidades de acceso en los dispositivos de almacenamiento secundario y los de las unidades centrales de procesamiento, dando lugar a retrasos inevitables en el procesamiento de grandes volúmenes de datos almacenados en disco. Comparada con los avances en las velocidades de los procesadores (atribuida a nuevas tecnologías de lógica, así como a la disponibilidad del procesamiento en paralelo), la tasa de incremento de las velocidades de los dispositivos de almacenamiento secundario (principalmente discos) ha sido baja.

A fin de resolver estos problemas, se han hecho varias sugerencias alternativas para crear hardware especial enfocado a las funciones de gestión de datos. Estas alternativas, cuyo nombre genérico es **máquinas** (o computadores) **de bases de datos,** incluyen procesadores dorsales, dispositivos inteligentes (de lógica por pista), sistemas multiprocesadores, sistemas de memoria asociativa y procesadores de propósito especial. La Intelligent Datábase Machine (IDM), introducida por Britton-Lee en 1982 fue la primera máquina de bases de datos comercial. La DBC/1012 de Teradata es de reciente aparición; es el único computador de bases de datos multiprocesador disponible comercialmente que cuenta con una arquitectura

reconfigurable muy flexible. Y ya ha aparecido otra máquina de bases de datos llamada Teradata DBC/1012. Existe una implementación de sistema de gestión de bases de datos en paralelo del SGBD relacional ORACLE en el hardware de procesamiento en paralelo KSR (Kendall Square Research), así como en el procesador Ncube. En la actualidad es permanente la investigación sobre arquitecturas alternativas y la simulación de su desempeño. Su (1988) proporciona un excelente estudio sobre las investigaciones en torno a los computadores de bases de datos. Lamentablemente, la mayoría no ha pasado de ser diseños en papel o pequeñas implementaciones prototípicas, debido a la falta de recursos para construir hardware real a escala normal o al menos prototipos.

Debido a las exigencias del procesamiento de transacciones de alto volumen y el constante aumento en la velocidad de los procesadores (sobre todo en los supercomputadores), en el futuro se prestará mucha atención a las máquinas de bases de datos y a las arquitecturas de procesamiento en paralelo. Sin embargo, dada la experiencia acumulada en los últimos 15 años, es difícil predecir cuáles serían las soluciones económicamente viables y comercialmente factibles que podrían surgir, si es que lo hacen.

En lo tocante a nuevos equipos de almacenamiento, los dispositivos de almacenamiento óptico (que actualmente son del tipo de escribir una vez y leer un número indefinido de veces) se están modificando para convertirlos en dispositivos de lectura y escritura y pronto serán costeables económicamente. Su capacidad es enorme (del orden de 10^{12} bytes), lo que deja abierta la posibilidad de almacenar gigantescas cantidades de datos grabando la información actualizada sin borrar la información antigua. Ya existen en el mercado discos ópticos de lectura/escritura. Incluso con los discos ópticos de costo moderado disponibles en la actualidad, en los que sólo puede escribirse una vez y cuya velocidad de escritura física es del orden de una página por segundo, un disco utilizado con una carga de trabajo normal puede durar un año (Gait 1988). Esto nos permite vislumbrar varias posibilidades interesantes para el almacenamiento y la obtención de datos históricos (véanse las aplicaciones temporales en la sección 25.3.4).

25.1.3 *Interfaces con el usuario*

En el capítulo 1 describimos la amplia gama de personas que suelen utilizar los SGBD. Cuando estos sistemas aparecieron por primera vez a finales de los años sesenta, los usuarios finales *no* tenían acceso directo a las bases de datos. Sus interacciones se limitaban a la comunicación verbal de sus requerimientos a los programadores. Llenar formas fue uno de los primeros modos interactivos de introducción de datos adecuado para una población grande de usuarios finales, como los empleados de ventas o de aseguradoras. La mayor parte de la interacción seguía efectuándose a través de programas por lotes escritos en lenguajes por procedimientos.

Los lenguajes de consulta se popularizaron en la década de 1970. Ya estudiamos los lenguajes de consulta SQL (Cap. 7) y QBE y QUEL (Cap. 8) para el modelo de datos relacional. Resulta extraño que un producto de SGBD tan importante como IMS (véanse los detalles en el Cap. 11) prácticamente *no* cuente con un lenguaje de consulta. El modelo de datos de red también ha sobrevivido sin un apoyo de lenguaje de consulta sustancial, excepto por las órdenes de usuario especializadas, de alto nivel, que los clientes y proveedores puedan haber incorporado por su cuenta. La disponibilidad de estaciones de trabajo gráficas y los sistemas de ventanas han elevado tremendamente el potencial para crear interfaces no sintácticas con los SGBD, en las que el usuario no está obligado a usar una sintaxis específica.

Es muy probable que las interfaces que utilizan ampliamente ventanas, menús desplegables e iconos se desarrollen y adquieran capacidades más avanzadas.

En casi todos los SGBD se contempla la adición de recursos llamados de **consulta por formas.** Con ellos el usuario podría invocar consultas "parametrizadas" a las que se suministran parámetros durante la ejecución; así, una consulta predefinida se recompilaría o reinterpretaría y acto seguido se ejecutaría. Otros recursos para los usuarios incluyen las interfaces *basadas en iconos,* en las que el usuario toca iconos o imágenes en la pantalla para formular una consulta, y las interfaces basadas en ratón, en las que un *ratón* o una pantalla sensible *al tacto* permite mover el cursor durante la especificación de una consulta. Algunas interfaces tienen acceso a datos reales y presentan los valores de la base de datos en una ventana desplazable para que puedan usarse como constantes en las consultas.

De un tiempo acá se han explorado las interfaces de **lenguaje natural.** Hay tres enfoques básicos para interpretar el lenguaje natural:

- *Extracción de palabras clave o comparación de patrones:* En los sistemas de palabras clave, el programa relaciona palabras del lenguaje natural con campos específicos de una base de datos, y el creador de la aplicación define los vínculos. Sin embargo, la comparación de patrones sin una base gramatical no tiene sino una utilidad limitada.

- *Análisis sintáctico:* El análisis sintáctico convierte una frase expresada en un lenguaje natural, potencialmente ambigua, a un formato interno que deberá representar con precisión la consulta que desea hacer el usuario. Hay dos posibles variaciones de este enfoque: una basada en una gramática del lenguaje natural y la otra basada en la semántica del lenguaje en términos de un léxico y una serie de reglas de producción. El sistema LADDER (Hendrix, 1978) se valió de una gramática semántica para tener acceso a bases de datos de la Marina de los Estados Unidos El sistema INTELLECT de Harris (1978), que ahora es un producto comercial, también se basa en reglas gramaticales. El sistema Rendezvous de Codd (1978) usaba un léxico y convertía consultas expresadas en lenguaje natural a expresiones del cálculo relacional con base en una gramática de frases.

- *Transformación de consultas:* Se utiliza una base de conocimientos o un "modelo del mundo" con representaciones canónicas de enunciados de un cierto dominio de aplicación, junto con conocimientos lingüísticos y conocimientos de transformación, para transformar consultas expresadas en lenguaje natural en un nivel conceptual a consultas de base de datos expresadas en un lenguaje específico. El sistema KID (Ishikawa 1987) es un ejemplo de este enfoque.

Los sistemas de lenguaje natural actuales tienen el defecto de que representan un gasto extra de proceso excesivo, requieren la construcción de un léxico específico para cada base de datos y permiten ambigüedades en la especificación de consultas. En consecuencia, es posible que un usuario no se dé cuenta de cómo el sistema ha interpretado realmente una consulta, y el sistema no tiene forma de predecir con exactitud lo que el usuario desea. Casi siempre es igual de fácil operar las interfaces basadas en iconos y ratón, y resultan mucho más económicas.

La tecnología de *reconocimiento y comprensión de la voz* todavía no ha avanzado lo suficiente como para que la entrada hablada sea viable en algún sentido importante en el futuro cercano. No obstante, este enfoque tiene un enorme potencial para abrir las puertas de las bases de datos a personas de todas las edades y todos los niveles de educación, y para poner al alcance de las masas la instrucción asistida por computador apoyada en bases de datos.

25.A.A *Interfaces con programas*

Incluso hoy día, el grueso de la programación en el mundo comercial, que puede representar entre el 70 y el 80% (una estimación aproximada) del procesamiento real de bases de datos, se efectúa en lenguajes de programación convencionales, principalmente en COBOL, PL/1 y (ahora) C. Estos lenguajes, junto con FORTRAN, lenguaje ensamblador y ALGOL, han sido el sostén principal de las aplicaciones de bases de datos. El lenguaje C ·· ha entrado en escena hace poco y está ganando terreno rápidamente, sobre todo en los SGBD orientados a objetos.

La década de 1970 fue testigo de la aparición de lenguajes de consulta incorporados en lenguajes de programación para producir programas de aplicación a gran escala. Vimos ejemplos de SQL *incorporado* en el capítulo 7.

Una divergencia respecto a esta tendencia apareció en dos áreas. En primer término, los **lenguajes de cuarta generación** (4GL: *fourth-generation languages,* un término acuñado comercialmente y sin una definición precisa) se popularizaron en los años ochenta. Éstos permiten al usuario introducir una especificación de alto nivel de una aplicación. A continuación, el sistema (o una herramienta) *genera automáticamente* el código de la aplicación. Por ejemplo, INGRES y la mayor parte de los SGBDR ofrecen una interfaz de "aplicación por formas", en la que el diseñador crea una aplicación empleando formas que aparecen en la pantalla, en vez de escribir un programa. Sin embargo, los lenguajes de cuarta generación no han tenido una aceptación uniforme para la gestión de datos de propósito general y para la mayor parte de las aplicaciones de generación de informes. El manejo integrado de bases de datos con que cuentan es mínimo.

Otro avance importante en la década de 1980 ha sido la estandarización de SQL, primero las normas ANSI SQL y SQL 89 y, en fechas más recientes, SQL2 y SQL3. El capítulo 7 adopta la sintaxis de SQL2. Hoy día, casi todos los proveedores de SGBDR procuran ajustarse a estas normas, lo que facilitará la interoperabilidad de estos sistemas. SQL3 estaba todavía en la etapa de borrador en el momento de escribirse este libro; combina muchas características orientadas a objetos (véase el Cap. 22) con SQL. Muchos proveedores de SGBD no relacionales han optado por incluir interfaces de programación SQL en sus SGBD; por ejemplo, en el sistema IDMS, basado en el modelo de red (véase la Sec. 10.7), y en el sistema ADABAS de Software AG.

El empleo de lenguajes de programación lógica para la gestión de bases de datos deductivas* (véase el Cap. 24) no ha tenido todavía un impacto considerable. Una razón es la falta de sistemas comerciales a gran escala. Ya estudiamos el único que existe, LDL, en la sección 24.7. Es de esperar que la tendencia será hacia los *sistemas de programación integrada,* en los que la inferencia y recursión de los lenguajes de programación lógica se acoplará con la manipulación eficiente de hechos en el SGBD. Con la fusión de los modelos de datos orientado a objetos y relacional, o con la integración de una interfaz relacional a los SGBD de red, los sistemas futuros seguirán ofreciendo múltiples opciones de interfaz de programación para la creación de aplicaciones.

25.1.5 *Presentación y exhibición*

Los dispositivos de salida originales para los sistemas de cómputo eran impresoras de líneas y perforadoras de tarjetas. Casi todas las salidas se presentaban como informes de línea por línea o como valores calculados perforados en tarjetas que debían procesarse tiempo después. El lenguaje RPG *(Report Generation Language:* lenguaje de generación de informes) fue el principio de una tendencia hacia la conversión de la generación de informes en una actividad especializada que se podía especificar en términos de órdenes de alto nivel para crear informes.

Hoy día, los generadores de informes son un componente estándar de casi todos los SGBD. Como ejemplos podemos citar el generador de informes de INGRES, el paquete CULPRIT de IDMS y los procesadores lst y rpt de UNIFY. Hay lenguajes especiales para definir informes en los que el usuario especifica el formato, el espaciado, la paginación, los niveles de los totales, las cabeceras, la justificación, etcétera.

Con el acceso interactivo a las bases de datos para una gran variedad de usuarios, se hizo posible producir informes mediante la invocación de un generador de informes o la especificación de informes a través de formas (por ejemplo, Report by Forms de INGRES). Con la aparición de los computadores personales, los usuarios se han acostumbrado a recibir una gran cantidad de información en la pantalla. Casi todos los paquetes de SGBD ofrecen salidas de **gráficos de negocios** de diversas formas, incluidas curvas xy (gráficas de dispersión) empleando regresión lineal, gráficas de barras, diagramas de pastel y gráficas de líneas (con aproximaciones a curvas mediante segmentos de rectas que conectan series de puntos). Gracias a los gráficos en color se han generalizado presentaciones que, además de ser estéticamente agradables, son impresionantes. Estos tipos de presentaciones requieren el postprocesamiento de las salidas de las consultas por parte de un gestor de presentación.

Al integrar la tecnología de imágenes al procesamiento de bases de datos, y al almacenar la voz digitalizada como datos, algunos de los sistemas experimentales actuales han podido producir salidas con imágenes y voz. El almacenamiento de imágenes digitalizadas ya es cosa de todos los días, y es posible que en unos cuantos años esté disponible en el mercado equipo especializado para la síntesis de voz.

25.1.6 *Naturaleza del procesamiento*

La tecnología de bases de datos se introdujo originalmente como una respuesta a los problemas del procesamiento de archivos y a sus desventajas asociadas (véase la Sec. 1.3). Las aplicaciones principales se dedicaron al procesamiento de datos de negocios: control de inventarios, nóminas, contabilidad general, facturación, proceso de pedidos, informes de ventas, etcétera.

Durante los años setenta se comenzó a aplicar la tecnología a diversos dominios de distintas disciplinas. Se generaron aplicaciones de alto nivel que resumían los datos a fin de generar información adecuada para la planificación táctica y estratégica. Los SGBD confiables y seguros se convirtieron en una fuente de información centralizada con la cual podía interactuar un gran número de aplicaciones/usuarios geográficamente separados. Esto ha sido posible gracias a los avances en la **tecnología de comunicación de datos,** entre ellos las redes de comunicaciones de banda ancha y por satélite. Los principales usuarios de la tecnología de SGBD en la actualidad la usan para el **procesamiento de transacciones.**

Las líneas aéreas, las principales cadenas hoteleras, las compañías de seguros, los bancos, las cadenas de almacenes de venta al detalle, los concesionarios de automóviles y aparatos domésticos, y otros, funcionan actualmente con procesamiento de transacciones inmediato y confiable y actualizaciones en línea en tiempo real. Hoy día es posible reservar un asiento en un teatro de Broadway desde un remoto pueblo en Oregon. Estas aplicaciones continuarán exigiendo cada vez más a la tecnología de procesamiento de transacciones en línea.

*No es nuestro propósito aquí definir formalmente las bases de datos deductivas. Baste con decir que una base de datos convencional se vuelve deductiva al añadírsele una teoría con ciertos axiomas y leyes deductivas. Véase Gallaireetaí. (1984).

25.1.7 *Tendencias actuales de la tecnología*

La tendencia de la tecnología para el futuro cercano estará dominada por los siguientes temas:

- *Entornos heterogéneos y distribuidos:* Las grandes bases de datos centralizadas serán sustituidas por bases de datos distribuidas. Estas bases de datos se implementarán con SGBD convencionales de red y jerárquicos, con los SGBD relacionales actuales, o con los SGBD orientados a objetos cuya popularidad va en aumento. La arquitectura "cliente-servidor" también está adquiriendo gran popularidad y ofrecerá a los usuarios diversas opciones respecto a la funcionalidad de los SGBD y la ubicación de los datos.
- *Sistemas abiertos:* Varios esfuerzos de estandarización, como SQL Access Group (grupo de acceso SQL), ANSI/X3H7, Object Data Management Group (ODMG: grupo de gestión de datos de objetos) de Object Management Group (OMG), ODBS de Microsoft, IDAPI y ODAPI (Borland) están tratando de mejorar la "apertura" de los sistemas y aplicaciones de bases de datos futuros. Los sistemas que se ajusten a estas normas podrán comunicarse sin dificultad entre sí. Las normas SQL2 y SQL3 desempeñarán un papel importante a este respecto. La tendencia será hacia el diseño de aplicaciones globales que se ejecutarán en los sistemas de los clientes y obtendrán datos de diversos servidores con protocolos estandarizados de acceso a datos.
- *Mayor funcionalidad:* La funcionalidad de los SGBD irá más allá de las operaciones convencionales de definir, almacenar, acceder, consultar e informar. Se incluirán la capacidad deductiva descrita en el capítulo 24, el procesamiento de metadatos y una mejor especificación del comportamiento a través de métodos (Cap. 22). Además, la capacidad "activa" (que describiremos en la Sec. 25.3) para hacer más responsivas las bases de datos, la gestión de bases de datos de multimedia, el mejor procesamiento de datos temporales y espaciales, los SGBD especiales para usuarios científicos, etc., probablemente dominarán el desarrollo de la tecnología de bases de datos en los años venideros. Examinaremos algunas de estas áreas y sus necesidades especiales en la sección 25.3.
- *Gestión de bases de datos en paralelo:* Es probable que se ofrezca a escala comercial una nueva clase de sistemas de gestión de bases de datos basada en las arquitecturas MIMD (múltiples instrucciones, múltiples caminos de datos), como el hipercubo iPSC de Intel o la máquina de Kendal Square Research. Los trabajos actuales implican nuevos algoritmos para asignación de datos en las estrategias de consultas paralelas y un aprovechamiento eficaz del sistema global a fin de minimizar el costo por transacción. Casi no se ha trabajado sobre la forma de hacer paralela una serie existente de aplicaciones de bases de datos para aprovechar los SGBD paralelos del futuro.

25.2 Nuevas aplicaciones de las bases de datos

Las aplicaciones de la tecnología de bases de datos están en continua expansión. Como los datos son centrales en cualquier sistema de información, conforme crece la disponibilidad de computadores cada disciplina llegará a tener su propio conjunto único de aplicaciones. No es nuestro propósito examinar con detalle tales listas de aplicaciones. Queremos identificar las principales categorías de aplicaciones que actualmente se cree presentan un buen potencial además de un desafío importante para la tecnología de bases de datos. Se destacarán las características de modelado especiales de cada área de aplicación.

25.2.1 Diseño *de ingeniería y fabricación*

El difícil objetivo del diseño y la fabricación integrados al computador requiere el manejo eficaz de la información de diseño y fabricación. Este tema abarca subáreas denotadas por varios acrónimos: CAD (diseño asistido por computador: *computer-aided design),* CAM (fabricación asistida por computador: *computer-aided manufacturing),* CAE (ingeniería asistida por computador: *computer-aided engineering)* y CIM (fabricación integrada por computador: *computer-integrated manufacturing).* Un enfoque integrado para manejar la información de fabricación requiere una representación y manipulación compatibles de la información en las diferentes fases del ciclo de vida del producto. Esto incluye aplicaciones de negocios como son pronósticos de ventas, procesamiento de pedidos, planificación de productos, control de producción, control de inventarios y contabilidad de costos; diseño e ingeniería del producto junto con la planificación de requerimientos de materiales; aplicaciones relacionadas con la fabricación, como la planificación y el control de recursos de fabricación, y aplicaciones de la tecnología de grupos para la clasificación de componentes, robótica y control del procesamiento de fabricación (como la NC: programación de control numérico) (Bray 1988).

Las ventajas estándar de la tecnología de bases de datos ayudan a integrar estas áreas (véanse las Sees. 1.6 y 1.7). Un buen número de investigaciones se dedican a estos problemas, tanto del diseño como de la fabricación, y una de las prioridades actuales es la creación de SGBD especialmente adaptados a las aplicaciones de diseño asistido por computador. La figura 25.1 muestra la diversidad de los datos pertinentes y el apoyo que puede darse a varias aplicaciones en el entorno de diseño una vez capturados estos datos.

El *diseño de ingeniería* es un proceso de exploración e iteración. La actividad de diseño de ingeniería para sistemas complejos como los aviones o los automóviles lo efectúan equipos de proyecto, y el diseño de un componente o subsistema evoluciona continuamente bajo un conjunto de pautas de diseño, limitaciones de recursos y restricciones de diseño. Cada cierto tiempo, los diseños se verifican contra otros diseños que evolucionan de manera independiente, y al final se almacenan diseños o versiones "permanentes".

Papel de la gestión **de bases de datos en** CAD. Dos importantes áreas de investigación son el diseño de sistemas electrónicos VLSI *(very large-scale integration:* integración a muy grande escala) y el diseño de estructuras y sistemas mecánicos. Un desafío fundamental en el diseño mecánico es el **modelado** geométrico, que se refiere a la representación de la forma física de los componentes mecánicos. La forma de los componentes constituye un hilo común a través del ciclo de diseño, análisis y fabricación de dichos componentes. Los diferentes sistemas CAD emplean diferentes técnicas para el modelado geométrico, incluidos el modelado con armazones de alambre, el modelado de superficies y el modelado tridimensional. Resulta una experiencia traumática para el usuario transportar datos entre diferentes sistemas CAD o de un sistema CAD a uno CAM. El National Bureau of Standards (Oficina nacional de normas) de Estados Unidos definió una interfaz o formato de datos común neutral llamado Initial Graphics Exchange Specification *(especificación de intercambio de gráficos inicial,* IGES 1983) para facilitar este intercambio de datos. IGES define entidades de diseño estándar para dibujos en dos dimensiones y objetos en tres dimensiones, así como diagramas eléctricos. En el caso de los cuerpos tridimensionales, son más comunes dos tipos de representaciones, denominados representación de frontera y geometría constructiva de cuerpos.

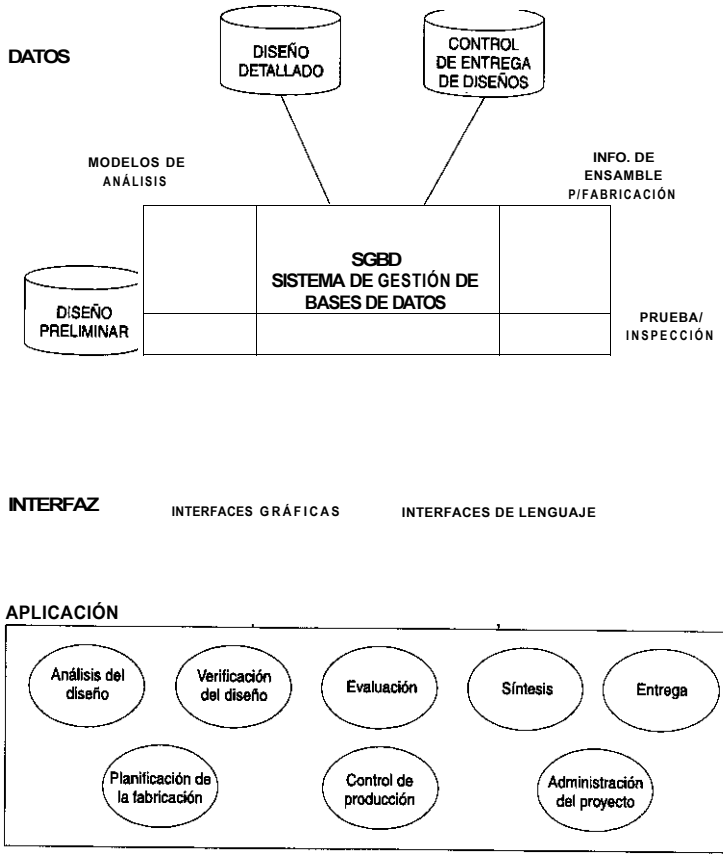


Figura 25.1 Empleo de un sistema de gestión de bases de datos en el diseño y las aplicaciones de ingeniería.

La ingeniería estructural se ocupa de problemas que van desde el diseño de armaduras para edificios hasta el diseño de plataformas de lanzamiento complejas para vehículos espaciales. Ya sea que se trate de edificios, ensambles mecánicos, puentes o naves espaciales, las estructuras están limitadas por geometrías y exigen que se seleccione un conjunto óptimo de miembros que satisfaga las restricciones de peso y los límites de diseño, y ofrezca habilidad bajo diferentes cargas. Las bases de datos pueden desempeñar un papel importante ai almacenar información en un centro para usarla con herramientas analíticas (como el análisis de elementos finitos), gráficos (por lo regular gráficos tridimensionales en los sistemas CAD), simulaciones y algoritmos de diseño óptimo. En la ingeniería química se usan las bases de datos para el diseño de plantas y el control de procesos. Son dos las principales razones para usar un sistema de bases de datos centralizado para los datos de diseño:

- Parte de un diseño se puede sintetizar, analizar, coordinar y documentar al tiempo que equipos de proyecto individuales trabajan con diferentes partes del diseño.

- Es posible verificar e imponer automáticamente restricciones relacionadas con normas, diseños y especificaciones idénticos, así como otras propiedades físicas, estilos de diseño e interrelaciones topológicas.

Los datos de diseño de ingeniería son difíciles de capturar y representar con los modelos de datos y con SGBD convencionales (Caps. 6-11) por las siguientes razones:

- Los datos de diseño de ingeniería contienen una colección heterogénea de objetos de diseño. Los modelos de datos clásicos manejan colecciones homogéneas.
- Los SGBD clásicos son buenos para manejar datos con formato (escalares), cadenas cortas y registros de longitud fija. Los diseños digitalizados son cadenas largas; tienen registros de longitud variable o información textual; a menudo contienen vectores y matrices de valores.
- Las interrelaciones temporales y espaciales (véase la Sec. 25.3.4) son importantes en los diseños para las operaciones de disposición, colocación y ensamble.
- Los datos de diseño se caracterizan por un gran número de tipos, cada uno con un número reducido de ejemplares. Las bases de datos convencionales se enfrentan a una situación diametralmente opuesta.
- Los esquemas *evolucionan constantemente* porque los diseños pasan por un largo periodo de evolución.
- Las transacciones en las bases de datos de diseño son de larga duración; un diseñador puede "sacar" un objeto de diseño y trabajar con él durante varias semanas antes de devolverlo (en su forma modificada) a la base de datos. Además, las actualizaciones son de largo alcance debido a las interrelaciones topológicas, las interrelaciones funcionales, las tolerancias, etc. Es probable que un cambio afecte un gran número de objetos de diseño.
- Es necesario conservar las versiones anteriores y crear nuevas versiones del mismo objeto. Hay que mantener una bitácora de diseño para rastrear la evolución de un diseño y posiblemente dar marcha atrás en él.
- Hacer permanente un diseño, entregarlo a producción, archivarlo, etc., son funciones especializadas en una base de datos de diseño.
- Los datos de diseño no deben duplicarse en niveles de diseño inferiores; dado que los elementos de diseño (como las compuertas en los circuitos eléctricos y las tuercas y pernos en el diseño mecánico) se utilizan de manera muy repetitiva, se requiere un control de redundancia para suprimir ciertos atributos comunes. Por ejemplo, cuando se usan pernos idénticos en dos lugares, se almacenan las coordenadas de posición pero no se repiten los demás atributos. En tales casos, se puede mantener una biblioteca de objetos de diseño.

Debido a estas exigencias, se están proponiendo nuevos enfoques de modelado de datos para controlar los diseños VLSI, así como los diseños mecánicos. Los modelos orientados a objetos son los preferidos porque poseen las siguientes características (si se desea un análisis detallado, véase Spooner 1986 y Ketabchi 1986):

- Modelo *común:* Se puede establecer una correspondencia uno a uno entre el minimundo del diseñador y los objetos de la base de datos.

- *Interfaz uniforme:* Todos los objetos se tratan de manera uniforme, teniendo acceso a ellos a través de métodos (u operaciones definidas por el usuario).
- *Manejo de objetos complejos:* Los modelos orientados a objetos para los diseños de ingeniería deben permitir la creación de objetos arbitrariamente complejos que impliquen jerarquías y retículas (Batory y Buchmann 1984).
- *Ocultación de información y manejo de abstracciones:* El mecanismo de abstracción puede proporcionar las características externas esenciales de los objetos para el diseño al tiempo que oculta la representación interna o los detalles de implementación. Es fácil manejar la generalización y la agregación (véase Ahmed y Navathe 1991).
- *Creación de versiones:* Un objeto de diseño puede evolucionar a través de una serie de versiones; también puede tener diferentes representaciones. Es necesario tratar de manera independiente un *objeto genérico* y sus versiones. Al mismo tiempo, no debe exagerarse el uso de la operación "crear versión" en vez de una actualización. ORION (Chou y Kim 1986) maneja versiones transitorias y versiones de trabajo. Ahmed y Navathe (1991) define un esquema de versiones basado en las propiedades intrínsecas y extrínsecas de los objetos de diseño. Se crea una versión cuando las propiedades intrínsecas no cambian, pero sí lo hacen las propiedades extrínsecas. El esquema de versiones propuesto evita la proliferación innecesaria de versiones.
- *Modularidad, flexibilidad, extensibilidad y adaptabilidad:* Las bases de datos orientadas a objetos apoyan la evolución de los esquemas mejor que los modelos convencionales; resulta sencillo añadir nuevos objetos u operaciones, y modificar o eliminar los más antiguos.

Entre los primeros trabajos en esta dirección se cuentan un proyecto puesto en práctica en la University of Southern California (Afsarmanesh *et al.* 1985), el sistema ORION (Kim *et al.* 1987) en Microelectronics and Computer Technology Corporation, y un trabajo en la University of California, Berkeley (Katz 1985). En fechas más recientes Hardwick y Spooner (1989) crearon el sistema ROSE (Relational Object System for Engineering: sistema relacional de objetos para ingeniería) en el Rensselaer Polytechnic. Es un SGBD estructuralmente orientado a objetos que maneja agregación, generalización y asociación. Tiene una arquitectura abierta con recursos para proveer herramientas frontales y dorsales.

Hay informes sobre extensiones de los modelos relacional y de red para manejar datos de CAD, pero no han tenido mucho éxito (Wiederhold *et al.* 1982; Stonebraker *et al.* 1983). Las transacciones largas y el control de concurrencia de las transacciones de diseño siguen siendo temas de investigación.

Otro avance importante es la estandarización de los datos de productos para fines de intercambio entre proveedores, diseñadores y fabricantes. La norma PDES (Product Data Exchange using STEP: intercambio de datos de productos empleando STEP, el cual es una norma ISO para intercambiar datos de modelos de productos) está atrayendo muchos seguidores (PDES Inc. 1991). Se aplica en diversas industrias, como la de la construcción, la de componentes eléctricos y en la arquitectura. El lenguaje que la acompaña, llamado EXPRESS, también está adquiriendo gran popularidad como lenguaje descriptivo para especificar componentes, identificar diversos tipos de restricciones sobre ellos y proveer una forma uniforme de representar objetos de diseño para un análisis/síntesis posterior. Las normas PDES/STEP y EXPRESS promueven el compartimiento y la integración de los datos para el diseño de productos. Es muy probable que estos dos avances lleven a una nueva generación de sistemas y herramientas en el diseño de ingeniería y la fabricación.

También hace falta trabajar más sobre el modelado de los datos de diseño debido a sus peculiaridades. Una dirección prometedora implica la separación de la estructura y la función en sistemas físicos complejos de modo que cada una se pueda representar y analizar de manera independiente (Navathe y Cornelio 1990). Este enfoque facilita aún más el modelado de la dinámica de estos sistemas mediante el enfoque de base de datos activa (véase la Sec. 25.3.1) y ayuda en la simulación (Cornelio y Navathe 1993).

25.2.2 *Sistemas de oficina y sistemas de apoyo para la toma de decisiones*

La automatización del trabajo de oficina ha sido una de las áreas de aplicación de los sistemas de información con más rápido crecimiento (Ellis y Nutt 1980). El creciente interés y actividad en los **sistemas de información de oficina** (OIS: *office information systems)* se hizo evidente cuando la Association for Computing Machinery sacó a la luz una publicación periódica llamada ACM *Transactions on Office Information Systems* (Transacciones de la ACM sobre sistemas de información de oficina) en 1983. Tiempo después, al observar que los sistemas de información de oficina son sólo un tipo específico de sistemas de información, la publicación cambió su título a *Transactions on Information Systems* en 1990. La tecnología de bases de datos tiene un impacto importante sobre el trabajo de oficina porque gran parte de él puede clasificarse como *trabajo programable,* pues los acontecimientos son predecibles y las respuestas son conocidas. Los computadores y, en particular, los sistemas de base de datos pueden influir considerablemente sobre este tipo de labores. El otro extremo es el *trabajo creativo emergente,* según la taxonomía de Ciborra *et al.* (1984), en el que los acontecimientos son impredecibles y las respuestas desconocidas. El trabajo de oficina de la alta gerencia, los comerciantes de valores internacionales y similares pertenece a esta categoría y requiere la ayuda de sistemas de apoyo a la toma de decisiones. En primer término señalaremos las diferencias entre los sistemas de información y los OIS; luego veremos brevemente un modelo basado en datos de un OIS, y por último haremos algunos comentarios sobre los sistemas de apoyo para la toma de decisiones.

Sistemas de información de oficina vs. aplicaciones convencionales de bases de datos.[t] Al igual que las aplicaciones de CAD, las aplicaciones de OIS exigen más de un SGBD y centralizan la información en un entorno de oficina dado. Esto se debe a las siguientes características de las aplicaciones de OIS:

- *Riqueza semántica:* Los datos de oficina tienden a ser ricos semánticamente y requieren apoyo para mensajes no estructurados, cartas, textos, anotaciones, cadenas de direcciones de envío, comunicaciones orales, etc. En una oficina hay *agrupaciones de información estereotípica,* como las cartas de negocios o los informes de avance trimestrales con formatos estandarizados.
- *El factor tiempo:* El factor tiempo y la restricción temporal se deben modelar para capturar los siguientes tipos de información: el tiempo total de recorrido de un documento a lo largo de un camino; la duración de las actividades, calendarios y planes; el tiempo de respuesta permisible para contestar un mensaje; generación automática de recordatorios, etcétera.

tEsta sección se deriva en gran parte de Bracchi y Pernici (1984, 1987).

- *Falta de estructura:* Las actividades de oficina tienden a estar mucho menos estructuradas que otros sistemas de información. Las instrucciones para realizar tareas son incompletas e irregulares; se requieren una comunicación y diálogo constantes.
- *Alta interconectividad:* En comparación con una celda de trabajo de fabricación que utilice herramientas mecánicas, una oficina por lo regular representa un grupo mucho más complejo de elementos, cada uno de los cuales realiza diversas funciones y está interconectado en múltiples direcciones con elementos de diferentes tipos. Por tanto, es difícil modelar con precisión el flujo de trabajo en una oficina, y la automatización y las mejoras en la productividad son difíciles de lograr a través de una metodología de diseño de oficinas bien definida.
- *Restricciones y evolución de las oficinas:* Dado que una oficina es un grupo de seres humanos, está sujeta a evolución constante en la que las autoridades y obligaciones de trabajo de los individuos suelen cambiar. Por tanto, resulta difícil modelar de manera definitiva todas las restricciones.
- *Interfaz interactiva:* Los OIS son altamente interactivos. Incluso el empleado de más bajo nivel de una oficina debe poder comunicarse con un OIS. Los grupos de usuarios son diversos y abarcan toda la gama desde simples hasta avanzados. Esto hace que el diseño de interfaces constituya un desafío.
- *Filtrado de la información:* La mayor parte de las oficinas tiene una jerarquía inherente. Es necesario filtrar y resumir la información en un estilo piramidal dentro del sistema. Las transacciones de bajo nivel deben resumirse antes de pasar al siguiente nivel de la gerencia. La agregación de los elementos de información debe efectuarse automáticamente en diferentes intervalos previamente especificados y controlados por el usuario.
- *Prioridades, planificación, recordatorios:* Todas estas son características importantes de diferentes elementos del trabajo; en una oficina se generan constantemente diversas interrupciones que deben manejarse.

Queda claro que la automatización de una oficina no es tarea sencilla. Una base de datos que sea el corazón de un OIS debe ser capaz de satisfacer todos los requerimientos precedentes. Debido a estos factores, vemos "islas de mecanización" en las oficinas actuales, en vez de una oficina totalmente automatizada. Se han propuesto muchas metodologías de modelado y diseño conceptual para los OIS; como ejemplos están OFFIS (Konsynski *et al* 1982), OAM (Sirbu et *al* 1981) y MOBILE-Burotique (Dumas *et al* 1982). Las investigaciones recientes sobre sistemas de información de oficina se han concentrado en modelar el flujo de trabajo en la oficina, definiendo los requerimientos de bases de datos y estableciendo el procesamiento de consultas específicas para el entorno de la oficina. Un ejemplo es el proyecto TODOS (Pernici 1989), que significa TOols for Designing Office Systems (herramientas para diseñar sistemas de oficina). Se espera que la tecnología de bases de datos de multimedia (véase la Sec. 25.3.2) desempeñará un papel importante en los sistemas de oficina (Masunaga 1987, Woelk 1987, Bertino 1988).

Modelo basado en datos para un sistema de información de oficina. Los modelos basados en datos agrupan los datos en maneras que se parecen a las formas impresas de una oficina. El proyecto Office-By-Example de IBM Research (Zloof 1982) creó un lenguaje llamado

Office By Example (OBE: Oficina por ejemplos) que es una extensión del lenguaje QBE descrito en el capítulo 8. OBE modela diversos objetos con el paradigma básico de las tablas relaciónales: formas, informes, documentos, listas de direcciones, listas de mensajes, menús, etc. El sistema contempla tipos de datos como imágenes, texto y tiempo. Las funciones especificadas sobre estos objetos incluyen el procesamiento de textos, las consultas y el disparo automático de actividades (por ejemplo, enviar una carta cuando un pago está vencido más de n días, donde n es un parámetro introducido durante la ejecución o se toma de alguna tabla). La autorización, la comunicación y el envío hacia adelante de mensajes y la manipulación de documentos son ejemplos de otras funciones que se manejan a través de la misma interfaz. El aspecto principal de los modelos de oficina basados en datos es que representan la oficina desde el punto de vista de los objetos que los empleados de la oficina manipulan. Una vez más, el enfoque orientado a objetos parece ser prometedor. Están apareciendo productos específicos para procesamiento de documentos, correo electrónico de multimedia, comunicación de audio/vídeo y cosas similares para entornos de usuario tipo PC-Windows. Un ejemplo es el sistema NEWWAVE de Hewlett-Packard.

Sistemas de apoyo a la toma de decisiones (DSS: *decisión support systems).* Los sistemas de oficina y de procesamiento de datos de negocios en general ofrecen varios tipos de apoyo a la toma de decisiones de los gerentes de alto nivel:

- *Análisis de datos de la oficina:* Los datos deben presentarse al usuario en el nivel adecuado de detalle, mediante la presentación correcta después de un filtrado apropiado.
- *Control del estado del sistema:* Un OIS debe contar con funciones para determinar su propio estado y evaluarlo. Cualesquier discrepancias o condiciones excepcionales que requieran revisión deberán comunicarse a ios individuos correctos.
- Manejo *de herramientas analíticas para la toma de decisiones:* Además de tomar decisiones *ad hoc,* los gerentes deben tomar decisiones estratégicas y de planificación de negocios a largo plazo. Deben considerar y analizar opciones alternativas. Un DSS debe conocer las alternativas así como los modelos requeridos para efectuar una optimización o llegar a opciones "inteligentes".
- *Manejo de cambios en el diseño de la organización y del sistema de oficina:* El DSS deberá contar con algunas funciones que permitan reestructurar la organización o modificar el flujo de información sin perturbar las operaciones normales.

En la actualidad, los DSS se están diseñando con un SGBD como componente central. En general, un DSS permite al usuario realizar funciones de control y vigilancia; también debe permitirle imponer decisiones de política (restricciones) y acciones (procedimientos). Para hacer posible una automatización parcial de la toma de decisiones en una oficina, se puede recurrir a un sistema de base de datos "activa" (véase la Sec. 25.3.1), donde las acciones pueden implicar la generación de mensajes, avisos, cartas, etc., o ser más complejas en términos de imponer políticas que abarquen el conjunto completo de funciones y bases de datos en la oficina. Se han propuesto varios sistemas, pero la bibliografía es demasiado amplia como para resumirla aquí.

25.2.3 *La iniciativa del genoma humano*

Introducción y objetivos del proyecto. La iniciativa del genoma humano (HGI: Human Genome Initiative) es un buen ejemplo de una tendencia en biología que le está dando

un nuevo aspecto, la de una ciencia analítica computacional. La iniciativa del genoma humano es un esfuerzo internacional encaminado a determinar la ubicación de los 100 000 genes que, según se estima, componen el genoma humano completo. HGI es una monumental aventura científica comparable con los esfuerzos realizados en el siglo XIV para dibujar el mapa más completo y detallado posible del planeta Tierra, dadas las herramientas de aquellos tiempos, cuando se pensaba que la Tierra era plana. Las implicaciones científicas, médicas y económicas de la HGI son profundas. En última instancia, este proyecto prepararía el camino para una decodificación rutinaria de los genes que hacen posible la vida, además de ofrecer una mejor comprensión de las enfermedades que afligen a la humanidad.

El objetivo más ambicioso del proyecto del genoma es completar el mapa más detallado: una secuencia de referencia del genoma humano completo. La HGI es un proyecto a largo plazo, con una duración esperada de 25 a 40 años. Implica tres retos computacionales clave: análisis de secuencias, almacenamiento y obtención de información, y predicción de la estructura de las proteínas. Estos elementos se clasifican de la siguiente manera:

- *Problema de análisis de secuencias:* Dado un conjunto de secuencias de DNA, se requieren algoritmos eficientes de comparación de alineaciones capaces de manejar de manera elegante inserciones, eliminaciones, sustituciones e incluso huecos en la serie de elementos de una secuencia.
- *Problema de almacenamiento y obtención:* Almacenar y obtener de manera eficaz los datos, y hacer a la información fácilmente accesible para los usuarios distribuidos al tiempo que se manejan con eficacia los errores, conflictos y actualizaciones implica un reto considerable; tanto más porque la velocidad a la que se estará generando información al comenzar el nuevo siglo será de aproximadamente 1600 millones de pares de bases al año.
- *Problema de predicción de la estructura del* DNA *y de las proteínas:* Dentro de las células, la mayor parte del DNA está asociado a proteínas que, entre otras cosas, influyen en la tensión torsional de la doble hélice del DNA. Si la tensión torsional es negativa, la hélice de DNA puede asumir estructuras alternativas. Secuencias específicas favorecen tales estructuras, y la predicción de las probabilidades de estructuras alternativas para una secuencia dada es un problema nada trivial. Una vez que la célula sintetiza una proteína, la cadena proteínica se pliega de acuerdo con las leyes de la física para adoptar una forma especializada, con base en las propiedades particulares y el orden de los aminoácidos. Se espera que el problema del plegado de las proteínas presentará un reto para nuestros más potentes supercomputadores en el futuro previsible.

En los organismos multicelulares, el DNA generalmente se encuentra en forma de dos hilos lineales enrollados en forma de una doble hélice. Un hilo de DNA es una cadena polimérica formada por nucleótidos, cada uno de los cuales consiste en una base nitrogenada, un azúcar (desoxirribosa) y una molécula de fosfato. El acomodo de los nucleótidos a lo largo del esqueleto del DNA se denomina secuencia de DNA. En estas secuencias entran cuatro bases nitrogenadas: adenina (A), guanina (G), citosina (C) y timina (T). En la naturaleza, sólo se forman pares de bases entre A y T y entre C y G. El tamaño del genoma se suele dar como su número total de pares de bases. Un gene es una región de un cromosoma cuya secuencia de DNA se puede transcribir para producir una molécula de RNA biológicamente activa. Con estos antecedentes, los objetivos de la HGI relacionados con la computación, son las siguientes:

- Establecer, mantener y mejorar bases de datos que contengan información acerca de las secuencias de DNA, la ubicación de los marcadores del DNA y de los genes, la función de los genes identificados y otra información relacionada.
- Crear mapas de los cromosomas humanos, consistentes en marcadores de DNA que permitan a los científicos localizar genes con rapidez.
- Crear repositorios de material de investigación, incluidos conjuntos ordenados de fragmentos de DNA que representen totalmente el DNA de los cromosomas humanos.
- Determinar la secuencia de DNA de una fracción considerable del genoma humano y del de otros organismos.

Requerimientos de una base de datos de genoma. Es crucial que la comunidad científica pueda tener acceso a información sobre un tema a partir de diversas bases de datos que puedan manejar diferentes aspectos del problema. Las bases de datos deben utilizar formatos estandarizados o de fácil traducción y han de estar interconectadas. La base de datos del genoma debe ser heterogénea e interoperable. Los principales problemas para alcanzar estos objetivos son:

- Las diferentes (y al parecer conflictivas) vistas de una secuencia se deben representar de manera adecuada.
- Una secuencia de nucleótidos, tal como se representa en una base de datos, es una imagen imperfecta e incompleta de una molécula idealizada: imperfecta, porque los datos experimentales siempre contienen errores; incompleta, porque siempre es posible aprender más acerca de ella, e idealizada, porque normalmente no toma en cuenta variaciones.
- Los conceptos son fluidos, y sus significados cambian constantemente. En la actualidad, ninguna tecnología satisfactoria de bases de datos maneja un entorno fluido de este tipo.
- El "proceso de construcción" del modelo del universo produce inconsistencias, ambigüedades y hasta claras contradicciones. Es importante que la base de datos del genoma maneje la evolución dinámica de esquemas, mientras que el proceso de construcción continúe sobre la base de los nuevos datos experimentales y las nuevas inferencias.

Puesto que los conceptos y el esquema están cambiando continuamente, el lenguaje de consulta deberá ser lo bastante potente como para satisfacer las necesidades de los usuarios, cada uno de los cuales tiene un grado diferente de conocimientos y experiencia. La base de datos del genoma deberá efectuar comparaciones de patrones para identificar las secuencias pertinentes, huecos, etc., lo que requerirá un recurso de comparación de patrones muy potente.

Por sí mismos, la elección y el diseño del modelo de datos que reflejará la biología del problema son aspectos muy importantes. El modelo relacional es poco adecuado para una base de datos de genoma porque no captura el orden de una secuencia. Los actuales modelos orientados a objetos son útiles porque pueden capturar objetos complejos y luego realizar verificaciones de consistencia increméntales. Sin embargo, su capacidad de consulta es débil. En la actualidad, como señalamos en la sección 24.7, el sistema LDL, con su capacidad deductiva, se está aplicando a este problema para el genoma de E. *colu*

Trabajos actuales. Las bases de datos y los repositorios actuales que reúnen, mantienen, analizan y distribuyen datos y materiales ya tienen problemas para mantenerse al día con el crecimiento exponencial de la biología molecular. Algunas bases de datos se especializan en información de mapas y secuencias de un genoma específico; por ejemplo, hay bases de datos dedicadas exclusivamente a genomas de ratón, de bacterias E. *coli,* de *Drosophila* y de nematodos. Otros contienen clases específicas de información de todos los genomas pertinentes. A continuación mencionamos algunas bases de datos y repositorios de los Estados Unidos. En la tabla 25.2 se resume más información acerca de estas bases de datos.

On-line Mendelian Inheritance in Man (OMIM: Herencia mendeliana humana en línea). Este es un atlas computarizado de rasgos humanos de los que se sabe que son hereditarios; esto es, los genes expresados.

Human Gene Mapping Library (HGML: Biblioteca de mapas de genes humanos). Esta biblioteca consta de cinco bases de datos vinculadas, una para información de mapas, otra para la literatura pertinente, otra para mapas RFLP, otra para sondas DNA y una más para contactos (investigadores que poseen información sobre datos y materiales).
GenBank. Esta es la principal base de datos estadounidense para información de secuencias de ácidos nucleicos de seres humanos y otros organismos.
Protein Identification Resource (PIR: Recurso para identificación de proteínas). Este recurso contiene datos de secuencia para proteínas y aminoácidos, con anotaciones que indican regiones funcionales conocidas.

Protein Data Bank (PDB: Banco de datos de proteínas). Esta biblioteca reúne información sobre la estructura atómica de ácidos nucleicos, de RNA mensajero, de aminoácidos, proteínas y carbohidratos, que se ha derivado de estudios cristalográficos.

25.3 La próxima generación de bases de datos y de sistemas de gestión de bases de datos

En esta sección examinaremos a grandes rasgos los principales tipos de bases de datos, y su tecnología asociada, que están en proceso de creación. Esto incluye las siguientes bases de datos: activas (Sec. 25.3.1), de multimedia (Sec. 25.3.2), estadísticas y científicas (Sec. 25.3.3) y espaciales y temporales (Sec. 25.3.4). Después vendrá una sección sobre la gestión unificada y extensible de las bases de datos (Sec. 25.3.5), donde veremos dos sistemas extensibles —EXODUS y GENESIS— y un producto comercial llamado UniSQL, que unifica los enfoques de gestión de bases de datos orientados a objetos y relaciónales.

25.3.1 *Bases de datos activas**

Tradicionalmente, los SGBD han sido pasivos; ejecutan consultas o transacciones sólo cuando un usuario o un programa de aplicación les pide explícitamente que lo hagan. Sin embargo, muchas aplicaciones, como el control de procesos, las redes de generación/distribución de energía eléctrica, el control automatizado del flujo de trabajo de una oficina, el intercambio

*Esta sección se basa en gran medida en Chakravarthy 1990a.

Tabla 25.2 Algunas bases de datos de genoma existentes

Nombre	Institución	Contenido	Formato	Acceso en linea
GenBank	Los Alamos National Laboratory	DNA	MT/CD-ROM	en linea/FTP anonymous
EMBL	European Molecular Biology Laboratory	DNA	MT/CD-ROM	N/D
PIR	National Biomedical Research Foundation	proteína	MT/CD-ROM	en linea
SWISS-PROT	Universidad de Ginebra	proteína	MT/CD-ROM	FTP anonymous
PDB	Brookhaven National Laboratory	proteina	MT	FTP anonymous
GDB/OMIM	Johns-Hopkins University	mapa generico	CD-ROM	en linea
MEDLINE	National Library of Medicine	bibliografia	CD-ROM	en linea

de programas, la gestión de batallas y la vigilancia de pacientes hospitalarios —que requieren una respuesta oportuna en situaciones críticas— no reciben un servicio adecuado de estos SGBD "pasivos". En estas aplicaciones **restringidas por el tiempo,** es preciso vigilar la ocurrencia de condiciones definidas sobre estados de la base de datos y, en caso de ocurrir, invocar acciones específicas, quizá sujetas a ciertas restricciones de tiempo. Una posible situación en la fabricación automatizada consistiría en vigilar la ocurrencia de un suceso (salida de productos de una máquina de línea de ensamble MI durante un intervalo de tiempo), evaluar una condición (10% de los productos están saliendo defectuosos durante ese intervalo) y emprender una o más acciones (poner en línea la máquina M2 y avisar al personal apropiado). En todo esto puede caber el acceso a bases de datos compartidas que varios usuarios estén actualizando constantemente y que deban mantenerse en un estado consistente.

Enfoques. Tradicionalmente, se han adoptado dos enfoques para satisfacer los requerimientos de las aplicaciones restringidas por el tiempo (véase la Fig. 25.2). El primero consiste en escribir un programa de aplicación especial que sondee (consulte periódicamente) la base de datos para determinar si ha ocurrido la situación que se espera. El segundo consiste en aumentar cada uno de los programas que actualizan la base de datos de modo que verifiquen si se ha presentado la situación que se vigila. El primero es difícil de implementar porque no es fácil determinar la frecuencia de sondeo óptima; el segundo pone en peligro la modularidad y la reutilización del código. Las bases de datos activas manejan la vigilancia de condiciones (con disparadores y alertadores) en un nivel de abstracción que tiene tres

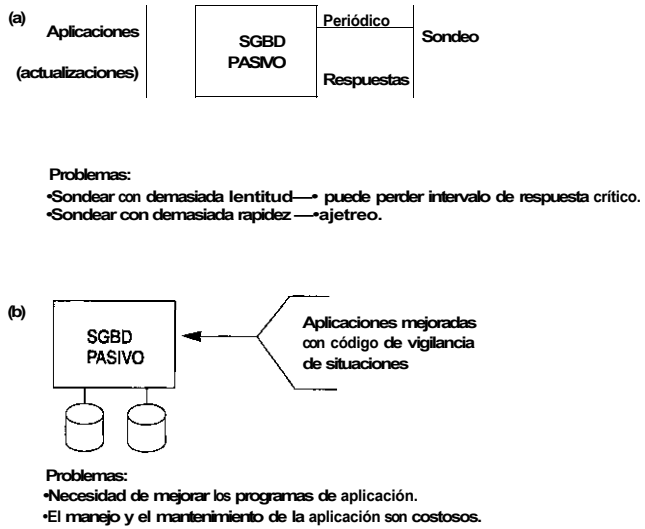


Figura 25.2 SGBD pasivo convencional que imita un comportamiento activo: (a) el enfoque de sondeo; (b) el enfoque de aplicación mejorada.

características: su semántica está bien definida; satisface los requerimientos de modelado y eficiencia para las aplicaciones de bases de datos no tradicionales, y se integra sin discontinuidad a un SGBD.

Un SGBD activo vigila continuamente el estado de la base de datos (incluso el reloj del sistema) y reacciona espontáneamente cuando ocurren sucesos predefinidos. Desde el punto de vista funcional, un sistema de gestión de bases de datos activas vigila *condiciones* disparadas por *sucesos* que representan acciones de base de datos (por ejemplo, actualizaciones) o de otra índole (por ejemplo, fallos de hardware detectados por un programa de diagnóstico); si la evaluación de la condición resulta verdadera, se ejecuta la *acción*. Un SGBD activo ofrece tanto modularidad como respuesta oportuna. El enfoque integrado de un SGBD activo ilustrado en la figura 25.3 puede considerarse como el siguiente paso lógico más allá de los sistemas de bases de datos deductivas. En un SGBD activo, la noción de suceso se generaliza y se hace explícita. Las reglas incluyen sucesos, condiciones y acciones. La figura 25.4 muestra una base de datos activa para reordenar automáticamente los artículos en una aplicación de control de inventarios.

Aspectos de las bases de datos activas. Seis aspectos importantes distinguen los SGBD activos de los pasivos:

- **Eficiencia:** El conjunto de todas las reglas suceso-condición-acción probablemente formará un conjunto grande de consultas predefinidas que será preciso manejar y evaluar con eficiencia cuando ocurran los sucesos especificados. La evaluación de reglas complejas bajo restricciones de tiempo es un reto cuando los conjuntos de reglas que representan un entorno altamente dinámico se vuelvan muy grandes. Esto abre nuevas posibilidades de optimización si se utilizan los resultados de la optimización de múltiples consultas (Chakravarthy 1991; Sellis 1993).

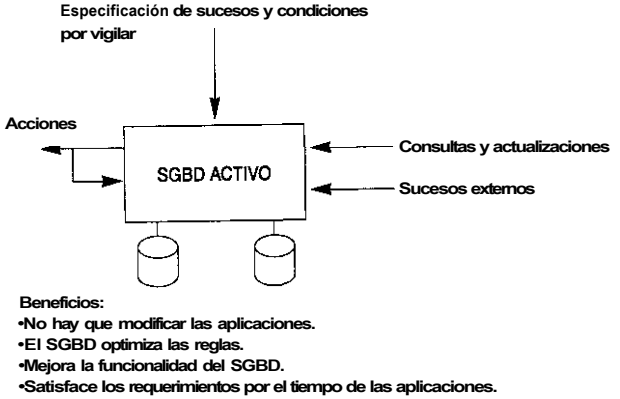


Figura 25.3 El enfoque integrado de las bases de datos activas.

- **Modos de ejecución de las reglas:** Las reglas pueden dispararse y ejecutarse en diferentes modos: inmediato, diferido o separado. En el modo de ejecución inmediato, el procesamiento de los pasos restantes de la transacción original (esto es, la transacción disparadora que provocó la ocurrencia del suceso) se suspende hasta haberse procesado por completo la regla disparada. El tiempo de respuesta y la concurrencia pueden mejorarse si la evaluación de la condición o la ejecución de la acción se separan de la transacción original (es decir, si se ejecutan en una transacción aparte). Si se permite que una regla dispare otra regla como parte de su ejecución, el modelo de transacciones se hará anidado, aumentando aún más la complejidad.

SUCESO: Actualizar Existencia(artículo).

CONDICIÓN: Existencia(artículo) + Cantidad_pedida(artículo) < Umbral (artículo).

ACCIÓN: Reordenar(artículo).

Figura 25.4 Otro ejemplo de SGBD activo (de Chakravarthy 1989).

- **Extensiones del modelo de datos:** Los SGBD activos requieren mejoras en el modelo de datos por lo menos en dos sentidos: para especificar sucesos y para especificar condiciones y acciones. Además de los sucesos correspondientes a las operaciones de la base de datos (como insertar, eliminar y modificar), es preciso manejar los sucesos temporales o periódicos, o ambas cosas (por ejemplo, que el saldo de todas las cuentas bancarias se revise a las 5 P.M. todos los días), y los sucesos generados por el usuario o la aplicación (como una señal de fallo a partir de una rutina de diagnóstico para un componente de hardware). Puede hacerse que el lenguaje maneje la especificación de sucesos complejos con base en un álgebra de sucesos (Jagadish y Gehani 1992).

- **Gestión de reglas:** En primer lugar, es esencial la capacidad de manipular reglas (añadir/eliminar/modificar) como si fueran cualquier otro objeto de datos del sistema. En segundo lugar, a menudo se requieren mecanismos para habilitar e inhabilitar reglas individuales o conjuntos de reglas. Por ejemplo, el conjunto de reglas que se activa mientras un avión avanza por la pista de un aeropuerto se debe inhabilitar una vez que despega el avión, y es preciso habilitar un conjunto diferente de reglas para el nuevo contexto. Por último, también son importantes la habilitación y la inhabilitación selectivas de reglas.

- **Manejo de las funciones de** SGBD: El SGBD activo puede efectuar las funciones de SGBD. La gestión de restricciones (donde caben la imposición de la integridad y la seguridad), el mantenimiento de datos derivados (como las vistas) y las inferencias con base en reglas son unos cuantos ejemplos.

- **Interacción con partes del** SGBD: A diferencia de un optimizador de consultas convencional, en un SGBD activo no se pueden optimizar las reglas aisladas. La optimización de reglas requiere interactuar con varios componentes del SGBD (como el gestor de transacciones, el gestor de objetos y el planificador).

Grado de desarrollo de las bases de datos activas. A continuación hacemos un breve repaso de las investigaciones y trabajos comerciales en el área de las bases de datos activas.

HiPAC (Chakravarthy 1989, 1990), que significa High Performance ACtive datábase system (sistema de base de datos activo de alto rendimiento), fue un proyecto de investigación que se concentró en la gestión de datos activos restringidos por el tiempo. El modelo de conocimientos de HiPAC incluía primitivas para sucesos, condiciones y acciones, y formulaba la noción de "reglas como objetos de primera clase". En el modelo de ejecución, se investigó como interactuaban la ejecución de reglas y la ejecución convencional de transacciones; se crearon modos de acoplamiento y algoritmos para manejar reglas con varios modos de acoplamiento. Se exploraron varias cuestiones más como parte del proyecto HiPAC: una arquitectura para un SGBD activo; la combinación de procesamiento en tiempo real con bases de datos; la optimización de múltiples consultas, y el modelado y la evaluación del rendimiento de diversos modos de acoplamiento. Para la aplicación de gestión de batallas, PROBE (Dayal 1985) se extendió para incluir la detección de sucesos y el procesamiento de condiciones consistentes en consultas espaciales.

Se diseñó un mecanismo de sucesos/disparador (ETM: Event/Trigger Mechanism) en la University of Karlsruhe (Díttrich 1986; Kotz 1988) para imponer restricciones de consistencia complejas sobre bases de datos de diseño. Este trabajo atacó el problema general de imponer restricciones y se implemento encima del sistema de bases de datos de diseño DAMASCUS. Se mantienen tablas de sucesos, acciones y disparadores para tener acceso eficiente a los disparadores y determinarlos cuando ocurra un suceso específico. La capacidad activa es un añadido al sistema subyacente, por lo que son limitados los modos en que se puede ejecutar un disparador respecto a una transacción. En POSTGRES (Stonebraker 1987), llamado Miro en el mercado, las operaciones de base de datos y otros sucesos predefinidos (como una fecha) disparan la evaluación de reglas. Las reglas se expresan en QUEL mediante palabras reservadas (como *always (siempre)* y *demand (demanda))*, y el sistema utiliza tipos especiales de bloqueos para los elementos de base de datos mencionados en la condición para la implementación de reglas. La implementación de disparadores (también llamada *procesamiento a nivel de tupias)* está incorporada en el ejecutor y utiliza tres tipos de candados. La reescritura de consultas se vale del conocido enfoque de modificación de consultas que bosquejamos en el capítulo 17. Sólo se maneja el equivalente del modo de acoplamiento inmediato.

El proyecto Starburst de IBM ha abordado el problema de las reglas orientadas a conjuntos (Widom 1990) disparadas por transiciones de estado en el contexto de las bases de datos relaciónales. Los sucesos correspondientes a operaciones de bases de datos (insertado/eliminado/actualizado) se pueden asociar a una condición y a una acción con la sintaxis de SQL. La interacción entre la ejecución de transacciones y la ejecución de reglas se maneja detalladamente.

Sybase (1992) cuenta con disparadores simples, en los que las condiciones de disparo implican una sola relación, y en principio puede considerarse como un SGBD activo. Sybase reconoce sucesos que corresponden sólo a operaciones de la base de datos —insertar, eliminar y modificar—. Los disparadores no pueden devolver datos al usuario y no se pueden especificar sobre vistas ni objetos temporales. Un disparador no puede disparar otro, y siempre se ejecuta en modo inmediato.

InterBase (Interbase 90), en cambio, no impone casi ninguna de las restricciones con que cuenta Sybase. En Interbase, una especificación de disparador consiste en un suceso, un número secuencial asociado al disparador y una acción disparadora. Un suceso puede ser una de las operaciones de base de datos (almacenar, borrar o modificar). Se puede definir cualquier cantidad de disparadores sobre una relación. Además, el usuario puede especificar si la acción del disparador ha de ejecutarse antes o después de que se efectúe la operación correspondiente al suceso. Para la ejecución de múltiples reglas se emplea la información de prioridad (un entero) para resolver conflictos. El acceso a valores nuevos y viejos de las tupias se logra por medio de las palabras reservadas *new* y *oíd.*

La versión 7 de ORACLE, INGRES, INFORMIX y otros proveen algún grado de manejo de reglas y disparadores. En términos de productos comerciales de SGBD, es probable que en los próximos años se ofrezcan recursos basados en reglas con una frecuencia cada vez mayor.

25.3.2 Bases *de datos de multimedia*

Las bases de datos de multimedia almacenan información que proviene de diferentes medios, incluidos datos numéricos, texto, imágenes de mapa de bits, imágenes de gráficos de barrido, audio y vídeo. También utilizan dispositivos de salida apropiados para presentar la información. Podemos esperar que en los próximos años haya aplicaciones a gran escala de las bases de datos de multimedia en las siguientes disciplinas:

- *Gestión de documentos y registros:* Un gran número de industrias y negocios mantienen registros muy detallados y diversos documentos. La información puede incluir datos de diseño para la ingeniería y la fabricación, expedientes médicos de pacientes, material de publicación y registros de reclamaciones de seguros, dependiendo de la organización.

- *Diseminación de conocimientos:* El modo multimedia es muy efectivo para la propagación de conocimientos. Por ello, es de esperar que pronto veamos libros electrónicos y repositorios de información sobre muchos temas para el consumo del público en general.

- *Educación y capacitación:* Es posible diseñar materiales de enseñanza para diferentes públicos, desde el jardín de niños hasta los operadores de equipo profesional, a partir de fuentes de multimedia.

- *Mercadotecnia, publicidad, venta al detalle y viajes:* Prácticamente son ilimitadas las posibilidades que ofrece el empleo de información de multimedia en estas aplicaciones para lograr presentaciones eficaces.

- *Control y vigilancia en tiempo real:* Acoplada a la tecnología de bases de datos activas (véase la Sec. 25.3.1), la presentación de información de multimedia puede ser un método muy eficaz para vigilar y controlar operaciones de fabricación, plantas de energía nuclear, pacientes en unidades de cuidado intensivo, sistemas de transporte, etcétera.

Aspectos de las bases de datos de multimedia. Las aplicaciones de multimedia que manejan miles de imágenes, documentos, segmentos de audio y vídeo, y texto libre dependen de manera crucial de un modelado apropiado de la estructura y el contenido de los datos. Los sistemas de información multimedia son muy complejos y abarcan un gran número de aspectos, entre ellos los siguientes:

- *Modelado:* En esta área hay diferencias de opinión entre aplicar al problema técnicas de bases de datos o bien de extracción de información. No es fácil manejar objetos complejos (véase el Cap. 22) formados por tipos de datos que abarcan toda la gama de datos numéricos, textuales, de gráficos (imágenes generadas por computador), imágenes gráficas animadas, flujos de audio y secuencias de vídeo. Los documentos constituyen un área especializada y merecen consideración especial.

- *Diseño:* El diseño conceptual, lógico y físico de bases de datos de multimedia todavía no ha sido objeto de investigación. Se puede apoyar en la metodología general descrita en el capítulo 14, pero los problemas en cada nivel son mucho más complejos.

- *Almacenamiento:* Almacenar datos de multimedia en dispositivos estándar como los discos presenta problemas de representación, compresión, correspondencia con jerarquías del dispositivo, archivado y almacenamiento intermedio durante la operación de E/S. Para resolver este problema es probable que los proveedores de productos de multimedia se adhieran a normas como JPEG o MPEG. En los SGBD, un recurso de "BLOB" *(Binary Large OBject:* objeto binario extenso) permite almacenar y leer mapas de bits sin tipo. Se requerirá software estandarizado para manejar la sincronización, la compresión/descompresión, etc., que todavía está en la etapa de investigación (Vin 1992).

- *Obtención de datos:* El modo peculiar como se obtiene la información almacenada en las bases de datos depende de lenguajes de consulta y estructuras de índice mantenidas internamente. En cambio, el enfoque de "extracción de información" depende estrictamente de palabras clave o términos de índice predefinidos. En el caso de imágenes, datos de vídeo y datos de audio, esto implica muchas cuestiones, algunas de las cuales trataremos más adelante.

- *Rendimiento:* En las aplicaciones de multimedia que manejan sólo documentos y texto, las restricciones de rendimiento las determina subjetivamente la población de usuarios. En cambio, en las aplicaciones que implican la reproducción de vídeo o la sincronización de audio y vídeo predominan las limitaciones físicas. Por ejemplo, el vídeo debe presentarse a una velocidad uniforme de 60 cuadros por segundo. Las técnicas para la optimización de consultas pueden calcular el tiempo de respuesta esperado antes de evaluar la consulta. El empleo de procesamiento de datos en paralelo puede aliviar algunos problemas, pero en la actualidad casi todos estos intentos se encuentran en su fase experimental.

Las cuestiones anteriores han originado diversos problemas de investigación por resolver. En esta sección sólo trataremos unos cuantos de ellos como problemas representativos.

Bases de datos vs. perspectivas de extracción de información. En los modelos y sistemas de bases de datos, el modelado del contenido de los datos no ha sido problemático porque éstos tienen una estructura rígida y el significado de un ejemplar de un dato se puede inferir del esquema. En cambio, la extracción de información (IR: *information retrieval)* tiene que ver sobre todo con modelar el contenido de documentos de texto (mediante palabras clave, índices de frases, redes semánticas, etc.) para los cuales generalmente no se tiene en cuenta la estructura. Al modelar el contenido, el sistema examina los descriptores de contenido del documento para determinar si éste es pertinente para la consulta de un usuario. Consideremos, por ejemplo, un informe de reclamación de accidente de una compañía aseguradora como objeto de multimedia: contiene imágenes del accidente, formas de seguros estructuradas, grabaciones de audio de las partes implicadas en el accidente, el informe escrito por el representante de la aseguradora y otra información: qué modelos de datos deben usarse para representar información de multimedia es todavía una cuestión por definir.

Requerimientos de modelado y obtención de datos de multimedia/hipermedia. A fin de aprovechar todo el poder expresivo de los multimedia, el sistema debe contar con un elemento de modelado que permita al usuario especificar enlaces entre dos nodos cualesquiera. Los **enlaces de hipermedia** pueden adoptar varias formas distintas, entre ellas las siguientes:

- Se puede especificar enlaces con o sin información asociada. Un enlace puede asociarse a descripciones largas.

- Los enlaces pueden partir de un punto específico dentro de un nodo, o partir de todo el nodo.

- Los enlaces pueden ser direccionales o no direccionales.

La capacidad de enlace del modelo de datos debe dar cuenta de todas estas variaciones. Cuando se requiere una extracción de datos de multimedia con base en el contenido, el mecanismo de consulta deberá tener acceso a los enlaces y a la información asociada a ellos.

El sistema deberá contar con recursos para definir vistas sobre los enlaces, así como enlaces públicos y privados. Es posible obtener valiosa información contextual a partir de la información estructural. Un enlace de hipermedia generado automáticamente no revela nada nuevo acerca de los dos nodos, porque el enlace se creó automáticamente por algún método. Por otro lado, los enlaces de hipermedia generados manualmente y la información de enlace puede servir para saber más sobre los nodos que se están conectando. Los recursos para crear y utilizar tales enlaces, los lenguajes de consulta por recorrido (navegación) para aprovecharlos, etc., son características importantes de cualquier sistema que permita la utilización eficaz de la información de multimedia.

Indización de imágenes. Hay dos estrategias para enfrentar el problema de la indización de imágenes. Una utiliza técnicas de procesamiento de imágenes para identificar los diferentes objetos de manera automática. El otro se vale de técnicas de indización manual para asignar términos y frases del índice. Un problema importante con las técnicas de procesamiento de imágenes para indizar representaciones gráficas tiene que ver con la escalabilidad. Los sistemas más modernos permiten sólo patrones sencillos en las imágenes; la complejidad se incrementa conforme es mayor el número de rasgos reconocibles. Otro problema importante se relaciona con la complejidad de la consulta. Las reglas y los mecanismos de inferencia, como se vio en el capítulo 24, pueden servir para derivar hechos de más alto nivel a partir de características simples de las imágenes. Con ello se logran consultas de alto nivel, como "buscar los diseños de apartamentos que permitan entrar un máximo de luz de sol en la sala" en una aplicación para arquitectos.

La estrategia de la extracción de información para indizar imágenes se basa en uno de estos tres esquemas de indización:

- Los *sistemas clasificatorios* (Gordon 1988) ordenan jerárquicamente las imágenes en ciertas categorías predefinidas. En este enfoque, el indizador y el usuario deben conocer bien las categorías disponibles. No es posible capturar los detalles más finos de una imagen compleja ni las interrelaciones de los objetos de una imagen.
- Los *sistemas basados en teclado* usan un vocabulario no controlado (o controlado) como en la indización de documentos textuales. Es posible capturar hechos simples representados en la imagen (como "región cubierta de hielo") y hechos derivados de la interpretación de alto nivel realizada por seres humanos (como hielo permanente, nevada reciente y hielo polar).
- En el *esquema de entidad*atributo-relación* (Leung 1992) se identifican todos los objetos de la imagen y los vínculos entre los objetos y los atributos de éstos.

En el caso de los documentos de texto, un indizador humano puede elegir las palabras clave de la reserva de palabras disponibles en el documento que ha de indizarse. Esto no es posible en el caso de datos de imágenes o de vídeo.

Problemas no resueltos en la extracción de texto. Aunque por largo tiempo la extracción de texto se ha utilizado en las aplicaciones de negocios y en los sistemas bibliotecarios, los diseñadores de sistemas de extracción de texto se siguen enfrentando a estos problemas:

- *Indización de frases:* Es posible lograr mejoras sustanciales si se asignan descriptores de frases (en contraposición a los términos de índice de una sola palabra) a los documentos y se les utiliza en las consultas, siempre y cuando dichos descriptores sean buenos indicadores del contenido del documento y de las necesidades de información (Fagan 1987).
- *Empleo de diccionarios de sinónimos:* Una razón del deficiente rendimiento que muestran los sistemas actuales es que el vocabulario del usuario difiere del vocabulario empleado para indizar los documentos. Una solución sería usar un diccionario de sinónimos (tesauro) para ampliar la consulta del usuario con términos relacionados. El problema entonces consistirá en localizar un tesauro adecuado para el dominio de interés.
- *Resolución de ambigüedad:* Una de las razones de la baja precisión (la razón entre el número de elementos pertinentes extraídos y el número total de elementos extraídos) en los sistemas de extracción de información textual es que las palabras tienen múltiples significados. Una manera de resolver la ambigüedad semántica sería emplear un diccionario en línea (Krovetz 1992); la otra sería comparar los contextos en que ocurren las dos palabras (Saltón 1991).

Con los promisorios sistemas de información de multimedia es de esperar que converjan las disciplinas de la extracción de información y de la gestión de bases de datos, que hasta ahora han tendido a divergir.

25.3 *Bases de datos científicas y estadísticas*

No es nuevo el empleo de computadores para manejar información científica y estadística. Sin embargo, la tecnología de bases de datos tardó bastante en llegar a los estadísticos y científicos. En marzo de 1990 la National Science Foundation patrocinó un taller, cuyo anfitrión fue la University of Virginia, en el que se reunieron representantes de las ciencias de la Tierra, de la vida y del espacio con científicos de la computación para analizar los problemas que enfrenta la comunidad científica en el área de la gestión de bases de datos. Es probable que estos problemas crezcan exponencialmente durante la próxima década. En esta sección resumiremos los principales problemas expuestos en este informe (French *et al* 1990).

Los datos científicos son únicos debido a su naturaleza relativamente estática y a su retención indefinida. El entorno típico de procesamiento de transacciones en las bases de datos convencionales está ausente en las bases de datos científicas; tienen una baja frecuencia de actualización, y rara vez se desechan los datos viejos. Ya antes nos referimos al gran volumen de datos científicos en la iniciativa del genoma humano: implica 3000 millones de bases de nucleótidos. La sonda planetaria "Magallanes" generará alrededor de un billón de bytes de datos en un lapso de cinco años.

Los sistemas de bases de datos científicas comprenden tres "dimensiones": nivel de interpretación, análisis propuesto y fuentes de información. En el análisis que sigue, con *conjunto de datos* nos referiremos a datos relacionados con un solo experimento o misión; *base de datos* se aplicará a cualquier agregado de datos que se resuma o compile a partir de múltiples experimentos.

La dimensión de la interpretación. Esta dimensión se refiere al continuo que refleja la naturaleza bruta (no procesada) de la información. Concierne a lo que se espera del conjunto de

datos y a la forma como se emplea éste. Con base en esta dimensión, los datos se pueden dividir en las siguientes categorías:

- *Datos brutos/de sensor:* Estos son valores brutos (que casi nunca se conservan) obtenidos directamente del dispositivo de medición.
- *Datos calibrados:* Estos consisten en valores físicos brutos (que normalmente se conservan), corregidos por operadores de calibración.
- Datos *validados:* Estos consisten en datos calibrados que se han filtrado a través de procedimientos de control de calidad; es el tipo de datos más utilizados para fines científicos.
- Datos *derivados:* Estos son datos de agregación frecuente, como los datos reticulados o promediados, de los cuales se han perdido los detalles de las mediciones subyacentes.
- Datos *interpretados:* Éstos son datos derivados que se relacionan con otros conjuntos de datos o con la literatura del campo.

Por lo regular se debe retener y propagar la información sobre el procesamiento junto con un conjunto de datos. Es posible que los datos brutos y su resumen tengan que estar interrelacionados.

Análisis científico propuesto. En su mayoría, los datos científicos almacenados se someten a algún tipo de análisis. Los datos de ciencias de la Tierra se someten al análisis estadístico de series de tiempo. Los datos de genoma se analizan para buscar patrones en el almacenamiento de caracteres. Los datos espaciales en matrices grandes se transforman (por ejemplo, con la transformada de Fourier) para un análisis espectral. El modelo de datos relacional no es adecuado por su incapacidad para representar secuencias y porque no puede representar las características de los datos empleados durante el análisis. Algunas veces, es preciso "corregir" los datos en vez de "actualizarlos", pero los SGBD relaciónales no cuentan con recursos para efectuar esto.

Fuentes de los datos. Esta es una característica discriminatoria fundamental en las bases de datos científicas. En un entorno de base de datos con una sola fuente, los datos brutos se acopian y procesan con técnicas de filtrado o de calibración. Los datos validados resultantes se utilizan a la luz de la misión científica. La complejidad sintáctica y semántica de los datos interpretados es mucho más alta que la de los datos originales. Las bases de datos de múltiples fuentes agregan una nueva dimensión de complejidad, con múltiples metodologías de recolección de datos, instrumentos de registro de datos y diferentes protocolos, todo lo cual tiene efectos en la codificación y la precisión. Es posible que estas bases de datos las usen y controlen de manera independiente diversos sistemas de computador y SGBD. Sin embargo, la meta casi siempre es crear un archivo de datos común, como GENBANK para la iniciativa del genoma humano (véase la Sec. 25.2.3), que utilizarán los equipos de investigadores originales que están generando y procesando los datos brutos. Esto hereda los problemas de las bases de datos distribuidas y las multibases de datos que vimos en el capítulo 23.

Los SGBD tradicionales han resultado inadecuados para satisfacer los requerimientos antes mencionados, sobre todo por las siguientes razones:

- Carecen de funciones para manejar las redundancias e inexactitudes inherentes en los datos durante la experimentación científica y su registro. El avance de los datos a lo largo de la dimensión de interpretación no puede manejarse de manera elegante.
- No permiten un análisis de los datos con funciones estadísticas multivariadas ni agregaciones.
- Los SGBD implican el gasto extra de procesamiento de transacciones, lo cual es innecesario en la mayor parte de las aplicaciones científicas.
- La distinción inherente en los datos estadísticos entre un valor y lo que representa (como un valor numérico que represente el número de hogares en el municipio de Ancona que tienen ingresos en el intervalo de $75 000-$100 000 anuales y por lo menos un hijo en una escuela privada) no se puede manejar en los SGBD tradicionales. Las abstracciones como el producto cruzado propuesto en el modelo de datos OSAM* (Su *et al* 1988) resultan útiles.

Es preciso resolver problemas importantes en las áreas de la definición y la manipulación de datos y de las normas tecnológicas para poder satisfacer los requerimientos de las bases de datos científicas y estadísticas. En el área de la definición de datos surgen las siguientes cuestiones:

- Es preciso explorar nuevos modelos de datos, como los que se trataron en el capítulo 21. Estos modelos deberán manejar tipos de datos especiales como series de tiempo y secuencias de DNA.
- La gestión de metadatos es crucial, y se requiere un mecanismo para manejar citas, diferentes tipos de documentación y detalles experimentales.
- La evolución de los datos debe estar apoyada por un registro de intervenciones apropiado.
- Se requieren normas entre las disciplinas científicas para asentar resultados experimentales e incluso para compartir citas.

En el área dé manipulación de datos son pertinentes los siguientes puntos:

- No basta con realizar consultas convencionales y generar informes. Las funciones estadísticas y analíticas deben ser parte integral del sistema. También se observa una tendencia hacia la adición de una interfaz de lenguaje de consulta como SQL a los paquetes estadísticos existentes como SAS.
- Es preciso contar con diversas operaciones de resumen y agregación, junto con un recurso para describir la estadística resumida.
- Debe haber funciones de exportación e importación para transferir datos hacia afuera y hacia adentro de la base de datos científica, y a utilerías estadísticas.
- Como inicialmenté los estadísticos o científicos son usuarios que no conocen bien las bases de datos, habría que incluir una gama de interfaces con el usuario, además de los recursos de inspección y de recorrido. Habría que tomar medidas para que los usuarios puedan "aprender" cómo gestionar los datos del sistema mediante una graduación de dichas interfaces y recursos.

En el área de las normas tecnológicas tendríamos que destacar los siguientes aspectos:

- La codificación física de los datos es importante, así como las técnicas de compresión e indización necesarias, para un almacenamiento y extracción eficientes. El cifrado de datos resulta esencial para que la información sea confidencial cuando intervienen sujetos humanos.
- En experimentos a largo plazo (como una sonda espacial o la vigilancia permanente de pacientes con una cierta enfermedad), es posible que los esquemas tengan que ser modificados conforme evolucionan las técnicas experimentales.
- Se requieren normas, como son los formatos de datos y las herramientas de análisis asociadas, interdisciplinarias e intradisciplinarias. Un ejemplo es la norma FITS que utiliza la comunidad de astrofísica.
- La transmisión de conjuntos de datos completos a través de redes de alta velocidad se está haciendo factible. Para ello se requieren catálogos extensos con nombres, seudónimos, códigos, procedimientos de derivación de datos, medidas de control de calidad de los datos e información de uso. Es necesario archivar correctamente los conjuntos de datos.

El análisis anterior no deja duda de que la comunidad de usuarios de las bases de datos científicas tiene un conjunto de necesidades muy especial. French *et al* (1990) contiene una serie de recomendaciones para resolver problemas sociológicos y técnicos; se hace un llamado a las sociedades profesionales para fomentar la cooperación entre los científicos a fin de facilitar el intercambio de información.

25.4 *Gestión de bases de datos espaciales y temporales*

En esta subsección cubriremos dos importantes tipos de datos que, apenas en los últimos años, comienzan a atraer la atención de los investigadores del modelado de bases de datos. En la sección 25.2.1, al hablar de las aplicaciones CAD/CAM, hicimos alusión al modelado geométrico. Ya sea en el contexto de CAD/CAM, del diseño arquitectónico y de ingeniería civil, o de la cartografía y los estudios geológicos, es importante modelar en la dimensión espacial. En este sentido los modelos de datos actuales son deficientes. La semántica espacial se puede capturar con tres representaciones comunes:

- *Representación sólida:* El espacio se divide en fragmentos de diversos tamaños. Las características espaciales de una entidad se representan entonces con el conjunto de estos fragmentos que está asociado a la entidad.
- *Representación de frontera (o modelos de armazón de alambre):* Las características espaciales se representan con segmentos de líneas o fronteras.
- *Representación abstracta:* Se utilizan vínculos con semántica espacial, como ARRIBA-DE, CERCA-DE, ESTÁ-JUNTO-A, y DETRÁS-DE para asociar entidades.

El proyecto PROBE de Computer Corporation of America (Dayal *et al* 1987) incorporó el manejo de datos espaciales al modelo de datos funcional DAPLEX (Shipman 1981). Aunque es evidente que muchas aplicaciones podrían sacar provecho de estos recursos, los diferentes dominios de aplicación tienen distintos requerimientos. Por ejemplo, en las

aplicaciones VLSI, el espacio es bidimensional y discreto; los objetos básicos por almacenar son puntos, segmentos de líneas, rectángulos y polígonos. En el modelado de cuerpos para la mayor parte de las aplicaciones de fabricación, el espacio es tridimensional y continuo, y los objetos básicos son curvas y superficies definidas por parámetros. Las operaciones pertinentes para cada aplicación también son distintas.

Si suponemos que un espacio de dos o tres dimensiones se representa con segmentos de líneas y polígonos, podrían hacerse las siguientes consultas representativas:

- Consultas sobre segmentos de líneas:
  - Todos los segmentos que pasan por un punto o"conjunto de puntos dado.
  - Todos los segmentos que tienen un conjunto de extremos dado.
  - Todos los segmentos que intersecan un segmento de línea dado.
- Consultas de proximidad:
  - El segmento de línea más cercano a un punto dado.
  - Todos los segmentos dentro de una distancia dada respecto a un punto dado (también denominada consulta de intervalo o de ventana).
- Consultas respecto a los atributos de segmentos de líneas:
  - Dado un punto, el polígono circunscrito mínimo cuyos segmentos de líneas constituyentes sean todos de un cierto tipo.
  - Dado un punto, todos los polígonos que inciden en él.

Se han propuesto diferentes formas para almacenar objetos en el espacio descomponiendo el espacio. Como ejemplos podríamos citar los siguientes:

- *Rectángulos de acotación mínimos:* Los objetos se agrupan en jerarquías, que a su vez se organizan en estructuras similares a árboles B. Ejemplos de ello son el árbol R (Guttman 1984) y el árbol R*.
- Celdas *disjuntas:* Los objetos se descomponen en subobjetos. Cada subobjeto está en una celda distinta.
- *Retícula uniforme:* El espacio se divide superponiéndole una estructura de retícula uniforme. Los objetos aparecen en una celda específica de esta estructura.
- *Árboles cuadráticos:* Ésta es una estructura de datos jerárquica para resolución de variables; puede haber muchas variaciones.

La representación de objetos en el espacio y el procesamiento de consultas sobre esos objetos son áreas de investigación específicas que los creadores de sistemas de información geográfica (GIS: *Geographic Information Systems)* estudian con ahínco. Si el lector desea un repaso exhaustivo de las estructuras de datos espaciales y sus aplicaciones, deberá consultar Samet (1990a, 1990b).

Gestión de datos temporales. La información temporal es un caso unidimensional de la información espacial. Los aspectos temporales incorporados en las bases de datos deben incluir tres tipos de apoyo para el tiempo: puntos de tiempo, intervalos de tiempo y vínculos abstractos en los que participa el tiempo (antes de, después de, durante, simultáneamente,

concurrentemente, etc.). El aspecto histórico de las bases de datos es muy importante en aplicaciones como la gestión de proyectos, las historias clínicas de los pacientes en un hospital, las historias de mantenimiento de equipos y el control administrativo y de operación en los sistemas de oficina.

Una limitación de las bases de datos actuales es que la información se hace efectiva en el momento mismo en que se asienta en la base de datos. No se contempla una distinción entre el *tiempo de registro* (o *tiempo de transacción)* en el que se introducen ciertos datos y el periodo de *tiempo lógico* (o *tiempo válido),* durante el cual los valores específicos de los datos son válidos. De hecho, en muchos casos hay que registrar un tiempo de transacción para un suceso. Muchas actualizaciones de base de datos en las aplicaciones reales son *retroactivas* (se hacen efectivas en algún momento previo) o bien *proactivas* (se hacen efectivas en algún momento futuro). Otra limitación es que los sistemas actuales no mantienen ninguna historia de las modificaciones. Cada actualización destruye hechos antiguos. Así, la base de datos representa sólo el estado actual de algún dominio y no la historia de ese dominio. Para satisfacer los requerimientos anteriores, se requieren modelos de datos que incorporen explícitamente el tiempo, separando la información que varía con el tiempo de la que no lo hace, y representándolas por separado. Un modelo que se ha propuesto es el modelo temporal reiacional (TRM: *Temporal Relational Model)* de Navathe y Ahmed (1989). En él, los atributos se dividen en variantes con el tiempo y no variantes con el tiempo, y lo mismo se hace con las relaciones. En las relaciones variantes con el tiempo se anexan dos atributos de marca de tiempo que representan el tiempo de inicio y el tiempo final del intervalo durante el cual la tupia es válida. Este enfoque se denomina *marcado de tiempo de tupias.* La figura 25.5 muestra una relación EMPLEADO variante con el tiempo en TRM.

Se ha propuesto un procedimiento de normalización del tiempo para este modelo a fin de evitar anomalías temporales; el lenguaje SQL se extiende al SQL temporal (TSQL) con la adición de diversas características, como la cláusula WHEN (cuando), el ordenamiento temporal, segmentos de tiempo, funciones agregadas, agrupación y una ventana de tiempo en movimiento. Otra escuela de pensamiento propone el *marcado de tiempo de atributos,* que anexa una marca de tiempo a cada nuevo valor de atributo en el momento de la actualización (Ben-Zvi 1982; Clifford y Tansel 1985; Gadia 1988). Esto produce relaciones no normalizadas con un álgebra y un lenguaje de consulta mucho más complicados; por añadidura, *no es posible* representar vínculos con claves que no varían con el tiempo.

NúmEmp	Salario	Puesto	T_I	T_F
33	20K	Mecanógrafo	12	24
33	25K	Secretario	25	35
45	27K	Ingeniero Jr.	28	37
45	30K	Ingeniero Sr.	38	42

Notas: T_I: Tiempo inicial
T_F: Tiempo final

Figura 25.5 Relación variante con el tiempo en el modelo reiacional temporal.

Un hito reciente en las investigaciones sobre bases de datos temporales fue la publicación de una colección muy completa de trabajos que representan lo último en este campo, editada por Tansel et *al.* (1993). La organización de esta colección destaca los temas en los que han aparecido trabajos interesantes sobre gestión de bases de datos temporales en fechas recientes:

- *Extensiones del modelo reiacional:* Estos trabajos han hecho hincapié en las diferentes maneras de agregar información de marcas de tiempo a un modelo reiacional estático que contenga relaciones "instantáneas". Es posible añadir diferentes tipos de tiempos empleando dos enfoques primordiales: marca de tiempo triple, que ya se ilustró, y marca de tiempo de atributos, que origina relaciones desnormalizadas (no lFN). Se han propuesto extensiones de SQL y QUEL para manejar operaciones temporales. Se han propuesto álgebras, cálculos y funciones agregadas relaciónales temporales. Se ha emprendido un esfuerzo organizado para "estandarizar" las mejoras temporales hechas a SQL.

- *Otros modelos de datos:* Estos trabajos incluyen extensiones del modelo ERy del modelo de datos funcional. También se han propuesto un modelo histórico de hoja de cálculo y un modelo de base de datos deductiva temporal.

- *Cuestiones de implementación:* El procesamiento y la optimización de consultas adquieren nuevas formas, dependiendo del modelo de datos y del lenguaje empleado. Se ha investigado la indización de información temporal de diversas maneras (Elmasri *et al.* 1990) y su actualización, así como el control de concurrencia y la recuperación de bases de datos de *tiempo de transacción* (o *reversión).* El operador de reunión temporal puede asumir muchas formas, y se ha estudiado su optimización. Por último, se ha investigado el cómputo incremental y decremental de bases de datos de tiempo de transacción.

Entre los problemas no resueltos están el razonamiento con información temporal, el procesamiento de transacciones con bases de datos de tiempo válido y tiempo de transacción, así como la integración de información temporal entre entornos heterogéneos.

Con la aparición de los discos ópticos de escritura única que pueden almacenar 10^{13} bytes de datos, la anexión de actualizaciones a los datos históricos se ha hecho viable. Sin embargo, es preciso trabajar más sobre los aspectos de implementación y de factibilidad comercial de estos modelos. Además, la implementación de estos modelos exige a los sistemas operativos poseer capacidades de gestión de tiempo, grabación y sincronización de cuadros de tiempo multiusuario.

25.5 *Gestión de bases de datos extensible y unificada*

Como vimos en una sección anterior de este capítulo, es necesario construir nuevos SGBD para enfrentar los retos de las nuevas aplicaciones. Los SGBD son paquetes de software complejos con algoritmos e interrelaciones entre componentes bastante complicados. En vista del tiempo tan largo que se requiere para crear un SGBD, se ha propuesto un nuevo enfoque modular que construye un SGBD a partir de "componentes de SGBD", o bloques de construcción.

Un sistema de gestión de bases de datos extensible como éste ensamblaría módulos (algoritmos) preescritos para crear nuevos "SGBD hechos a la medida". Este enfoque tiene varias ventajas obvias:

- La creación de nuevos SGBD es rápida y económica.
- Las mejoras tecnológicas o algorítmicas se pueden incorporar rápidamente en los módulos reutilizables, con lo que el sistema siempre estará al día.
- Las nuevas técnicas y algoritmos propuestos pueden evaluarse sin hacer modificaciones importantes al sistema.

Este enfoque es uno de los objetivos del proyecto GENESIS en la University of Texas (Batory *et al* 1986) y de EXODUS en la University of Wisconsin (Graefe y Dewitt 1987; Carey *et al* 1986,1986a, 1988). GENESIS utiliza la estrategia de definir los componentes de un SGBD y las interfaces entre ellos de tal manera que sea posible configurar un nuevo SGBD en unos cuantos minutos a través de una interfaz de usuario controlada por menús, con sólo seleccionar las opciones apropiadas, Se designan módulos de conexión compatible para los métodos de acceso, la optimización de consultas, el control de concurrencia, la recuperación y otras funciones preimplementando un conjunto de algoritmos alternativos. Las interfaces comunes permiten ensamblarlos como bloques de construcción.

EXODUS tiene una arquitectura distinta. Ofrece ciertos recursos básicos, incluidos un gestor de almacenamiento versátil y un gestor de tipos. Este último permite definir jerarquías de clases con herencia múltiple. El objeto de almacenamiento es una secuencia de bytes sin tipo, no interpretada, de longitud variable y de tamaño arbitrario. Los mecanismos de gestión de almacenamiento intermedio, control de concurrencia y recuperación se basan en el gestor de almacenamiento y se pueden modificar. Es posible seleccionar estructuras de índice independientes de los tipos, como son árboles B^+, archivos de retícula y dispersión lineal, de una biblioteca de métodos de acceso. Se provee el lenguaje E para el implementador de bases de datos (DBI: *datábase implementor).* Este lenguaje es una extensión de C que incorpora la noción de objetos persistentes, y hace innecesario que el implementador se ocupe de la estructura interna de estos objetos. La capa de "métodos de operador" de la arquitectura contiene una mezcla de código proporcionado por el DBI y por EXODUS para operar sobre los objetos almacenados con tipo. El procesamiento de consultas se divide en dos fases: optimización y evaluación. El DBI provee la descripción de los operadores (en un lenguaje de consulta destino), métodos para implementar los operadores y fórmulas de costo para dichos métodos. El generador de optimizadores basado en reglas transforma estas descripciones en código fuente en C, creándose así un optimizador hecho a la medida para el sistema destino. Varios proveedores han utilizado el gestor de almacenamiento de EXODUS (incluido 02, que vimos en el capítulo 22) para implementar sus propios SGBD.

El enfoque de configuración anterior, que implica generar un SGBD hecho a la medida, contrasta con otro enfoque propuesto para crear nuevas aplicaciones: el de construir un SGBD con funcionalidad extensible proporcionando un conjunto amplio de funciones. Ejemplos de este enfoque de funcionalidad completa son los proyectos PROBE (Dayal *et al* 1987) y STARBURST (Haas *et al* 1988).

Ya nos hemos referido a PROBE y STARBURST, cuando estudiamos las bases de datos activas, y mencionamos el procesamiento de consultas espaciales en PROBE. El SGBD POSTGRES, ahora llamado Miro (Stonebraker *et al* 1992), también combina capacidades de bases de datos orientadas a objetos y activas con el modelo relacional.

Una tercera tendencia en esta categoría es hacia la gestión unificada de bases de datos. Un ejemplo de sistema de esta categoría es UniSQL, que, según se asegura, combina "el grado de avance, la potencia y la facilidad de uso de las herramientas más utilizadas para

la creación de aplicaciones" al tiempo que "cumple la promesa de integrar el desarrollo orientado a objetos y las bases de datos de multimedia". El producto UniSQL está organizado como sigue:

- *VniSQl/X:* Este componente provee la plataforma de SGBD cliente-servidor. Permite a las aplicaciones relaciónales tradicionales coexistir con la nueva aplicación de base de datos orientada a objetos. SQL/S es un lenguaje de consulta orientado a objetos que se ajusta al ANSI SQL.
- *UniSQÜM:* Este componente es un gestor de bases de datos heterogéneas que permite acceso a bases de datos de otros SGBD relaciónales y prerrelacionales. Maneja un lenguaje de consulta orientado a objetos, SQL/M, con el que es posible definir y procesar un esquema de multibases de datos.
- *Herramientas* UniSQL/4GE: ObjectMaster es una herramienta para generar dinámicamente aplicaciones para la creación y gestión de objetos dentro de los entornos SQL/x y SQL/M. Otras herramientas, llamadas Visual Editor y Media Master, permiten visualizar y editar los esquemas, así como generar informes complejos.

Es probable que la próxima generación de SGBD siga el patrón del SGBD UniSQL. Estos sistemas combinarán características del modelo de datos relacional con las de otros modelos y ofrecerán una combinación de los recursos activos, de multimedia, científicos, espaciales y temporales que vimos aquí.

25.4 Interfaces con otras tecnologías e investigaciones futuras

La tecnología de bases de datos no es un área que se desarrolle aisladamente. Está íntimamente ligada a varias otras disciplinas, algunas de las cuales ya se señalaron aquí. Por ejemplo, el área de las bases de datos distribuidas y múltiples (Cap. 23) está muy relacionada con las telecomunicaciones y las redes. Las bases de datos de multimedia están íntimamente vinculadas con la extracción de información. En esta sección comentaremos algunas de estas interfaces y áreas que probablemente se desarrollarán en el futuro.

25.4.1 *Interfaz con la tecnología de ingeniería de software*

El objetivo primordial de la ingeniería de software es hallar formas de hacer más fácil, eficaz y eficiente el proceso de creación de software. Un producto final importante de la ingeniería de software es el software de aplicación. Ahora que los SGBD se han vuelto tan ubicuos, la creación de software de aplicación se debe considerar en el contexto de los SGBD. Es probable que haya una fusión de los conceptos de ambas disciplinas en las siguientes áreas:

- *Bases de datos de diseño:* Una actividad de diseño de gran envergadura, como la creación de un sistema de software grande, es similar a los proyectos de diseño de gran magnitud en otras áreas, como la construcción de un rascacielos, de una estación de energía eléctrica o de una fábrica. El diseño de un sistema grande se puede descomponer jerárquicamente en diseños de componentes cada vez más pequeños. Cada

componente evoluciona, las especificaciones de diseño cambian y aparecen nuevas alternativas de diseño. Una forma apropiada de consolidar y controlar la información de diseño es crear una base de datos para ella.

- *Generación de aplicaciones a partir de especificaciones de alto nivel:* Esta área tiene gran interés para la creación de aplicaciones comerciales. Ya hay en el mercado varios generadores de aplicaciones comerciales, como parte de herramientas CASE *{computen assisted software engineering:* ingeniería de software asistida por computador). El incentivo principal es que estos generadores reducen el esfuerzo y el costo de la creación de aplicaciones. Puesto que los SGBD comparten este objetivo, es probable que en el futuro veamos generadores de aplicaciones íntimamente acoplados a los SGBD subyacentes.

- *Herramientas de software:* Ésta es un área importante para el desarrollo futuro. Las herramientas de software tienen dos fines: aliviar el pesado trabajo que ciertas tareas implican para los seres humanos y mejorar el desempeño de algunas máquinas. Se requieren diversas herramientas con los SGBD. Las del primer tipo incluyen herramientas para la especificación y análisis de requerimientos, para el diseño conceptual, para la integración de vistas, para la transformación de esquemas entre modelos, para el diseño físico y la optimización, y para la división y el reparto de los datos en las bases de datos distribuidas. Entre las herramientas del segundo tipo están las de vigilancia del rendimiento, las de afinación, las de reorganización y las de reestructuración. En los últimos años se ha observado una actividad tremenda en el desarrollo de herramientas. Sin embargo, pocas herramientas actuales ofrecen buenas interfaces que se puedan comunicar sin dificultad con otras herramientas. Desde luego hay excepciones. Es probable que la intensa actividad en el desarrollo de herramientas continúe en los próximos años.

- *Prototipos:* Este es un tema muy popular entre los entusiastas de la ingeniería de software, pero ha recibido muy poca atención en el área de bases de datos. La creación de prototipos de bases de datos y aplicaciones puede ser de gran ayuda para validar el diseño de los esquemas, refinar su estructura y evaluar la frecuencia relativa de las consultas (transacciones). Es probable que veamos un desarrollo sustancial en esta área. La creciente disponibilidad de computadores personales y estaciones de trabajo hace aún más importante el papel de los prototipos.

25.4.2 *Interfaz con la tecnología de inteligencia artificial*

En el capítulo 24 analizamos la relación entre la lógica y las bases de datos y vimos cómo propició el desarrollo de la tecnología de las bases de datos deductivas. Hoy día está creciendo el interés en pasar de las bases de datos a las **bases de conocimientos.** Los conocimientos son información en un nivel más alto de abstracción. Por ejemplo, "el señor González tiene 45 años de edad" puede considerarse como un hecho en una base de datos. "El señor González es de edad madura" no es un hecho tan preciso; es una forma más amplia y elevada de conocimiento. De manera similar, "el señor González tuvo un accidente el 17 de enero de 1988 en Nueva York, en la rampa que conduce de la autopista 1-495 a la 1-278" es un hecho; "el señor González es un conductor imprudente" es conocimiento. "Todos los hombres de edad madura

son imprudentes" es otro elemento de conocimiento de más alto nivel, aunque puede representar una inferencia errónea porque en general no es cierto.^

Es muy difícil definir y cuantificar los conocimientos. Estos los generan por lo regular expertos en algún dominio del saber. Así, los conocimientos sirven para definir, controlar e interpretar los datos de una base de datos.

Los conocimientos adoptan diversas formas (Wiederhold 1984):

- *Conocimientos estructurales:* Estos son conocimientos acerca de las dependencias y restricciones entre los datos (por ejemplo, "la inscripción en el plan de prestaciones *x* está sujeta a la inscripción previa en el plan de prestaciones *y*").

- *Conocimientos generales por procedimientos:* Estos son conocimientos que se pueden describir sólo con un procedimiento o método (por ejemplo, un procedimiento para determinar si un cliente es "sujeto de crédito").

- *Conocimientos específicos para una aplicación:* Estos son conocimientos determinados por las reglas y pautas aplicables en un dominio específico (por ejemplo, el cálculo de la tarifa aérea más económica entre dos ciudades).

- *Conocimientos para dirección de empresas:* Esta es una forma más alta de conocimientos que ayuda a una empresa en la toma de decisiones. Por ejemplo, en el ámbito de toda una compañía, estos conocimientos incluyen el costo de relocalizar y capacitar empleados, así como alguna medida del beneficio en términos del ánimo y la lealtad de los empledos que les hará permanecer en el trabajo más de n años.

Los **conocimientos intensionales** se definen como conocimientos que subyacen y preceden al contenido de hechos de la base de datos. Estos conocimientos pueden especificarse *antes* de establecerse la base de datos. Los sistemas de bases de datos sirven para manejar los datos y los metadatos, que juntos constituyen **conocimientos extensionales** o conocimientos incorporados en hechos y ejemplares. Los sistemas de conocimientos no sólo utilizan los conocimientos extensionales sino también los intensionales, tal vez en forma de las reglas de una base de reglas. Los **conocimientos derivados** son una combinación de conocimientos extensionales e intensionales. Una base de datos puede almacenar relaciones llamadas padre (Nombre_padre, Nombre_hijo), madre (Nombrejnadre, Nombre_hijo) y persona (Nombre_persona, Sexo). A partir de estas tres relaciones básicas sería posible definir diversos vínculos familiares, desde primos hasta, tíos y abuelos, y ésta sería la función de una base de reglas.

Casi todos los sistemas de base de conocimientos actuales almacenan los conocimientos en forma de reglas. Otras representaciones incluyen aserciones lógicas, redes semánticas y marcos. Llamamos *conocimientos estratégicos* a la estrategia de inferencias y control de una base de conocimientos.

Un área de investigación nueva y prometedora es la *extracción de conocimientos*, que implica obtener información previamente desconocida —pero útil— de una base de datos (Piatesky, Shapiro y Frawley 1991; Anwar *et al* 1992). Entre las áreas de desarrollo potencial están el razonamiento basado en ejemplos (Kolodner 1993), aplicado como ayuda para el razonamiento con bases de datos; el diseño automatizado de esquemas por medio de agrupamiento conceptual (Beck *et al* 1993), y el aprendizaje basado en explicaciones, que se aplica para mantener la consistencia de una base de datos (como en el sistema XCON; Schimmler *et al* 1991). Podemos usar muchas estrategias de aprendizaje como nuevos paradigmas para el procesamiento de consultas en los sistemas de bases de datos.

25.4.3 *Interfaces con el usuario para bases de datos*

A pesar de los avances recientes en las interfaces con el usuario, hay unas cuantas áreas que siguen inexploradas, sobre todo las que podrían beneficiar al usuario de bases de datos:

- *Lenguajes personalizados:* Los usuarios esporádicos y ocasionales necesitan lenguajes que sean fáciles de usar y se ajusten bien a sus dominios de problemas. Un ejecutivo de cuentas en una casa de inversiones maneja un conjunto de términos y requerimientos de procesamiento diferentes de los de un supervisor de producción en una compañía manufacturera. Si ambos usan el mismo sistema cada uno deberá tener una interfaz personalizada, lo que en la actualidad no es imposible, aunque implique un esfuerzo de programación considerable. Los sistemas futuros deberán facilitar la generación de un conjunto personalizado de construcciones de lenguaje para cada conjunto de usuarios.

- *Paradigmas alternativos para tener acceso a las bases de datos:* El sistema llamado Spatial Data Management System (SDMS: sistema de gestión de datos espaciales) de Computer Corporation of America (Herot 1980) es un buen ejemplo de cómo alejarse del enfoque orientado a registros y archivos de la gestión de datos. SDMS simula un entorno en el que los datos se organizan en un espacio tridimensional como podría ser una oficina. Basa la búsqueda de datos en el principio de que la gente es hábil para localizar información si sabe dónde está colocada y si conoce algunos atributos del aspecto físico del medio en el que está registrada. Un sistema así permite una "exploración espacial" en la base de datos, fomenta la inspección aleatoria y utiliza iconos como información de diccionario (metadatos). Este sistema puede almacenar y exhibir ilustraciones e imágenes de videodiscos y otros medios. La visualización de datos científicos e incluso de repositorios de documentos mediante técnicas ingeniosas está recibiendo mucha atención (Korfang 1991; Chalmers 1992). En el futuro quizá presenciemos más avances en esta dirección que incorporarían también otras formas de información, como películas, animaciones y (dando un paso más allá) ¡incluso olores y sabores!

- *Interfaz de lenguaje natural en múltiples idiomas:* A l aumentar la velocidad de los medios de comunicación, ya se está haciendo necesario poner la misma base de datos bajo el mismo SGBD a disposición de estadounidenses, italianos, japoneses y otros al mismo tiempo. Las interfaces de lenguaje natural actuales son ineficientes e inadecuadas. Las interfaces futuras exigirán el manejo de varios idiomas. Hay problemas relacionados, como exhibir información en diferentes clases de escritura, permitir la edición de texto en diversos idiomas (por ejemplo, español y árabe, ya que este último se lee de derecha a izquierda), almacenar seudónimos en diferentes lenguajes, etcétera.

25.4.4 *Máquinas de bases de datos y arquitecturas*

Las investigaciones sobre máquinas de bases de datos se han concentrado primordialmente en la obtención y el almacenamiento eficientes de grandes cantidades de datos. Una dirección de investigación futura consistiría en diseñar un computador que integre los componentes de resolución de problemas con las funciones de gestión de datos. Otra sería producir

hardware que maneje funciones de gestión de bases de datos, como el control de la seguridad, la integridad y la concurrencia, y la gestión de transacciones, que actualmente se implementan con software y constituyen un renglón importante de gasto extra para el rendimiento. También es necesario investigar arquitecturas paralelas para los sistemas basados en conocimientos.

25.4.5 *Interfaz con la tecnología de lenguajes de programación*

Se están efectuando investigaciones sobre los lenguajes de consulta — el diseño de dichos lenguajes, así como la modificación, optimización y compilación de consultas — en relación con las áreas de aplicación difíciles de CAD, de sistemas de oficina y de gestión de bases de datos estadísticas, científicas, espaciales y temporales. Se requiere trabajar más sobre la demostración de la equivalencia de modelos y lenguajes y la formalización de su semántica.

Está surgiendo un nuevo campo de investigación en el que los llamados lenguajes de programación de bases de datos (DBPL: *datábase programming languages)* (Bancilhon y Buneman 1990) habrán de reducir al mínimo la "diferencia de impedancia" entre los lenguajes de programación tradicionales y los lenguajes de consulta de bases de datos. Sin embargo, ninguna de las propuestas hechas hasta ahora se ha demostrado en una escala práctica.

Muchos otros campos pueden beneficiarse con la aplicación de la tecnología de bases de datos. No podemos ni siquiera intentar nombrarlos todos aquí. Un área prometedora es el trabajo cooperativo apoyado por computador (CSCW: *computer-supported cooperative work)* (Kling 1991). Podría beneficiarse facilitando la resolución de problemas en un contexto de grupo y empleando los principios de la gestión de bases de datos activas (Chakravarthy *et al* 1993).

Concluimos este capítulo con la figura 25.6 que nos muestra que, en el modelado de información y las aplicaciones de procesamiento futuros en las diversas áreas en las que se utilizarán bases de datos, esta tecnología debe colaborar con las tecnologías relacionadas de ingeniería de software, inteligencia artificial, lenguajes de programación, interfaces con el usuario y sistemas distribuidos. Los usuarios emprenderán actividades de resolución de problemas con la base de datos como foco y con estas otras tecnologías apoyando diversas facetas del proceso de resolución de problemas.

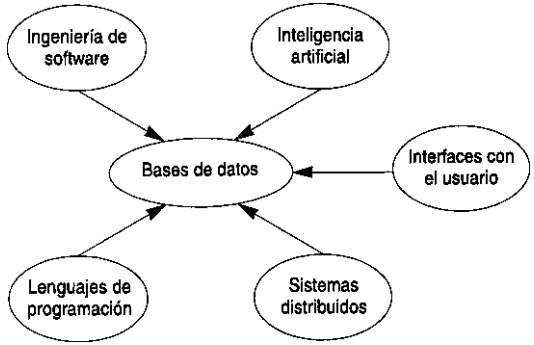


Figura 25,6 Integración futura de las tecnologías.

Bibliografía selecta

Ya mencionamos en las diversas secciones gran parte de la bibliografía pertinente para este capítulo. Aquí presentaremos unas cuantas referencias adicionales. Se puede consultar varias publicaciones periódicas y actas de conferencias para estar al tanto de los avances en este campo. Entre las más prominentes están A C M *Transactions on Datábase Systems,* ***IEEE*** *Transactions on Knowledge and Data Engineering, IEEE Transactions on Software Engineering* (sobre todo antes de 1990), *Information Systems* y *Data and Knowledge Engineering* (North Holland). En los últimos años han empezado a aparecer las siguientes publicaciones periódicas nuevas: *The* VLDB *Journal, Journal of Distributed and Parallel Databases, Journal of Intelligent Information Systems* y *Journal of Intelligent Cooperative Information Systems.* Varias conferencias internacionales con arbitraje riguroso publican actas de los artículos. Entre ellas destacan la conferencia anual ACM SIGMOD (desde 1974), la conferencia VLDB (desde 1975), la IEEE Data Engineering Conference (desde 1984), la Conference on Extending Datábase Technology (desde 1989) y la Entity-Relationship Conference (desde 1980). Debido a la rapidez con que crece el interés por las nuevas tecnologías, se inició un nuevo taller llamado Research Issues in Data Engineering en 1991. Se ha dedicado a la interoperabilidad y a las múltibases de datos en 1991 y 1993, a los multimedia en 1992 y a las bases de datos activas en 1994- El IEEE publica las actas. También se ha iniciado una nueva conferencia llamada Parallel and Distributed Information Systems, a partir de 1991.

Se ha celebrado una serie de talleres internacionales llamados Statistical Datábase Workshops a intervalos irregulares desde 1982. La International Federation of Information Processing Societies tiene un grupo de interés especial sobre bases de datos que ha estado celebrando talleres sobre semántica de bases de datos. La serie de actas de conferencias sobre sistemas expertos de bases de datos (EDS 1984, 1986, 1988) contiene artículos relacionados con bases de datos, lógica, sistemas expertos y basados en conocimientos, y técnicas relacionadas con la integración de las tecnologías de bases de datos e inteligencia artificial.

Un número especial de IEEE *Transactions on Knowledge and Data Engineering* está dedicado a la descripción de prototipos de sistemas de base de datos, algunos de los cuales se mencionaron en este capítulo y en los anteriores.

Los informes de ciertos talleres resumen los resultados de mesas redondas organizadas por la National Science Foundation. Uno de estos informes (Silberschatz *et al.* 1991) trata del futuro de las investigaciones sobre sistemas de bases de datos. En la sección 25.3.3 se presentaron algunos puntos importantes de ese informe sobre las bases de datos científicas (French *et al.* 1990).

Entre los libros de lectura especializados, Stonebraker (1988) es una colección de artículos de investigación sobre sistemas de bases de datos. Mylopoulos y Brodie (1989) incluye contribuciones sobre la interfaz de la inteligencia artificial y las bases de datos. Han comenzado a aparecer libros especializados sobre áreas de aplicación como las bases de datos geográficas (Laurini 1992).

Otro tema de investigación actual, que no hemos mencionado antes, implica la incorporación de información incompleta e imprecisa (difusa) en las bases de datos. Entre los artículos que estudian la información incompleta están Lipski (1979), Vassiliou (1980), Imielinski y Lipski (1981) y Liu y Sunderraman (1988). En Zadeh (1983) y Zvieli (1986) se analizan técnicas para manejar información difusa.

Uno de los primeros artículos de reseña sobre máquinas de bases de datos dorsales es Maryanski (1980). Las técnicas para implementar bases de datos de memoria principal se analizan en DeWitt *et al.* (1984). Las aplicaciones de las bases de datos de multimedia se estudian en Christodoulakis y Faloutsos (1986).

Dittrich (1986) es una reseña del enfoque orientado a objetos. Maier *et al.* (1986) describe el sistema orientado a objetos GEMSTONE/OPAL. El Darmstadt Datábase Kernel System se describe en Paul *et al.* (1987). Navathe y Pillalamarri (1988) analiza la forma de convertir el modelo ER (que vimos en los capítulos 3 y 21) en un modelo orientado a objetos.

Muchos proyectos tratan las bases de datos para diseño de ingeniería. Haskin y Lorie (1982) y Lorie y Plouffe (1983) analizan los objetos de diseño complejos en las bases de datos. Eastman (1987) examina los recursos que requieren las bases de datos de ingeniería. Kemper *et al.* (1987) describe un SGBD orientado a objetos para aplicaciones de ingeniería. El modelado geométrico y el procesamiento de datos espaciales se tratan en Kemper y Wallrath (1987) y en Orenstein (1986). La estructura de árbol R para indizar datos espaciales se presenta en Guttman (1984). Banerjee *et al.* (1987a) analizan la evolución de esquemas, y Du y Ghanta (1987) hace lo propio con las bases de datos CAD para VLSI.

A últimas fechas ha crecido el interés por las bases de datos en tiempo real, como se aprecia en los trabajos de Abbott y Garcia-Molina (1988). En Gadia (1988) se describe un modelo de datos temporales y un lenguaje de consulta para bases de datos relaciónales. Tsichritzis (1982) trata la gestión de formas.

APÉNDICE A

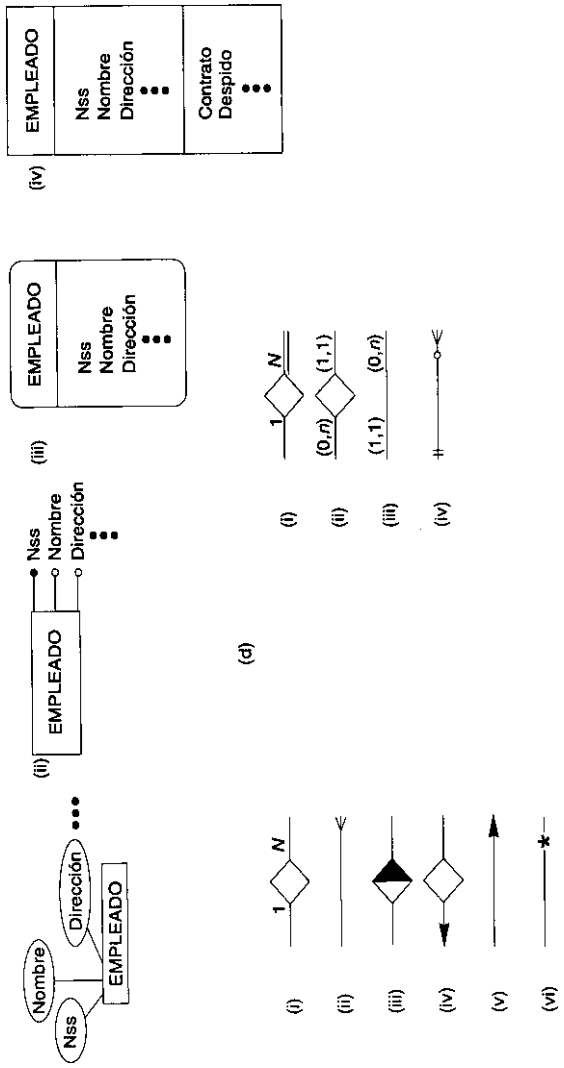
Notaciones diagramáticas alternativas

La figura A.1 muestra varias notaciones diagramáticas distintas para representar conceptos de los modelos ER y EER. Desafortunadamente, no existe una notación estándar: los diferentes diseñadores de bases de datos prefieren distintas notaciones. De manera similar, las diversas metodologías **CASE** (ingeniería de software asistida por computador) y **OOA** (análisis orientado a objetos) utilizan diversas notaciones. Algunas notaciones están asociadas a modelos que tienen conceptos y restricciones adicionales a los de los modelos ER y EER descritos en los capítulos 3 y 15, mientras que otros modelos cuentan con menos conceptos y restricciones. La notación que usamos en el capítulo 3 es muy cercana a la notación original de los diagramas ER, que todavía se usa ampliamente. Aquí veremos algunas notaciones alternativas.

La figura A.1(a) muestra diferentes notaciones para representar tipos de entidades/clases, atributos y vínculos, en los capítulos 3 y 15 usamos los símbolos marcados con (i) en dicha figura; a saber, rectángulo, óvalo y rombo. Observe que el símbolo (ii) para tipos de entidades/clases, el símbolo (ii) para atributos y el símbolo (ii) para vínculos son similares, pero los utilizan diferentes metodologías para representar tres conceptos distintos. El símbolo de línea recta (iii) para representar vínculos lo usan varias herramientas y metodologías.

La figura A.1(b) muestra algunas notaciones para conectar atributos a los tipos de entidades. Aquí utilizamos la notación (i). La notación (ii) emplea la tercera notación (iii) para atributos de la figura A.1(a). Las últimas dos notaciones de la figura A.1(b) —(iii) y (iv)— son populares en las metodologías OOA y en algunas herramientas CASE. En particular, la última notación representa tanto los atributos como los métodos de una clase, separados por una línea horizontal.

La figura A.1(c) muestra diversas notaciones para representar la razón de cardinalidad de los vínculos binarios. Usamos la notación (i) en los capítulos 3 y 21. La notación (ii) —conocida como notación de *patas de gallina*— es muy popular. La notación (iv) utiliza la flecha como referencia funcional (del lado N al lado 1) y se parece a nuestra notación



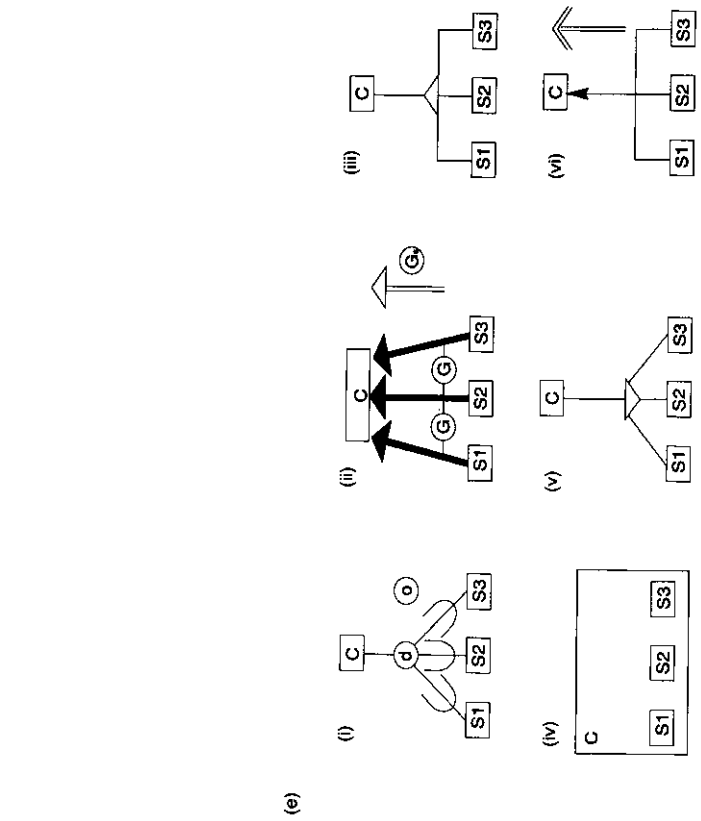


Figura A.1 Notaciones alternativas. (a) Símbolos para tipo de entidades/clase, atributo y vínculo. (b) Representación de atributos. (c) Representación de razones de cardinalidad. (d) Diversas notaciones (*mín, máx*). e) Notaciones para representar especialización/generalización.

para las claves externas en el modelo relacional (véase la Fig. 6.7); la notación (v) —empleada en los *diagramas de Bachman* — usa la flecha *en la dirección contraria* (del lado 1 al lado N). En el caso de un vínculo 1:1, (ii) utiliza una línea recta sin patas de gallina; (iii) pone en blanco ambas mitades del rombo, y (iv) coloca puntas de flecha en ambos extremos. En el caso de un vínculo M : N, (ii) usa patas de gallina en ambos extremos de la línea; (iii) pone en negro ambas mitades del rombo, y (iv) no coloca puntas de flecha.

La figura A. 1 (d) muestra algunas variaciones para representar restricciones (mín, *máx),* que sirven para indicar tanto la razón de cardinalidad como la participación total/parcial, (ii) es la notación alternativa que usamos en la figura 3.14 y que analizamos en la sección 3.4. Recuerde que nuestra notación especifica la restricción de que cada entidad debe participar en por lo menos *mín* y cuando más *máx* casos de un vínculo . Así, en el caso de un vínculo 1:1, ambos valores de *máx* son 1, y para un M : N ambos valores de *máx* son n. Un valor de *mín* mayor que cero especifica participación total (dependencia de existencia). En las metodologías que usan la línea recta para representar vínculos, es común *invertir la colocación* de las restricciones *(mín, máx),* como se muestra en (iii). Otra técnica muy utilizada —con la misma colocación que (iii)— es representar *mín* como o (la letra "o" o un círculo, que significa cero) o como | (raya vertical, que significa 1), y representar máx como | (raya vertical, que significa 1) o como pata de gallina (que significan), como puede verse en (iv).

La figura A.1(e) muestra algunas notaciones para representar especialización/generalización. Usamos la notación (i) en el capítulo 15, donde una d en el círculo especifica que las subclases (SI, S2 y S3) son disjuntas y una o especifica que se traslapan. La notación (ii) usa G (de generalización) para especificar clases disjuntas y Gs para especificar traslapo; algunas notaciones usan la flecha rellena de negro, mientras que otras usan la flecha hueca (que se muestra a un lado). La notación (iii) usa un triángulo que apunta hacia la superclase, y la notación (v) emplea un triángulo que apunta hacia las subclases; también es posible utilizar ambas notaciones en la misma metodología: (iii) para indicar generalización y (v) para indicar especialización. La notación (iv) coloca los cuadros que representan subclases dentro del cuadro que representa la superclase. De las notaciones basadas en (vi), algunas emplean una flecha de una sola línea y otras una de doble línea (que se muestra a un lado).

Las notaciones de la figura A . 1 muestran sólo algunos de los símbolos diagramáticos que se han utilizado o sugerido para representar esquemas conceptuales de bases de datos. También se han empleado otras notaciones, así como varias combinaciones de las anteriores. Convendría establecer un estándar al que todo el mundo se ajustara, a fin de evitar malentendidos y reducir la confusión.

APÉNDICE B

Parámetros de discos

El parámetro de disco más importante es el tiempo requerido para localizar un bloque arbitrario en el disco, dada su dirección de bloque, y luego transferirlo del disco a un almacenamiento intermedio *(buffer)* de la memoria principal. Éste es el **tiempo de acceso aleatorio** para tener acceso a un bloque de disco. Debemos considerar tres componentes de tiempo:

1. **Tiempo de búsqueda (s):** Éste es el tiempo requerido para colocar mecánicamente la cabeza de lectura/escritura sobre la pista correcta en los discos de cabeza móvil. (En los de cabeza fija es el tiempo requerido para conmutar electrónicamente a la cabeza de lectura/escritura apropiada.) En los discos de cabeza móvil este tiempo varía, dependiendo de la distancia entre la pista que está actualmente bajo la cabeza de lectura/escritura y la pista especificada en la dirección de bloque. Por lo regular, el fabricante del disco cita un tiempo de búsqueda medio en milisegundos. El intervalo usual de tiempos de búsqueda medios es de 10 a 60 mseg. Éste es el principal "culpable" del retardo que implica transferir bloques entre el disco y la memoria.

2. **Retardo rotacional (rd:** *rotational delay):* Una vez que la cabeza de lectura/escritura está sobre la pista correcta, el usuario debe esperar hasta que el principio del bloque deseado pase por debajo de la cabeza. En promedio, esto corresponde a la mitad del tiempo que tarda media revolución del disco, pero en realidad va desde el acceso inmediato (si el principio del bloque deseado ya está colocado bajo la cabeza de lectura/escritura justo al terminar la búsqueda) hasta una revolución completa del disco (si el principio del bloque requerido acababa de pasar debajo de la cabeza al terminar la búsqueda). Si la velocidad de rotación del disco es de *p* revoluciones por minuto (rpm), el retardo rotacional medio *rd* está dado por

   $$rd = (1/2)*(1/p) \text{ min} = (60*1000)/(2*p) \text{ mseg}$$

   Un valor representativo de *p* es 3600 rpm, lo que da un retardo rotacional de *rd* = 8.33 mseg. En el caso de los discos de cabeza fija, en los que el tiempo de búsqueda es despreciable, este componente provoca el mayor retardo al transferir un bloque de disco.

3. **Tiempo de transferencia de bloque** ***(btt:*** *block transfer time):* Una vez que la cabeza de lectura/escritura está al principio del bloque deseado, se requiere cierto tiempo para transferir los datos del bloque. Este tiempo de transferencia de bloque depende del tamaño del bloque, el tamaño de las pistas y la velocidad rotacional. Si la **velocidad de transferencia (tr:** *transfer rate)* del disco es *tr* bytes/mseg y el tamaño del bloque es B bytes, entonces

   $$btt = B/tr \text{ mseg}$$

   Si tenemos pistas de 50 Kbytes y *p* es 3600 rpm, la velocidad de transferencia en bytes/mseg es

   $$tr = (50*1000)1(60*1000/3600) = 3000 \text{ bytes/mseg}$$

En este caso, *btt* = B/3000 mseg, donde B es el tamaño del bloque en bytes.

El tiempo medio requerido para encontrar y transferir un bloque, dada su dirección, se estima con

$$(s + rd + btt) \text{ mseg}$$

Esto se cumple tanto para la lectura como para la escritura de un bloque. El principal método para reducir este tiempo consiste en transferir varios bloques que estén almacenados en una o más pistas del mismo cilindro; así, la búsqueda sólo se requiere para el primer bloque. Si queremos transferir consecutivamente *k* bloques *no contiguos* que están en el *mismo cilindro,* necesitaremos aproximadamente

$$s + (k * (rd + btt)) \text{ mseg}$$

En este caso, necesitaremos dos o más *buffers* en la memoria principal, porque estaremos leyendo o escribiendo continuamente los *k* bloques, como explicamos en la sección 4.3. El tiempo de transferencia por bloque se reduce aún más cuando se transfieren *bloques consecutivos* de la misma pista o cilindro. Esto elimina el retardo rotacional para todos los bloques, excepto el primero, de modo que la estimación para transferir le bloques consecutivos es

$$s + rd + (k * btt) \text{ mseg}$$

Una estimación más precisa para la transferencia de bloques consecutivos tiene en cuenta la separación entre bloques (véase la Sec. 4.2.1), que incluye la información que permite a la cabeza de lectura/escritura determinar cuál bloque está a punto de leer. Por lo regular, el fabricante del disco cita una **velocidad de transferencia masiva** *(btr: bulk transfer rate)* que considera el tamaño de dicha separación al leer bloques almacenados consecutivamente. Si el tamaño de la separación es G bytes, entonces

$$btr = (B/(B + G)) * tr \text{ bytes/mseg}$$

La velocidad de transferencia masiva es la velocidad con que se transfieren *bytes útiles* de los bloques de datos. La cabeza de lectura/escritura del disco debe pasar por todos los bytes de una pista conforme el disco gira, incluidos los bytes de las separaciones entre bloques, que contienen información de control pero no datos reales. Cuando se usa la velocidad de transferencia masiva, el tiempo requerido para transferir los datos útiles de un bloque, de entre varios bloques consecutivos, es *B/btr.* Así, el tiempo estimado para leer *k* bloques almacenados consecutivamente en el mismo cilindro se convierte en

$$s + rd + (k * (Blbtr)) \text{ mseg}$$

Otro parámetro de disco es el tiempo de reescritura. Éste nos sirve en casos en los que leemos un bloque del disco y lo colocamos en un almacenamiento intermedio de la memoria principal, actualizamos el almacenamiento intermedio y luego lo volvemos a escribir en el mismo bloque de disco en el que estaba almacenado antes. En muchos casos, el tiempo requerido para almacenar el almacenamiento intermedio en la memoria es menor que el requerido para que el disco efectúe una revolución completa. Si sabemos que el almacenamiento intermedio está listo para reescritura, el sistema puede mantener las cabezas del disco en la misma pista y reescribir el *buffer* actualizado en el bloque del disco durante la siguiente revolución. Debido a esto, el tiempo de reescritura T_w casi siempre se toma como el tiempo requerido para una revolución del disco:

$T_w = 2 * rd$ mseg

En síntesis, los parámetros que hemos analizado y los símbolos que usamos para denotarlos son:

tiempo de búsqueda: s mseg

retardo rotacional: *rd* mseg

tiempo de transferencia de bloque: *btt* mseg

tiempo de reescritura: T_w mseg

velocidad de transferencia: *tr* bytes/mseg

velocidad de transferencia masiva: *btr* bytes/mseg

tamaño de bloque: B bytes

tamaño de separación entre bloques: G bytes

APÉNDICE C

Comparación de modelos de datos y sistemas

En este apéndice compararemos de forma somera los diversos modelos de datos descritos en este libro y los sistemas de bases de datos que se fundan en dichos modelos. Compararemos las capacidades de representación de los modelos, sus lenguajes, sus estructuras de almacenamiento representativas y sus restricciones de integridad.

C.1 Comparación de las representaciones en los modelos de datos

Una diferencia importante entre las representaciones en los modelos de datos se refiere a la forma de representar los vínculos. En el *modelo relacionen,* las conexiones entre dos relaciones se representan mediante atributos de clave externa de una relación que hacen referencia a la clave primaria de otra relación. Las tupias individuales que tienen el mismo valor en los atributos de clave externa y clave primaria tienen un vínculo lógico, aunque no están conectadas físicamente. En el *modelo de red,* las conexiones 1:N entre dos tipos de registros se representan explícitamente con la construcción de tipo de conjuntos, y el SGBD conecta físicamente los registros vinculados en un ejemplar de conjunto.

Podemos decir que el modelo relacional emplea referencias *lógicas* o *simbólicas,* en tanto que el modelo de red usa *referencias físicas.* Podemos mantener las referencias lógicas en una base de datos de red —además de las referencias físicas— duplicando el campo clave del registro propietario en los registros miembro y usando los valores duplicados para especificar restricciones estructurales o para seleccionar automáticamente los conjuntos. Si esta duplicación se efectúa con todos los tipos de conjuntos, los tipos de registros del esquema de red se asemejarán a las relaciones correspondientes del esquema relacional. Por otro lado, si no duplicamos la clave propietaria en el registro miembro, el sistema no podrá verificar la validez de la pertenencia al conjunto; será obligación del usuario vincular físicamente los registros miembro a los ejemplares de conjunto, empleando las órdenes

CONNECT, DISCONNECT, RECONNECT o STORE. Esta última orden efectúa la vinculación cuando se especifica pertenencia a conjuntos AUTOMATIC.

El *modelo jerárquico* también representa los vínculos explícitamente, pero tiene limitaciones graves en comparación con el modelo de red. En tanto que en este último modelo un tipo de registros puede ser miembro de *cualquier cantidad* de tipos de conjuntos, en el modelo jerárquico sólo puede tener un padre real y un padre virtual. Esto crea problemas al modelar tipos de vínculos M : N y n-arios. Si un esquema contiene principalmente tipos de vínculos 1:N en la misma dirección, se le puede modelar naturalmente como una jerarquía; sin embargo, si hay muchos tipos de vínculos es difícil lograr una buena representación jerárquica sin duplicar algunos registros ni emplear apuntadores. Por esto, el modelo jerárquico suele considerarse inferior a los modelos relacional y de red en cuanto a su capacidad de modelado.

En los modelos *orientados a objetos* (OO), los vínculos suelen representarse mediante referencias a través del identificador de objeto (OID). Esto se parece un poco a las claves externas, excepto que se usan identificadores internos del sistema en vez de atributos definidos por el usuario. Los modelos OO manejan estructuras de objetos complejos empleando constructores de tupia, de lista, de conjunto, etc. Por añadidura, manejan la especificación de métodos y los mecanismos de herencia que permiten crear nuevas definiciones de clases a partir de las que ya existen. El *modelo relacional anidado* maneja la creación de relaciones estructuradas jerárquicamente además de las relaciones planas. En cierto sentido, las relaciones anidadas se asemejan al empleo de los constructores de tupias y de conjuntos de manera anidada, por lo que podemos considerar las capacidades de estructuración de las relaciones anidadas como un subconjunto de los constructores tipo OO.

En la tabla C.1 se compara la terminología empleada en los modelos ER, relacional, de red, jerárquico y OO. En la tabla C.2 se resume la transformación de los elementos ER a los de estos modelos.

C.2 Comparación de lenguajes de manipulación de datos

Hemos distinguido entre dos tipos de lenguajes de base de datos: lenguajes de alto nivel que operan sobre conjuntos de registros y lenguajes de bajo nivel que operan sobre un registro a la vez. Casi todos los lenguajes de base de datos de alto nivel están asociados al modelo relacional, en tanto que los modelos de red y jerárquico están asociados a lenguajes de bajo nivel de registro por registro. Por lo regular, los sistemas OO apoyan la programación objeto por objeto en un lenguaje de programación OO, además de contar con un lenguaje de consulta de alto nivel para seleccionar un subconjunto de objetos de una colección.

El *modelo relacional* cuenta con varios lenguajes de alto nivel. Las operaciones formales del álgebra relacional se aplican a conjuntos de tupias; una consulta se especifica mediante una *secuencia* de operaciones sobre relaciones. En el cálculo relacional, una sola expresión (y no una secuencia de operaciones) especifica una consulta; especificamos *qué* queremos obtener sin indicar *cómo* y en qué orden debe obtenerse. Por esto, se considera que el cálculo relacional está en un nivel declarativo más alto que el álgebra relacional. Los lenguajes comerciales para el modelo relacional — como SQL, QUEL y QBE — se basan primordialmente en el cálculo relacional. También incluyen recursos para manejar funciones agregadas, agrupar, ordenar, mantener tupias repetidas y efectuar aritmética, que no pertenecen al ámbito del álgebra o el cálculo relaciónales básicos. Casi todos los sistemas relaciónales permiten a los usuarios introducir consultas de manera directa e interactiva o incorporar las consultas en un lenguaje de programación.

Tabla C.2 Resumen de la transformación de los conceptos del modelo ER a los del relacional, de red, jerárquico y 00.

Concepto del modelo **ER**	Modelo relacional	Modelo de red	Modelo jerárquico	Modelo 00
Tipo de entidades	Como relación	Como tipo de registros	Como tipo de registros	Como clase
Tipo de entidades débiles	Como relación, pero con la clave primaria de la relación identificadora	Como tipo de registros miembro de un tipo de conjuntos que tiene al tipo de registros identificador como propietario (o como grupo repetitivo)	Como tipo de registros hijo del tipo de registros identificador	Como clase o como conjunto de tupias dentro de una clase **propietaria**
Tipo de vínculos 1:1	Incluye la clave primaria de una relación como clave externa de la otra, o las combina en una sola relación	Usa un tipo de conjuntos cuyos ejemplares estén restringidos a tener un registro miembro, o los combina en un solo tipo de registros	Usa un tipo de VPH cuyos ejemplares estén restringidos a tener un solo registro hijo, o los combina en un solo tipo de registros	Dos atributos de referencia que sean inversos; ambos son simples
Tipo de vínculos 1:N	Incluye la clave primaria de la relación del "lado 1" como clave externa en la relación del "lado N"	Emplea un tipo de conjuntos	Emplea un tipo de vínculos padre-hijo	Dos atributos de referencia que sean inversos; uno tiene valor de conjunto
Tipo de vínculos M : N	Establece una nueva relación que incluya como claves externas a las claves primarias de las relaciones participantes	Establece un tipo de registros de enlace y lo hace miembro de los tipos de conjuntos propiedad de los tipos de registros participantes	(a) Usa una sola jerarquía y registros repetidos (b) Usa múltiples jerarquías y tipos de VPHV	Ambos atributos de referencia tienen valor de conjunto; o como en el renglón que sigue
Tipo de vínculos n-ario	Igual que el M : N	Igual que el M : N	(a) Igual que el M : N (b) Hace al vínculo padre de una sola jerarquía y a los tipos de entidades participantes sus hijos	Crea una nueva clase conn referencias

Las órdenes de los DML *de red y jerárquico* que vimos son de bajo nivel porque buscan y obtienen registros individuales. Debemos usar un lenguaje de programación de aplicación general e incorporar las órdenes de bases de datos en el programa. En ambos lenguajes, el concepto de registro actual es crucial para interpretar el significado de las órdenes de DML, pues el efecto de la orden depende del registro actual. El DML del modelo de red utiliza indicadores de actualidad adicionales como el actual del tipo de conjuntos y el actual del tipo de registros, que también afectan el resultado de las órdenes de DML. Aunque estos conceptos de actualidad facilitan el acceso a los registros uno por uno, el programador debe conocer perfectamente la forma como las diferentes órdenes afectan los indicadores de actualidad para poder escribir programas correctos. Estas órdenes de registro por registro tienen su origen en las órdenes del procesamiento de archivos tradicional.

De lo anterior se desprende que el modelo relacional posee una ventaja clara en lo tocante a los lenguajes. Tanto los lenguajes formales como los comerciales asociados al modelo relacional son muy potentes y de alto nivel. La existencia de una norma SQL es otra gran ventaja, aunque dicha norma está en continua evolución. Los trabajos actuales sobre una norma SQL3 extienden el SQL.2 con características y estructuras orientadas a objetos. Varios SGBD de red y jerárquicos han implementado lenguajes de consulta de alto nivel que se asemejan a los lenguajes relaciónales y que pueden usarse con sus sistemas junto con las órdenes de DML tradicionales.

En los *sistemas* 00, el DML suele estar incorporado en algún lenguaje de programación 00, como C · · . Por ello, las estructuras de los objetos *persistentes* almacenados y de los objetos *transitorios* del lenguaje de programación casi siempre son compatibles. Este rasgo suele considerarse como una gran ventaja para integrar servicios de base de datos en sistemas de software complejos. Se han desarrollado lenguajes de consulta para bases de datos 00. Los trabajos sobre un modelo y lenguaje 00 estándar están avanzando, pero todavía no ha surgido una norma completa y detallada.

C.3 Comparación de estructuras de almacenamiento

En los capítulos 4 y 5 estudiamos algunas estructuras de almacenamiento que emplean los SGBD para almacenar físicamente la base de datos. Por mucho, la técnica actual más importante es la indización. Como vimos, hay una gran variedad de opciones para implementar índices, desde los árboles B· hasta los índices densos. También se están usando cada vez más técnicas de dispersión.

Para el *modelo relacional*, la técnica general consiste en implementar cada relación base como un archivo individual. Si el usuario no especifica ninguna estructura de almacenamiento, la mayor parte de los SGBD almacenarán las tupias como registros del archivo sin ningún orden. Muchos SGBD relaciónales permiten al usuario especificar dinámicamente para cada archivo un solo índice primario o de agrupamiento y cualquier cantidad de índices secundarios. El usuario se encarga de escoger los atributos sobre los cuales se crean los índices. Un número creciente de SGBD permiten especificar técnicas de dispersión como organización primaria para almacenar registros y también como estructuras de indización. En general, se recomienda crear índices (o atributos clave) para todos los atributos que se usarán con frecuencia en las condiciones de selección o de reunión. Los índices y claves de dispersión únicos también constituyen una técnica eficiente para imponer restricciones .de clave. Además, la mayor parte de los SGBD relaciónales permiten al usuario desechar índices dinámicamente.

Algunos SGBD relacionales ofrecen al usuario la opción de mezclar registros de varias relaciones base, cosa que resulta útil cuando lo usual es tener acceso a registros de más de una relación juntos. Este agrupamiento de registros coloca físicamente un registro de una relación seguido de los registros relacionados de otra relación de modo que éstos se puedan obtener de la manera más eficiente posible. Esto también suele hacerse en los sistemas jerárquicos y de red, que fueron los primeros en usar este tipo de estructuras.

El *modelo de red* casi siempre se implementa con apuntadores y listas circulares enlazadas (archivos de anillo). Casi todos los SGBD de red ofrecen además la opción de implementar algunos conjuntos con agrupamiento; esto es, con el registro propietario seguido físicamente de los registros miembro en cada ejemplar de conjunto. Este agrupamiento de los registros miembro junto a su registro propietario puede hacerse sólo para un tipo de conjuntos en el que un tipo de registros dado participe como miembro, porque sólo podemos agrupar físicamente los registros miembro con base en un solo tipo de vínculos lógicos 1:N. El tipo de conjuntos que se utilice con mayor frecuencia para tener acceso a los registros es el que se deberá usar para el agrupamiento físico. En muchos casos, también puede implementarse la indización o la dispersión según ciertos atributos de un tipo de registros sobre el archivo de anillo para tener acceso rápido a registros individuales de un cierto tipo.

El *modelo jerárquico* por lo regular se implementa con archivos jerárquicos, que conservan la secuencia jerárquica de la base de datos. Además están disponibles diversas opciones, como dispersión, indización y apuntadores, para tener acceso eficiente a registros individuales y a los registros relacionados con ellos. Casi todos los sistemas jerárquicos ofrecen muchas de estas opciones para "afinar" el rendimiento de un sistema de bases de datos.

Los *sistemas* OO proveen almacenamiento persistente para objetos de estructura compleja. Por lo regular emplean técnicas de indización para localizar las páginas de disco donde están almacenados los objetos. Estos suelen almacenarse como cadenas de bytes, y su estructura se reconstruye después de copiar en almacenamiento intermedio del sistema las páginas de disco que contienen el objeto. Varios sistemas OO —y relacionales— están usando alguna forma de arquitectura cliente-servidor.

C.4 Comparación de restricciones de integridad

Las restricciones del *modelo relacional* incluyen las de clave, las de integridad de entidades y las de integridad referencial. En la norma SQL2 están disponibles diferentes *opciones de comportamiento* para las claves externas, como PROPAGATE (propagar) y SET NULL (hacer nulo). También se puede utilizar aserciones generales para especificar otros tipos de restricciones. Así, el modelo relacional ha avanzado mucho respecto a sus versiones iniciales en cuanto a incorporar mecanismos útiles para imponer restricciones de integridad.

El *modelo jerárquico* incluye la restricción jerárquica inherente de que un tipo de registros sólo puede tener un padre real en una jerarquía. En los SGBD individuales existen otras restricciones; por ejemplo, IMS sólo permite un padre virtual para cada tipo de registros. No *hay un mecanismo* para imponer la consistencia entre registros repetidos; los programas de aplicación que actualizan la base de datos deben encargarse de imponerla. Es posible especificar restricciones de clave. La restricción implícita de que un registro hijo debe estar relacionado con un registro padre sí se hace cumplir; es más, los registros hijo se eliminan automáticamente cuando se elimina su padre o un antepasado.

Las restricciones del *modelo de red* incluyen opciones de retención en conjuntos, que especifican si todo registro miembro debe tener un propietario (MANDATORY o FIXED) o no (OPTIONAL). Los tipos de conjuntos automáticos para los que se especifica SET SELECTIONIS STRUCTURAL (la selección de conjuntos es estructural) igualan el campo clave de un propietario con un campo del registro miembro. Puede usarse la opción CHECK para especificar una restricción similar que se aplique a tipos de conjuntos no automáticos (MANUAL). Las restricciones de clave se especifican con la cláusula DUPLICATES NOT ALLOWED (no se permiten duplicados). De este modo, es posible especificar muchas restricciones estructurales sobre los tipos de vínculos en un SGBD de red. Desafortunadamente, no todos los SGBD de red actuales cuentan con estas características.

Las restricciones que se manejan en los *sistemas* OO varían de un sistema a otro. La filosofía de que las restricciones se deben especificar por procedimientos en los métodos, si bien es bastante general, dificulta determinar cuáles restricciones se especificaron y comprobar la consistencia de las restricciones. El mecanismo de vínculo inverso que manejan algunos sistemas OO constituye un buen principio para proveer algunas restricciones declarativas. Es posible que, conforme los modelos y sistemas de bases de datos OO maduren, incorporen más de las restricciones usuales, como sucedió con el modelo relacional.

Bibliografía selecta

Abreviaturas empleadas en la bibliografía

ACM: Association for Computing Machinery.

AFIPS: American Federation of Information Processing Societies.

CACM: Communications of the ACM (publicación periodica).

CIKM: Actas de la Conferencia internacional sobre gestión de información y conocimientos (International Conference on Information and Knowledge Management).

EDS: Actas de la Conferencia internacional sobre sistemas de bases de datos expertos (International Conference on Expert Database Systems).

ER Conference: Actas de la Conferencia internacional sobre el enfoque de entidad-vínculo (International Conference on Entity-Relationship Approach).

ICDE: Actas de la Conferencia internacional del IEEE sobre ingeniería de datos (IEEE International Conference on Data Engineering).

IEEE: Institute of Electrical and Electronics Engineers.

IEEE Computer: Computer magazine (publicación periódica) de la IEEE CS.

IEEE CS: IEEE Computer Society.

IFIP: International Federation for Information Processing.

JACM: Journal of the ACM.

NCC: Actas de la National Computer Conference (publicadas por AFIPS).

OOPSLA: Actas de la Conferencia sobre sistemas, lenguajes y aplicaciones de programación orientada a objetos de la ACM (ACM Conference on Object-Oriented Programming Systems, Languages and Applications).

PODS: Actas del Simposio sobre principios de los sistemas de bases de datos de la ACM (ACM Symposium on Principles of Database Systems).

SIGMOD: Actas de la Conferencia internacional ACM SIGMOD sobre gestión de datos (ACM SIGMOD International Conference on Management of Data).

TKDE: IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering (publicación periódica).

TOCS: ACM Transactions on Computer Systems (publicación periódica).

TODS: ACM Transactions on Database Systems (publicación periódica).

TOOIS: ACM Transactions on Office Information Systems (publicación periódica).

TSE: IEEE Transactions on Software Engineering (publicación periódica).

VLDB: Actas de la Conferencia internacional sobre bases de datos muy grandes (International Conference on Very Large Data Bases). (Los números posteriores a 1981 se pueden obtener de Morgan Kaufmann, Menlo Park, California).

Formato de las citas bibliográficas

Los títulos de libros aparecen en negritas; por ejemplo, **Datábase Computers.** Los nombres de actas de conferencias aparecen en cursivas; por ejemplo, NCC o *Proceedings ofthe* ACM *Pacific Conférence.* Los nombres de publicaciones periódicas aparecen en negritas; por ejemplo, TODS o **Information Systems.** En el caso de citas de publicaciones periódicas, damos el volumen y el número (dentro del volumen, si lo hay) así: volumen:número, y la fecha de publicación. Por ejemplo "TODS, 3:4, diciembre de 1978" se refiere al número de diciembre de 1978 de ACM Transactions on Datábase Systems, que es el volumen 3* número 4. Los artículos que aparecen en libros o actas de conferencias y que se citan individualmente en la bibliografía se indican con la palabra "en" seguida de là referencia; por ejemplo, "en VLDB [1978]" o "en Rustin [1974]". En el caso de citas con más de cuatro autores daremos sólo el primer autor seguido de *et al.* En las secciones de bibliografía selecta al final de cada capítulo usamos *et al.* si se trataba de más de dos autores. Todos los nombres de autores se dan con *una sola inicial* (por ejemplo, Codd, E. en vez de Codd, E.F.).

Referencias bibliográficas

Abott, R. y Garcia-Molina, H. [1989] "Scheduling Real-Time Transactions with Disk Resident Data", en VLDB [1989].

Abiteboul, S. y Kanellakis, E [1989] "Object Identity as a Query Language Primitive", en SIGMOD [1989].

Abrial, J. [1974] "Data Semantics", en Klimbie y Koffeman [1974].

Adam, N. y Gongopadhyay, A. [1993] "Integrating Functional and Data Modeling in a Computer Integrated Manufacturing System", en ICDE [1993].

Afsarmanesh, H., McLeod, D., Knapp, D. y Parker, A. [1985] "An Extensible Object-Oriented Approach to Databases for VLSI/CAD", en VLDB [1985].

Agrawal, D. y ElAbbadi, A. [1990] "Storage Efficient Replicated Databases", **TKDE,** 2:3, septiembre de 1990.

Agrawal, R. y Gehani, N. [1989] "ODE: The Language and the Data Model", en SIGMOD [1989].

Agrawal, R., Gehani, H. y Srinivasan,]. [1990] "OdeView: The Graphical Interface to Ode", en SIGMOD [1990].

Ahad, R. y Basu, A. [1991] "ESQL: A Query Language for the Relational Model Supporting Image Domains", en ICDE [1991].

Ahmed, R. y Navathe, S. [1991] "Version Management of Composite Objects in CAD Databases", en SIGMOD [1991].

Aho, A., Beeri, C. y Ullman,]. [1979] "The Theory of Joins in Relational Databases", **TODS,** 4:3, septiembre de 1979.

Aho, A., Sagiv, Y. y Ullman, J. [1979a] "Efficient Optimization of a Class of Relational Expressions", **TODS,** 4:4, diciembre de 1979.

Aho, A. y Ullman, J. [1979] "Universality of Data Retrieval Languages", *Proceedings ofthe POPL Conference,* San Antonio, Texas, ACM, 1979.

Akí, S. [1983] "Digital Signatures: A Tutorial Survey", **IEEE** Computer, 16:2, febrero de 1983.

Alashqur, A., Su, S. y Lam, H. [1989] "OQL: A Query Language for Manipulating Object-Oriented Databases", en VLDB [1989].

Albano, A., Cardelli, L. y Orsini, R. [1985] "GALILEO: A Strongly-Typed Interactive Conceptual Language", **TODS,** 10:2, junio de 1985.

Albano, A., de Antonellis, V. y di Leva, A. (editores) [1985a] **Computer-Aided Database Design: The DATAID Project,** North-Holland, 1985.

Allen^ F., Loornis, M. y Mannino, M. [1982] "The Integrated Dictionary/Directory System", **ACM Computing Surveys,** 14:2, junio de 1982.

Andrews, T. y Harris, C. [1987] "Combining Language and Database Advances in an Object-Oriented Development Environment", OÖPSLA, 1987.

ANSI [1975] American National Standards Institute Study Group on Data Base Management Systems: Interim Report, FDT, 7:2, ACM, 1975.

ANSI [1986] American National Standards Institute: The Database Language SQL, documento ANSI X3.135, 1986.

ANSI [1986a] American National Standards Institute: The Database Language NDL, documento ANSI X3.133, 1986.

ANSI [1989] American National Standards Institute: Information Resource Dictionary Systems, documento ANSI X3.138, 1989.

Anwar, T, Beck, H. y Navathe, S. [1992] "Knowledge Mining by Imprecise Querying: A Classification Based Approach", en ICDE [1992].

Apers, P., Hevner, A. y Yao, S. [1983] "Optimization Algorithms for Distributed Queries", **TSE,** 9:1, enero de 1983.

Armstrong, W. [1974] "Dependency Structures of Data Base Relationships", *Proceedings of the IFIP Congress,* 1974.

Astrahan, M. *et al* [1976] "System R: A Relational Approach to Data Base Management", **TODS,** 1:2, junio de 1976.

Atkinson, M. y Buneman, P. [1987] "Types and Persistence in Database Programming Languages", en **ACM Computing Surveys,** 19:2, junio de 1987.

Atre, S. [1980] **Structured Techniques for Design, Performance and Management,** Wiley, 1980.

Atzeni, P. y De Antonellis, V. [1993] **Relational Database Theory,** Benjamin/Cummings, 1993.

Bachman, C. [1969] "Data Structure Diagrams", **Data Base** (Bulletin of ACM SIGFIDET), 1:2, marzo de 1969.

Bachman, C. [1973] "The Programmer as a Navigator", **CACM,** 16:1, noviembre de 1973.

Bachman, C. [1974] "The Data Structure Set Model", en Rustin [1974].

Bachman, C. y Williams, S. [1964] "A General Purpose Programming System for Random Access Memories", *Proceedings of the Fall joint Computer Conference,* AFIPS, 26, 1964.

Badai, D. y Popek, G. [1979] "Cost and Performance Analysis of Semantic Integrity Validation Methods", en SIGMOD [1979].

Badrinath, B. y Ramamiritham, K. [1992] "Semantics-Based Concurrency Control: Beyond Commutativity", **TODS,** 17:1, marzo de 1992.

Baeza-Yates, R. y Larson, P. [1989] "Performance of B-trees With Partial Expansions", **TKDE,** 1:2, junio de 1989.

Bancilhon, F. y Buneman, P. (editores) [1990] **Advances in Database Programming Languages,** ACM Press, 1990.

Bancilhon, F., Maier, D., Sagiv, Y. y Ullman, J. [1986] "Magic sets and other strange ways to implement logic programs", PODS [1986].

Bancilhon, F. y Ramakrishnan, R. [1986] "An Amateur's Introduction to Recursive Query Processing Strategies", en SIGMOD [1986].

Banerjee, **J.** *et al* [1987] "Data Model Issues for Object-Oriented Applications", **TOOIS,** 5:1, enero de 1987.

Banerjee,]., Kim, W, Kim, H. y Korth, H. [1987a] "Semantics and Implementation of Schema Evolution in Object-Oriented Databases", en SIGMOD [1987].

Baroody, A. y DeWitt, D. [1981] "An Object-Oriented Approach to Database System Implementation", **TODS,** 6:4, diciembre de 1981.

Barsalou, T, Siambela, N., Keller, A. y Wiederhold, G. [1991] "Updating Relational Databases Through Object-Based Views", en SIGMOD [1991].

Bassiouni, M. [1988] "Single-Site and Distributed Optimistic Protocols for Concurrency Control", **TSE,** 14:8, agosto de 1988.

Batini, C, Ceri, S. y Navathe, S. [1992] **Database Design: An Entity-Relationship Approach,** Benjamin/Cummings, 1992. (Existe versión en español por Addison-Wesley Iberoamericana.)

Batini, C, Lenzerini, M. y Navathe, S. [1986] "A Comparative Analysis of Methodologies for Database Schema Integration", **ACM Computing Surveys,** 18:4, diciembre de 1986.

Batory, D. y Buchmann, A. [1984] "Molecular Objects, Abstract Data Types, and Data Models: A Framework", en VLDB [1984].

Batory, D. *et al* [1988] "GENESIS: An Extensible Database Management System", **TSE,** 14:11, noviembre de 1988.

Bayer, R., Graham, M. y Seegmuller, G. (editores) [1978] **Operating Systems: An Advanced Course,** Springer-Verlag, 1978.

Bayer, R. y McCreight, E. [1972] "Organization and Maintenance of Large Ordered Indexes", **Acta Informática,** 1:3, febrero de 1972.

Beck, H., Anwar, T. y Navathe, S. [1993] "A Conceptual Clustering Algorithm for Database Schema Design", **TKDE,** en prensa.

Beck, H., Gala, S. y Navathe, S. [1989] "Classification as a Query Processing Technique in the CANDIDE Semantic Data Model", en ICDE [1989],

Beeri, C, Fagin, R. y Howard, J. [1977] "A Complete Axiomatization for Functional and Multivalued Dependencies", en SIGMOD [1977].

Beeri, C. y Ramakrishnan, R. [1987] "On the Power of Magic", en PODS [1987].

Ben-Zvi,]. [1982] "The Time Relational Model", tesis de doctorado, University of California, Los Angeles, 1982.

Berg, B. y Rooth, J. [1989] **Software for Optical Disk,** Meckler, 1989.

Bernstein, R [1976] "Synthesizing Third Normal Form Relations from Functional Dependencies", **TODS,** 1:4, diciembre de 1976.

Bernstein, R, Blaustein, B. y Clarke, E. [1980] "Fast Maintenance of Semantic Integrity Assertions Using Redundant Aggregate Data", en VLDB [1980].

Bernstein, P. y Goodman, N. [1980] "Timestamp-Based Algorithms for Concurrency Control in Distributed Database Systems", en VLDB [1980].

Bernstein, E y Goodman, N. [1981] "The Power of Natural Semijoins", **SIAM Journal of Computing,** 10:4, diciembre de 1981.

Bernstein, R y Goodman, N. [1981a] "Concurrency Control in Distributed Database Systems", **ACM Computing Surveys,** 13:2, junio de 1981.

Bernstein, E y Goodman, N. [1984] "An Algorithm for Concurrency Control and Recovery in Replicated Distributed Databases", **TODS,** 9:4, diciembre de 1984.

Bernstein, E, Hadzilacos, V. y Goodman, N. [1988] **Concurrency Control and Recovery in Database Systems,** Addison-Wesley, 1988.

Bertino, E. [1992] "Data Hiding and Security in Object-Oriented Databases", en ICDE [1992].

Bertino, E., Negri, M., Pelagatti, G. y Sbatella, L. [1992] "Object-Oriented Query Languages: The Notion and the Issues", **TKDE,** 4:3, junio de 1992.

Bertino, E. y Kim, W. [1989] "Indexing Techniques for Queries on Nested Objects", **TKDE,** 1:2, junio de 1989.

Bertino, E., Rabbitti, F. y Gibbs, S. [1988] "Query Processing in a Multimedia Environment", **TOIS,** 6, 1988.

Bhargava, B. (editor) [1987] **Concurrency and Reliability in Distributed Systems,** Van Nostrand Reinhold, 1987.

Bhargava, B. y Helal, A. [1993] "Efficient Reliability Mechanisms in Distributed Database Systems", CIKM, noviembre de 1993.

Bhargava, B. y Reidl, J. [1988] "A Model for Adaptable Systems for Transaction Processing", en ICDE [1988].

Biliris, A. [1992] "The Performance of Three Database Storage Structures for Managing Large Objects", en SIGMOD [1992].

Biller, H. [1979] "On the Equivalence of Data Base Schemas – A Semantic Approach to Data Translation", **Information Systems,** 4:1, 1979.

Bj'ork, A. [1973] "Recovery Scenario for a DB/DC System", *Proceedings of the* ACM *National Conference,* 1973.

Bjorner, D. y Lovengren, H. [1982] "Formalization of Database Systems and a Formal Definition of IMS", en VLDB [1982].

Blakeley, J., Coburn, N. y Larson, E [1989] "Updated Derived Relations: Detecting Irrelevant and Autonomously Computable Updates", **TODS,** 14:3, septiembre de 1989.

Blakeley, J. y Martin, N. [1990] "Join Index, Materialized View, and Hybrid-Hash Join: A Performance Analysis", en ICDE [1990].

Blankinship, R., Hevner, A. y Yao, S. [1991] "An Iterative Method for Distributed Database Design", en VLDB [1991].

Blasgen, M. y Eswaran, K. [1976] "On the Evaluation of Queries in a Relational Database System", **IBM Systems Journal,** 16:1, enero de 1976.

Blasgen, M. *et al.* [1981] "System R: An Architectural Overview", **IBM Systems Journal,** 20:1, enero de 1981.

Bleier, R. y Vorhaus, A. [1968] "File Organization in the SDC TDMS", *Proceedings of the* IFIP *Congress,* 1968.

Bocca, J. [1986] "EDUCE – A Marriage of Convenience: Prolog and a Relational DBMS", *Proceedings of the Third International Conference on Logic Programming,* Springer-Verlag, 1986.

Bocca, J. [1986a] "On the Evaluation Strategy of EDUCE", en SIGMOD [1986].

Bodorick, R, Riordon, J. y Pyra, J. [1992] "Deciding on Correct Distributed Query Processing", **TKDE,** 4:3, junio de 1992.

Borgida, A., Brachman, R., McGuiness, D. y Resnick, L. [1989] "CLASSIC: A Structural Data Model for Objects", en SIGMOD [1989].

Borkin, S. [1978] "Data Model Equivalence", en VLDB [1978].

Bouzeghoub, M. y Metais, E. [1991] "Semantic Modelling of Object-Oriented Databases", en VLDB [1991].

Boyce, R, Chamberlin, D., King, W. y Hammer, M. [1975] "Specifying Queries as Relational Expressions", **CACM,** 18:11, noviembre de 1975.

Bracchi, G., Paolini, B y Pelagatti, G. [1976] "Binary Logical Associations in Data Modelling", en Nijssen [1976].

Bracchi, G. y Pernici, B. [1984] "The Design Requirements of Office Systems", **TOOIS,** 2:2, abril de 1984.

Bracchi, G. y Pernici, B. [1987] "Decision Support in Office Information Systems", en Holsapple y Whinston [1987].

Brachman, R. y Levesque, H. [1984] "What Makes a Knowledge Base Knowledgeable? A View of Databases from the Knowledge Level", en EDS [1984].

Bradley, J. [1978] "An Extended Owner-Coupled Set Data Model and Predicate Calculus for Database Management", **TODS,** 3:4, diciembre de 1978.

Bray, O. [1988] **Computer Integrated Manufacturing – The Data Management Strategy,** Digital Press, 1988.

Breitbart, Y, Silberschatz, A. y Thompson, G. [1990] "Reliable Transaction Management in a Multibase System", en SIGMOD [1990].

Brodie, M. y Mylopoulos, J. (editores) [1985] **On Knowledge Base Management Systems,** Springer-Verlag, 1985.

Brodie, M., Mylopoulos, J. y Schmidt, J. (editores) [1984] **On Conceptual Modeling,** Springer-Verlag, 1984.

Brosey, M. y Schneiderman, B. [1978] "Two Experimental Comparisons of Relational and Hierarchical Database Models", **International Journal of Man-Machine Studies,** 1978.

Bry, F. [1990] "Query Evaluation in Recursive Databases: Bottom-up and Top-down Reconciled", **TKDE,** 2, 1990.

Bubenko, J., Berild, S., Lindercrona-Ohlin, E. y Nachmens, S. [1976] "From Information Requirements to DBTG Data Structures", *Proceedings of the* ACM SIGMOD/SIGPLAN *Conference on Data Abstraction,* 1976.

Bubenko, J., Langefors, B. y Solvberg, A. (editores) [1971] **Computer-Aided Information Systems Analysis and Design,** Studentlitteratur, Lund, Suecia, 1971.

Bukhres, O. [1992] "Performance Comparison of Distributed Deadlock Detection Algorithms", en ICDE [1992].

Buneman, E y Frankel, R. [1979] "FQL: A Functional Query Language", en SIGMOD [1979].

Bush, V [1945] "As We May Think", *The Atlantic Monthly,* 176:1, enero de 1945 (reimpreso en Kochen, M. (editor) **The Growth of Knowledge,** Wiley, 1967).

Cammarata, S., Ramachandra, E y Shane, D. [1989] "Extending a Relational Database with Deferred Referential Integrity Checking and Intelligent Joins", en SIGMOD [1989].

Campbell, D., Embley, D. y Czejdo, B. [1985] "A Relationally Complete Query Language for the Entity-Relationship Model", en ER Conference [1985].

Cardenas, A. [1985] **Data Base Management Systems,** segunda edition, Allyn and Bacon, 1985.

Carey, M. *et al.* [1986] "The Architecture of the EXODUS extensible DBMS", en Dittrich y Dayal [1986].

Carey, M., De Witt, D, Richardson, J. y Shekita, E. [1986a] "Object and File Management in the EXODUS Extensible Database System", en VLDB [1986].

Carey, M., DeWitt, D. y Vandenberg, S. [1988] "A Data Model and Query Language for Exodus", en SIGMOD [1988].

Carey, M., Franklin, M., Livny, M. y Shekita, E. [1991] "Data Caching Tradeoffs in Client-Server DBMS Architectures", en SIGMOD [1991].

Carlis, J. [1986] "HAS, a Relational Algebra Operator or Divide Is Not Enough to Conquer", en ICDE [1986].

Carlis, J. y March, S. [1984] "A Descriptive Model of Physical Database Design Problems and Solutions", en ICDE [1984].

Casanova, M., Fagin, R. y Papadimitriou, C. [1981] "Inclusion Dependencies and Their Interaction with Functional Dependencies", PODS, 1981.

Casanova, M., Furtado, A. y Tuchermann, L. [1991] "A Software Tool for Modular Database Design", **TODS,** 16:2, junio de 1991.

Casanova, M., Tuchermann, L, Furtado, A. y Braga, A. [1989] "Optimization of Relational Schemas Containing Inclusion Dependencies", en VLDB [1989].

Casanova, M. y Vidal, V [1982] "Toward a Sound View Integration Method", PODS, 1982.

Cattell, R. y Skeen, J. [1992] "Object Operations Benchmark", **TODS,** 17:1, marzo de 1992.

Ceri, S. (editor) [1983] **Methodology and Tools for Database Design,** North-Holland, 1983.

Ceri, S., Gottlob, G. y Tanca, L. [1990] **Logic Programming and Databases,** Springer-Verlag, 1990.

Ceri, S., Navathe, S. y Wiederhold, G. [1983] "Distribution Design of Logical Database Schemas", **TSE,** 9:4, julio de 1983.

Ceri, S., Negri, M. y Pelagatti, G. [1982] "Horizontal Data Partitioning in Database Design", en SIGMOD [1982].

Ceri, S. y Owicki, S. [1983] "On the Use of Optimistic Methods for Concurrency Control in Distributed Databases", *Proceedings of the Sixth Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks,* febrero de 1983.

Ceri, S. y Pelagatti, G. [1984] "Correctness of Query Execution Strategies in Distributed Databases", **TODS,** 8:4, diciembre de 1984.

Ceri, S. y Pelagatti, G. [1984a] **Distributed Databases: Principles and Systems,** McGraw-Hill, 1984.

Ceri, S. y Tanka, L. [1987] "Optimization of Systems of Algebraic Equations for Evaluating Datalog Queries", en VLDB [1987].

Cesarini, F. y Soda, G. [1991] "A Dynamic Hash Method With Signature", **TODS,** 16:2, junio de 1991.

Chakravarthy, S. [1990] "Active Database Management Systems: Requirements, State-of-the-Art, and an Evaluation", en ER Conference [1990].

Chakravarthy, S. [1991] "Divide and Conquer: A Basis for Augmenting a Conventional Query Optimizer with Multiple Query Processing Capabilities", en ICDE [1991].

Chakravarthy, S. et *al* [1989] "HiPAC: A Research Project in Active, Time Constrained Database Management", Final Technical Report, XAIT-89-02, Xerox Advanced Information Technology, agosto de 1989.

Chakravarthy, S., Karlapalem, K., Navathe, S. y Tanaka, A. [1993] "Database Supported Cooperative Problem Solving", en **International Journal of Intelligent Co-operative Information Systems,** 2:3, septiembre de 1993.

Chakravarthy, U, Grant,]. y Minker, J. [1990] "Logic-Based Approach to Semantic Query Optimization", **TODS,** 15:2, junio de 1990.

Chalmers, M. y Chitson, R [1992] "Bead: Explorations in Information Visualization", *Proceedings of the* ***ACM SIG1R*** *International Conference,* junio de 1992.

Chamberlin, D. y Boyce, R. [1974] "SEQUEL: A Structured English Query Language", en SIGMOD [1974].

Chamberlin, D. *et al* [1976] "SEQUEL 2: A Unified Approach to Data Definition, Manipulation and Control", **IBM Journal of Research and Development,** 20:6, noviembre de 1976.

Chamberlin, D. et *al* [1981] "A History and Evaluation of System R", **CACM,** 24:10, octubre de 1981.

Chan, C , Ooi, B. y Lu, H. [1992] "Extensible Buffer Management of Indexes", en VLDB [1992].

Chandy, K., Browne,]., Dissley, C. y Uhrig, W. [1975] "Analytical Models for Rollback and Recovery Strategies in Database Systems", **TSE** 1:1, marzo de 1975.

Chang, C. [1981] "On the Evaluation of Queries Containing Derived Relations in a Relational Data Base", en Gallaire *et al* [1981].

Chang, C. y Walker, A. [1984] "PROSQL: A Prolog Programming Interface with SQL/DS", en EDS [1984].

Chang, E. y Katz, R. [1989] "Exploiting Inheritance and Structure Semantics for Effective Clustering and Buffering in Object-Oriented Databases", en SIGMOD [1989].

Chang, N. y Fu, K. [1981] "Picture Query Languages for Pictorial Databases", **IEEE Computer,** 14:11, noviembre de 1981.

Chang, E y Myre, W. [1988] "OS/2 EE Database Manager: Overview and Technical Highlights", **IBM Systems Journal,** 27:2, 1988.

Chang, S., Lin, B. y Walser, R. [1979] "Generalized Zooming Techniques for Pictorial Database Systems", NCC, AFIPS, 48,1979.

Chen, M. y Yu, R [1991] "Determining Beneficial Semijoins for a Join Sequence in Distributed Query Processing", en ICDE [1991].

Chen, R [1976] "The Entity Relationship Model—Toward a Unified View of Data", **TODS,** 1:1, marzo de 1976.

Chen, Q. y Kambayashi, Y. [1991] "Nested Relation Based Database Knowledge Representation", en SIGMOD [1991].

Cheng, J. [1991] "Effective Clustering of Complex Objects in Object-Oriented Databases", en SIGMOD [1991].

Childs, D. [1968] "Feasibility of a Set Theoretical Data Structure— A General Structure Based on a Reconstituted Definition of Relation", *Proceedings of the* ***IF1P*** *Congress,* 1968.

Chimenti, D. *et al* [1987] "An Overview of the LDL System", MCC Technical Report #ACA-ST-370-87, Austin, Texas, noviembre de 1987.

Chimenti, D. et *al* [1990] "The LDL System Prototype", **TKDE,** 2:1, marzo de 1990.

Chin, F. [1978] "Security in Statistical Databases for Queries with Small Counts", **TODS,** 3:1, marzo de 1978.

Chin, F. y Ozsoyoglu, G. [1981] "Statistical Database Design", **TODS,** 6:1, marzo de 1981.

Chou, H. y Kim, W. [1986] "A Unifiying Framework for Version Control in a CAD Environment", en VLDB [1986].

Christodoulakis, S. *et al* [1984] "Development of a Multimedia Information System for an Office Environment", en VLDB [1984].

Christodoulakis, S. y Faloutsos, C. [1986] "Design and Performance Considerations for an Optical Disk-Based Multimedia Object Server", **IEEE Computer,** 19:12, diciembre de 1986.

Chu, W. y Hurley, R [1982] "Optimal Query Processing for Distributed Database Systems", **IEEE Transactions on Computers,** 31:9, septiembre de 1982.

Ciborra, C, Migliarese, R y Romano, R [1984] "A Methodological Inquiry of Organizational Noise in Socio Technical Systems", **Human Relations,** 37:8, 1984.

Claybrook, B. [1983] **File Management Techniques,** Wiley, 1983.

Claybrook, B. [1992] **OLTP: OnLine Transaction Processing Systems,** Wiley, 1992.

Clifford, J. y Tansel, A. [1985] "On an Algebra for Historical Relational Databases: Two Views", en SIGMOD [1985].

CODASYL [1978] Data Description Language Journal of Development, Canadian Government Publishing Centre, 1978.

Codd, E. [1970] "A Relational Model for Large Shared Data Banks", CACM, 13:6, junio de 1970.

Codd, E. [1971] "A Data Base Sublanguage Founded on the Relational Calculus", *Proceedings of the* ACM SIGFIDET *Workshop on Data Description, Access and Control,* noviembre de 1971.

Codd, E. [1972] "Relational Completeness of Data Base Sublanguages", en Rustin [1972].

Codd, E. [1972a] "Further Normalization of the Data Base Relational Model", en Rustin [1972].

Codd, E. [1974] "Recent Investigations In Relational Database Systems", *Proceedings of the* ***IFIP*** *Congress,* 1974.

Codd, E. [1978] "How About Recently? (English Dialog with Relational Data Bases Using Rendezvous Version 1)", en Shneiderman [1978].

Codd, E. [1979] "Extending the Database Relational Model to Capture More Meaning", **TODS,** 4:4, diciembre de 1979.

Codd, E. [1982] "Relational Database: A Practical Foundation for Productivity", CACM, 25:2, diciembre de 1982.

Codd, E. [1985] "Is Your DBMS Really Relational?" y "Does Your DBMS Run By the Rules", COMPUTER WORLD, 14 de octubre y 21 de octubre de 1985.

Codd, E. [1986] "An Evaluation Scheme for Database Management Systems That Are Claimed to be Relational", en ICDE [1986].

BIBLIOGRAFÍA SELECTA

Codd, E. [1990] **Relational Model for Data Management-Version 2,** Addison-Wesley, 1990.

Comer, D. [1979] "The Ubiquitous B-tree", **ACM Computing Surveys,** 11:2, junio de 1979.

Cornelio, A. y Návathe, S. [1993] "Applying Active Database Models for Simulation", en *Proceedings of 1993 Winter Simulation Conference,* Los Angeles, IEEE, diciembre de 1993.

Cruz, I. [1992] "Doodle: A Visual Language for Object-Oriented Databases", en SIGMOD [1992].

Curtice, R. [1981] "Data Dictionaries: An Assessment of Current Practice and Problems", en VLDB [1981].

Czejdo, B., Elmasri, R., Rusinkiewicz, M. y Embley, D. [1987] "An Algebraic Language for Graphical Query Formulation Using an Extended Entity-Relationship Model", *Proceedings of the* ACM *Computer Science Conference,* 1987.

Dahl, R. y Bubenko, J. [1982] "IDBD: An Interactive Design Tool for CODASYL DBTG Type Databases", en VLDB [1982].

Dahl, V. [1984] "Logic Programming for Constructive Database Systems", en EDS [1984].

Date, C. [1983] **An Introduction to Database Systems,** vol. 2, Addison-Wesley, 1983.

Date, C. [1983a] "The Outer Join", *Proceedings of the Second International Conference on Databases* (IOCD-2), 1983.

Date, C. [1984] "A Critique of the SQL Database Language", **ACM SIGMOD Record,** 14:3, noviembre de 1984.

Date, C. [1990] An **Introduction to Database Systems,** vol. 1,5a. ed., Addison-Wesley, 1990. (Existe versión en español por Addison-Wesley Iberoamericana.)

Date, C. y White, C. [1988] **A Guide to SQL/DS,** Addison-Wesley, 1988.

Date, C. y White, C. [1989] **A Guide to DB2,** 3a. ed., Addison-Wesley, 1989.

Davies, C. [1973] "Recovery Semantics for a OB/DC System", *Proceedings of the* **ACM** *National Conference,* 1973.

Dayal, U. y Bernstein, R [1978] "On the Updatability of Relational Views", en VLDB [1978].

Dayal, U , Hsu, M. y Ladin, R. [1991] "A Transaction Model for Long-Running Activities", en VLDB [1991].

Dayal, U. *et al* [1987] "PROBE Final Report", Technical Report CCA-87-02, Computer Corporation of America, diciembre de 1987.

DBTG [1971] Report of the CODASYL Data Base Task Group, ACM, abril de 1971.

Delcambre, L , Lim, B. y Urban, S. [1991] "Object-Centered Constraints", en ICDE [1991].

DeMarco, T. [1979] **Structured Analysis and System Specification,** Prentice-Hall Yourdon Inc., 1979.

DeMichiel, L. [1989] "Performing Operations Over Mismatched Domains", en ICDE [1989].

Denning, D. [1980] "Secure Statistical Databases with Random Sample Queries", **TODS,** 5:3, septiembre de 1980.

Denning, D. y Denning, R [1979] "Data Security", **ACM Computing Surveys,** 11:3, septiembre de 1979.

Devor, C. y Weeldreyer, j. [1980] "DDTS: A Testbed for Distributed Database Research", *Proceedings of the* A C M *Pacific Conference,* 1980.

DeWitt, D. *et al* [1984] "Implementation Techniques for Main Memory Databases", en SIGMOD [19841.

DeWitt, D. *et al* [1990] "The Gamma Database Machine Project", **TKDE,** 2:1, marzo de 1990.

DeWitt, D., Futtersack, R, Maier, D. y Velez, F. [1990] "A Study of Three Alternative Workstation Server Architectures for Object-Oriented Database Systems", en VLDB [1990].

Diffie, W y Hellman, M. [1979] "Privacy and Authentication", **Proceedings of the IEEE,** 67:3, marzo de 1979.

Dittrich, K. [1986] "Object-Oriented Database Systems: The Notion and the Issues", en Dittrich y Dayal [1986].

Dittrich, K. y Dayal, U. (editores) [1986] *Proceedings of the International Workshop on Object-Oriented Database Systems,* IEEE CS, Pacific Grove, California, septiembre de 1986.

Dittrich, K., Kotz, A. y Mulle, J. [1986] "An Event/Trigger Mechanism to Enforce Complex Consistency Constraints in Design Databases", en SIGMOD Record, 15:3, 1986.

Dodd, G. [1969] "APL—A Language for Associative Data Handling in PL/1", *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference,* AFIPS, 29, 1969.

Dodd, G. [1969a] "Elements of Data Management Systems", **ACM Computing Surveys,** 1:2, junio de 1969.

Dos Santos, C, Neuhold, E. y Furtado, A. [1979] "A Data Type Approach to the Entity-Relationship Model", en ER Conference [1979].

Du, D. y Tong, S. [1991] "Multilevel Extendible Hashing: A File Structure for Very Large Databases", **TKDE,** 3:3, septiembre de 1991.

Du, H. y Ghanta, S. [1987] "A Framework for Efficient IC/VLSI CAD Databases", en ICDE [1987].

Dumas, R *et al* [1982] "MOBILE-Burotique: Prospects for the Future", en Naffah [1982].

Dumpala, S. y Arora, S. [1983] "Schema Translation Using the Entity-Relationship Approach", en ER Conference [1983].

Dwyer, S. *et al* [1982] "A Diagnostic Digital Imaging System", *Proceedings of the* **IEEE CS** *Conference on Pattern Recognition and Image Processing,* junio de 1982.

Eastman, C. [1981] "Database Facilities for Engineering Design", **Proceedings of the IEEE,** 69:10, octubre de 1981.

EDS [1984] **Expert Database Systems,** Kerschberg, L. (editor), *(Proceedings of the First International Workshop on Expert Database Systems,* Kiawah Island, Carolina del Sur, octubre de 1984), Benjamin/Cummings, 1986.

EDS [1986] **Expert Database Systems,** Kerschberg, L. (editor), *(Proceedings of the First International Conference on Expert Database Systems,* Charleston, Carolina del Sur, abril de 1986), Benjamin/Cummings, 1987.

EDS [1988] **Expert Database Systems,** Kerschberg, L. (editor), *(Proceedings of the Second International Conference on Expert Database Systems,* Tysons Corner, Virginia, abril de 1988), Benjamin/Cummings, (en prensa).

Eick, C. y Lockemann, R [1985] "Acquisition of Terminological Knowledge Using Database Design Techniques", en SIGMOD [1985].

Eick, C. [1991] "A Methodology for the Design and Transformation of Conceptual Schemas", en VLDB [1991].

ElAbbadi, A.yToueg, S. [1988] "The Group Paradigm for Concurrency Control", en SIGMOD [1988].

ElAbbadi, A. y Toueg, S. [1989] "Maintaining Availability in Partitioned Replicated Databases", **TODS,** 14:2, junio de 1989.

Ellis, C. y Nutt, G. [1980] "Office Information Systems and Computer Science", **ACM Computing Surveys,** 12:1, marzo de 1980.

Elmagarmid, A. y Helal, A. [1988] "Supporting Updates in Heterogeneous Distributed Databases Systems", en ICDE [1988].

Elmagarmid, A., Leu, Y, Litwin, W. y Rusinkiewicz, M. [1990] "A Multidatabase Transaction Model for Interbase", en VLDB [1990].

Elmasri, R., James, S. y Kouramajian, V. [1993] "Automatic Class and Method Generation for Object-Oriented Databases", *Proceedings of the Third International Conference on Deductive and Object-Oriented Databases* (DOOD-93), Phoenix, Arizona, diciembre de 1993.

Elmasri, R., Kouramajian, V. y Fernando, S. [1993] "Temporal Database Modeling: An Object-Oriented Approach", CIKM, noviembre de 1993.

Elmasri, R. y Larson, J. [1985] "A Graphical Query Facility for ER Databases", en ER Conference [1985].

Elmasri, R., Larson, J. y Navathe, S. [1986] "Schema Integration Algorithms for Federated Databases and Logical Database Design", Honeywell CSDD, Technical Report CSC-86-9:8212, enero de 1986.

Elmasri, R. y Navathe, S. [1984] "Object Integration in Logical Database Design", en ICDE [1984].

Elmasri, R., Srinivas, E y Thomas, G. [1987] "Fragmentation and Query Decomposition in the ECR Model", en ICDE [1987].

Elmasri, R., Weeldreyer,]. y Hevner, A. [1985] "The Category Concept: An Extension to the Entity-Relationship Model", **International Journal on Data and Knowledge Engineering,** 1:1, mayo de 1985.

Elmasri, R. y Wiederhold, G. [1979] "Data Model Integration Using the Structural Model", en SIGMOD [1979].

Elmasri, R. y Wiederhold, G. [1980] "Structural Properties of Relationships and Their Representation", NCC, AFIPS, 49, 1980.

Elmasri, R. y Wiederhold, G. [1981] "GORDAS: A Formal, High-Level Query Language for the Entity-Relationship Model", en ER Conference [1981].

Elmasri, R. y Wuu, G. [1990] "A Temporal Model and Query Language for ER Databases", en ICDE [1990], en VLDB **[1990].**

Engelbart, D. y English, W. [1968] "A Research Center for Augmenting Human Intellect", *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference,* AFIPS, diciembre de 1968.

Epstein, R., Stonebraker, M. y Wong, E. [1978] "Distributed Query Processing in a Relational Database System", en SIGMOD [1978].

ER Conference [1979] **Entity-Relationship Approach to Systems Analysis and Design,** Chen, E (editor), *{Proceedings of the First International Conference on Entity-Relationship Approach,* Los Angeles, California, diciembre de 1979), North-Holland, 1980.

ER Conference [1981] **Entity-Relationship Approach to Information Modeling and Analysis,** Chen, R (editor), *(Proceedings of the Second International Conference on Entity-Relationship Approach,* Washington, D C , octubre de 1981), Elsevier Science, 1981.

ER Conference [1983] **Entity-Relationship Approach to Software Engineering,** Davis, C, Jajodia, S., Ng, R y Yeh, R. (editores), *(Proceedings of the Third International Conference on Entity-Relationship Approach,* Anaheim, California, octubre de 1983), North-Holland, 1983.

ER Conference [1985] *Proceedings of the Fourth International Conference on Entity-Relationship Approach,* Liu, J. (editor), Chicago, Illinois, octubre de 1985, IEEE CS.

ER Conference [1986] *Proceedings of the Fifth International Conference on Entity-Relationship Approach,* Spaccapietra, S. (editor), Dijon, Francia, noviembre de 1986, Express-Tirages.

ER Conference [1987] *Proceedings of the Sixth International Conference on Entity-Relationship Approach,* March, S. (editor), Nueva York, Nueva York, noviembre de 1987.

ER Conference [1988] *Proceedings of the Seventh International Conference on Entity-Relationship Approach,* Batini, C. (editor), Roma, Italia, noviembre de 1988.

ER Conference [1989] *Proceedings of the Eighth International Conference on Entity-Relationship Approach,* Lochovsky, F. (editor), Toronto, Canada, octubre de 1989.

ER Conference [1990] *Proceedings of the Ninth International Conference on Entity-Relationship Approach,* Kangassalo, H. (editor), Lausana, Suiza, septiembre de 1990.

ER Conference [1991] *Proceedings of the Tenth International Conference on Entity-Relationship Approach,* Teorey, T. (editor), San Mateo, California, octubre de 1991.

ER Conference [1992] *Proceedings of the Eleventh International Conference on Entity-Relationship Approach,* Pernul, G. y Tjoa, A. (editores), Karlsruhe, Alemania, octubre de 1992.

ER Conference [1993] *Proceedings of the Twelfth International Conference on Entity-Relationship* Approach, Elmasri, R. y Kouramajian, V. (editores), Arlington, Texas, diciembre de 1993.

Eswaran, K. y Chamberlin, D. [1975] "Functional Specifications of a Subsystem for Database Integrity", en VLDB [1975].

Eswaran, K., Gray,]., Lorie, R. y Traiger, I. [1976] "The Notions of Consistency and Predicate Locks in a Data Base System", **CACM,** 19:11, noviembre de 1976.

Everett, G , Dissly, C. y Hardgrave, W. [1981] RFMS User Manual, TRM-16, Computing Center, University of Texas at Austin, 1981.

Fagan, J. [1987] "Experiments in Automatic Phrase Indexing for Document Retrieval: A Comparison of Syntactic and Non-Syntactic Methods", disertación de doctorado, Departamento de ciencias de la computación, Cornell University, 1987.

Fagin, R. [1977] "Multivalued Dependencies and a New Normal Form for Relational Databases", **TODS,** 2:3, septiembre de 1977.

Fagin, R. [1979] "Normal Forms and Relational Database Operators", en SIGMOD [1979].

Fagin, R. [1981] "A Normal Form for Relational Databases That is Based on Domains and Keys", **TODS,** 6:3, septiembre de 1981.

Fagin, R., Nievergelt,]., Pippenger, N. y Strong, H. [1979] "Extendible Hashing—A Fast Access Method for Dynamic Files", **TODS,** 4:3, septiembre de 1979.

Faloutsos, G. y Jagadish, H. [1992] "On B-Tree Indices for Skewed Distributions", en VLDB [1992].

Farag, W. y Teorey, T. [1993] "FunBase: A Function-based Information Management System", CIKM, noviembre de 1993.

Fernandez, E., Summers, R. y Wood, C. [1981] Database Security **and** Integrity, Addison-Wesley, 1981.

Ferner, A. y Stangret, C. [1982] "Heterogeneity in the Distributed Database Management System SIRIUS-DELTA", en VLDB [1982].

Fishman, D. *et al* [1986] "IRIS: An Object-Oriented DBMS", **TOOIS,** 4:2, abril de 1986.

Ford, D., Blakeley, J. y Bannon, T. [1993] "Open OODB: A Modular Object-Oriented DBMS", en SIGMOD [1993].

Ford, D. y Christodoulakis, S. [1991] "Optimizing Random Retrievals from CLV Format Optical Disks", en VLDB [1991].

Franaszek, R, Robinson, J. y Thomasian, A. [1992] "Concurrency Control for High Contention Environments", **TODS,** 17:2, junio de 1992.

Franklin, F. *et al* [1992] "Crash Recovery in Client-Server EXODUS", en SIGMOD [1992].

French, C, Jones, K. y Pfaltz, J.L. (editores) [1990] "Scientific Database Management (Final Report)", Complete Science Report núm. TR-90-2-1, Departamento de ciencias de la computación, University of Virginia, agosto de 1990.

Frenkel, K. [1991] "The Human Genome Project and Informatics", **CACM,** noviembre de 1991.

Fry, J. y Sibley, E. [1976] "Evolution of Data-Base Management Systems", **ACM** Computing Surveys, 8:1, marzo de 1976.

Furtado, A. [1978] "Formal Aspects of the Relational Model", Information Systems, 3:2, 1978.

Gadia, S. [1988] "A Homogeneous Relational Model and Query Language for Temporal Databases", **TODS,** 13:4, diciembre de 1988.

Gait, J. [1988] "The Optical File Cabinet: A Random Access File System for Write-Once Optical Disks", **IEEE** Computer, 21:6, junio de 1988.

Gallaire, H. y Minker, J. (editores) [1978] Logic **and** Databases, Plenum Press, 1978.

Gallaire, H., Minker, J. y Nicolas, J. [1984] "Logic and Databases: A Deductive Approach", **ACM** Computing Surveys, 16:2, junio de 1984.

Gallaire, H., Minker, J. y Nicolas, J. (editores) [1981] **Advances in Database Theory,** vol. 1, Plenum Press, 1981.

Gamal-Eldin, M., Thomas, G. y Elmasri, R. [1988] "Integrating Relational Databases with Support for Updates", *Proceedings of the International Symposium on Databases in Parallel and Distributed Systems,* IEEE CS, diciembre de 1988.

Gane, C. y Sarson, T. [1977] **Structured Systems Analysis: Tools and Techniques,** Improved Systems Technologies Inc., 1977.

Garcia-Molina, H. [1978] "Performance Comparison of Two Update Algorithms for Distributed Databases", *Proceedings of the Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks,* IEEE CS, febrero de 1978.

Garcia-Molina, H. [1982] "Elections in Distributed Computing Systems", **IEEE Transactions on Computers,** 31:1, enero de 1982.

Garcia-Molina, H. [1983] "Using Semantic Knowledge for Transaction Processing in a Distributed Database", **TODS,** 8:2, junio de 1983.

Gehani, R, Jagadish, H. y Shmueli, O. [1992] "Composite Event Specification in Active Databases: Model and Implementation", en VLDB [1992].

Georgakopoulus, D, Rusinkiewicz, M. y Sheth, A. [1991] "On Serializability of Multidatabase Transactions Through Forced Local Conflicts", en ICDE [1991].

Gerritsen, R. [1975] "A Preliminary System for the Design of DBTG Data Structures", **CACM,** 18:10, octubre de 1975.

Ghosh, S. [1984] "An Application of Statistical Databases in Manufacturing Testing", en ICDE [1984].

Ghosh, S. [1986] "Statistical Data Reduction for Manufacturing Testing", en ICDE [1986].

Gifford, D. [1979] "Weighted Voting for Replicated Data", *Proceedings of the Seventh* A C M *Symposium on Operating Systems Principles,* 1979.

Gladney, H. [1989] "Data Replicas in Distributed Information Services", **TODS,** 14:1, marzo de 1989.

Gogolla, M. y Hohenstein, U. [1991] "Towards a Semantic View of an Extended Entity-Relationship Model", **TODS,** 16:3, septiembre de 1991.

Goldberg, A. y Robson, D. [1983] **Smalltalk-80: The Language and Its Implementation,** Addison-Wesley, 1983.

Goldfine, A. y Konig, R [1988] A Technical Overview of the Information Resource Dictionary System (IRDS), 2da. ed., NBS IR 88-3700, National Bureau of Standards.

Gordon, C. [1988] "Report of Icon class Workshop, November 1987", en **Visual Resources: an International Journal of Documentation,** 5, 1988.

Gotlieb, L. [1975] "Computing Joins of Relations", en SIGMOD [1975].

Graefe, G. y DeWitt, D. [1987] "The EXODUS Optimizer Generator", en SIGMOD [1987].

Gray, J. [1978] "Notes on Data Base Operating Systems", en Bayer, Graham y Seegmuller [1978].

Gray, J. [1981] "The Transaction Concept: Virtues and Limitations", en VLDB [1981].

Gray, J., Lorie, R. y Putzulo, G. [1975] "Granularity of Locks and Degrees of Consistency in a Shared Data Base", en Nijssen [1976].

Gray, J., Mcjones, R y Blasgen, M. [1981] "The Recovery Manager of the System R Database Manager", **ACM Computing Surveys,** 13:2, junio de 1981.

Gray, J. y Reuter, A. [1993] **Transaction Processing: Concepts and Techniques,** Morgan Kaufmann, 1993.

Griffiths, R y Wade, B. [1976] "An Authorization Mechanism for a Relational Database System", **TODS,** 1:3, septiembre de 1976.

Guttman, A. [1984] "R-Trees: A Dynamic Index Structure for Spatial Searching", en SIGMOD [1984].

Gyssens, M., Paredaens, J. y Van Gucht, D. [1989] "A Grammar-Based Approach Towards Unifying Hierarchical Data Models", en SIGMOD [1989].

Gyssens, M., Paredaens, J. y Van Gucht, D. [1990] "A Graph-Oriented Object Model for Database End-User Interfaces", en SIGMOD [1990].

Haas, L , Freytag, J., Lohman, G. y Pirahesh, H. [1989] "Extensible Query Processing in STARBURST", en SIGMOD [1989].

Hachem, N. y Berra, R [1992] "New Order Preserving Access Methods for Very Large Files Derived from Linear Hashing", **TKDE,** 4:1, febrero de 1992.

Haerder, T. y Rothermel, K. [1987] "Concepts for Transaction Recovery in Nested Transactions", en SIGMOD [1987].

Hall, R [1976] "Optimization of a Single Relational Expression in a Relational Data Base System", **IBM Journal of Research and Development,** 20:3, mayo de 1976.

Hammer, M. y McLeod, D. [1975] "Semantic Integrity in a Relational Database System", en VLDB [1975].

Hammer, M. y McLeod, D. [1981] "Database Description with SDM: A Semantic Data Model", **TODS,** 6:3, septiembre de 1981.

Hammer, M. y Sarin, S. [1978] "Efficient Monitoring of Database Assertions", en SIGMOD [1978].

Hanson, E. [1992] "Rule Condition Testing and Action Execution in Ariel", en SIGMOD [1992].

Hardgrave, W. [1974] "BOLT: A Retrieval Language for Tree-Structured Database Systems", en TOU [1974].

Hardgrave, W. [1980] "Ambiguity in Processing Boolean Queries on TDMS Tree Structures: A Study of Four Different Philosophies", **TSE,** 6:4, julio de 1980.

Hardwick, M. y Spooner, D. [1989] "ROSE Data Manager: Using Object Technology to Support Interactive Engineering Applications", **TKDE,** 1:2, 1989.

Harrington, J. [1987] **Relational Database Management for Microcomputers: Design and Implementation,** Holt Rinehart Winston, 1987.

Harris, L. [1978] "The ROBOT System: Natural Language Processing Applied to Data Base Query", *Proceedings of the* A C M *National Conference,* diciembre de 1978.

Haskin, R. y Lorie, R. [1982] "On Extending the Functions of a Relational Database System", en SIGMOD [1982].

Hasse, C. y Weikum, G. [1991] "A Performance Evaluation of Multi-Level Transaction Management", en VLDB [1991].

Hayes-Roth, F, Waterman, D. y Lenat, D. (editores) [1983] **Building Expert Systems,** Addison-Wesley, 1983.

Hayne, S. y Ram, S. [1990] "Multi-User View Integration System: An Expert System for View Integration", en ICDE [1990].

Heiler, S. y Zdonick, S. [1990] "Object Views: Extending the Vision", en ICDE [1990].

Helal, A., Hu, T , Elmasri, R. y Mukherjee, S. [1993] "Adaptive Transaction Scheduling", CIKM, noviembre de 1993.

Held, G. y Stonebraker, M. [1978] "B-Trees Reexamined", **CACM,** 21:2, febrero de 1978.

Hendrix, G, Sacerdoti, D. Sagalowicz, D. y Slocum, J. [1978] "Developing a Natural Language Interface to Complex Data", **TODS,** 3:2, junio de 1978.

Hernandez, H. y Chan, E. [1991] "Constraint-Time-Maintainable BCNF Database Schemes", **TODS,** 16:4, diciembre de 1991.

Herot, C. [1980] "Spatial Management of Data", **TODS,** 5:4, diciembre de 1980.

Hevner, A. y Yao, S. [1979] "Query Processing in Distributed Database Systems", **TSE,** 5:3, mayo de 1979.

Hoffer, J. [1982] "An Empirical Investigation with Individual Differences in Database Models", *Proceedings of the Third International Information Systems Conference,* diciembre de 1982.

Holsapple, C. y Whinston, A. (editores) [1987] **Decisions Support Systems Theory and Application,** Springer-Verlag, 1987.

Hsiao, D. y Kamel, M. [1989] "Heterogeneous Databases: Proliferation, Issues, and Solutions", **TKDE**, 1:1, marzo de 1989.

Hsu, A. e Imielinsky, T. [1985] "Integrity Checking for Multiple Updates", en SIGMOD [1985].

Hull, R. y King, R. [1987] "Semantic Database Modeling: Survey, Applications, and Research Issues", **ACM** Computing Surveys, 19:3, septiembre de 1987.

IBM [1978] QBE Terminal Users Guide, forma numero SH20-2078-0.

IBM [1978a] QBE Quick Reference Card, forma numero JX20-2030-0.

IBM [1992] Systems Application Architecture Common Programming Interface Database Level 2 Reference, documento numero SC26-4798-01.

ICDE [1984] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Berrà, E (editor), Los Angeles, California, abril de 1984.

ICDE [1986] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Wiederhold, G. (editor), Los Angeles, California, febrero de 1986.

ICDE [1987] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Wah, B. (editor), Los Angeles, California, febrero de 1987.

ICDE [1988] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Carlis, J. (editor), Los Angeles, California, febrero de 1988.

ICDE [1989] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Shuey, R. (editor), Los Angeles, California, febrero de 1989.

ICDE [1990] *Proceedings of the* **IEEE** CS *International Conference on Data Engineering*, Liu, M. (editor), Los Angeles, California, febrero de 1990.

ICDE [1991] *Proceedings of the* **IEEE** CS *International Conference on Data Engineering*, Cercone, N. y Tsuchiya, M. (editores), Kobe, Japón, abril de 1991.

ICDE [1992] *Proceedings of the* **IEEE CS** *International Conference on Data Engineering*, Golshani, F. (editor), Phoenix, Arizona, febrero de 1992.

ICDE [1993] *Proceedings of the* **IEEE** CS *International Conference on Data Engineering*, Elmagarmid, A. y Neuhold, E. (editores), Viena, Austria, abril de 1993.

IGES [1983] International Graphics Exchange Specification Version 2, National Bureau of Standards, U.S. Department of Commerce, enero de 1983.

Imielinski, T. y Lipski, W. [1981] "On Representing Incomplete Information in a Relational Database", en VLDB [1981].

Interbase [1990] InterBase DDL Reference Manual: Interbase Version 3.0, Interbase Software Corporation, 1990.

Ioannidis, Y. y Kang, Y. [1990] "Randomized Algorithms for Optimizing Large Join Queries", en SIGMOD [1990]. •

Ioannidis, Y. y Wong, E. [1988] "Transforming Non-Linear Recursion to Linear Recursion", en EDS [1988].

Iossophidis, J. [1979] "A Translator to Convert the DDL of ERM to the DDL of System 2000", en ER Conference [1979].

Irani, K., Purkayastha, S. y Teorey, T. [1979] "A Designer for DBMS-Processable Logical Database Structures", en VLDB [1979].

Jagadish, H. [1989] "Incorporating Hierarchy in a Relational Model of Data", en SIGMOD [1989].

Jajodia, S. y Mutchler, D. [1990] "Dynamic Voting Algorithms for Maintaining the Consistency of a Replicated Database", **TODS**, 15:2, junio de 1990.

Jajodia, S., Ng, E y Springsteel, F. [1983] "The Problem of Equivalence for Entity-Relationship Diagrams", **TSE**, 9:5, septiembre de 1983.

Jajodia, S. y Sandhu, R. [1991] "Toward a Multilevel Secure Relational Data Model", en SIGMOD [1991].

Jardine, D. (editor) [1977] The **ANSI/SPARC DBMS** Model, North-Holland, 1977.

Jarke, M. y Koch, J. [1984] "Query Optimization in Database Systems", **ACM** Computing Surveys, 16:2, junio de 1984.

Jensen, C. y Snodgrass, R. [1992] "Temporal Specialization", en ICDE [1992].

Johnson, T. y Shasha, D. [1993] "The Performance of Current B-Tree Algorithms", **TODS**, 18:1, marzo de 1993.

Kaefer, W. y Schoening, H. [1992] "Realizing a Temporal Complex-Object Data Model", en SIGMOD [1992].

Kamel, I. y Faloutsos, C. [1993] "On Packing R-trees", CIKM, noviembre de 1993.

Kamel, N. y King, R. [1985] "A Model of Data Distribution Based on Texture Analysis", en SIGMOD [1985].

Kapp, D. y Leben, J. [1978] **IMS** Programming Techniques, Van Nostrand-Reinhold, 1978.

Kappel, G. y Schrefl, M. [1991] "Object/Behavior Diagrams", en ICDE [1991].

Katz, R. [1985] Information Management for Engineering Design, Surveys in Computer Science, Springer-Verlag, 1985.

Katz, R. y Wong, E. [1982] "Decompiling CODASYL DML into Relational Queries", **TODS**, 7:1, marzo de 1982.

Kaul, M., Drosten, K. y Neuhold, E. [1990] "ViewSystem: Integrating Heterogeneous Information Bases by Object-Oriented Views", en ICDE [1990].

Kedem, Z. y Silberschatz, A. [1980] "Non-Two Phase Locking Protocols with Shared and Exclusive Locks", en VLDB [1980].

Keller, A. [1982] "Updates to Relational Database Through Views Involving Joins", en Scheuermann [1982].

Kemper, A., Lockemann, E y Wallrath, M. [1987] "An Object-Oriented Database System for Engineering Applications", en SIGMOD [1987].

Kemper, A., Moerkotte, G. y Steinbrunn, M. [1992] "Optimizing Boolean Expressions in Object Bases", en VLDB [1992].

Kemper, A. y Wallrath, M. [1987] "An Analysis of Geometric Modeling in Database Systems", **ACM** Computing Surveys, 19:1, marzo de 1987.

Kent, W. [1978] Data and Reality, North-Holland, 1978.

Kent, W. [1979] "Limitations of Record-Based Information Models", **TODS**, 4:1, marzo de 1979.

Kent, W. [1991] "Object-Oriented Database Programming Languages", en VLDB [1991].

Kerschberg, L, Ting, R y Yao, S. [1982] "Query Optimization in Star Computer Networks", **TODS**, 7:4, diciembre de 1982.

Ketafchi, M. y Berzins, V. [1986] "Component Aggregation: A Mechanism for Organizing Efficient Engineering Databases", en ICDE [1986].

Kifer, M. y Lozinskii, E. [1986] "A Framework for an Efficient Implementation of Deductive Databases", *Proceedings of the Sixth Advanced Database Symposium*, Tokio, Japón, agosto de 1986.

Kim, W. [1982] "On Optimizing an SQL-like Nested Query", **TODS**, 3:3, septiembre de 1982.

Kim, W. [1989] "A Model of Queries for Object-Oriented Databases", en VLDB [1989].

Kim, W. [1990] "Object-Oriented Databases: Definition and Research Directions", **TKDE**, 2:3, septiembre de 1990.

Kim, W, Garza, J., Ballou, N. y Woelk, D. [1990] "Architecture of the ORION Next Generation Database System", **TKDE**, 2:1, marzo de 1990.

Kim, W, Reiner, D. y Batory, D. (editores) [1985] Query Processing in Database Systems, Springer-Verlag, 1985.

Kim, W. *et al* [1987] "Features of the ORION Object-Oriented Database System", Microelectronics and Computer Technology Corporation, Technical Report ACA-ST-308-87, septiembre de 1987.

King, J. [1981] "QUIST: A System for Semantic Query Optimization in Relational Databases", en VLDB [1981].

Kitsuregawa, M., Nakayama, M. y Takagi, M. [1989] "The Effect of Bucket Size Tuning in the Dynamic Hybrid GRACE Hash Join Method", en VLDB [1989].

Klimbie, J. y Koffeman, K. (editores) [1974] **Data Base Management,** North-Holland, 1974.

Klug, A. [1982] "Equivalence of Relational Algebra and Relational Calculus Query Languages Having Aggregate Functions", **JACM,** 29:3, julio de 1982.

Knuth, D. [1973] **The Art of Computer Programming,** vol. 3: **Sorting and Searching,** Addison-Wesley, 1973.

Kogan, B. y Jajodia, S. [1990] "Concurrency Control in Multilevel Secure Databases Based on Replicated Architecture", en SIGMOD [1990].

Kohler, W. [1981] "A Survey of Techniques for Synchronization and Recovery in Decentralized Computer Systems", **ACM Computing Surveys,** 13:2, junio de 1981.

Kolodner, J. [1993] **Case Based Reasoning,** Morgan Kaufmann, 1993.

Konsynski, B., Bracker, L. y Bracker, W. [1982] "A Model for Specification of Office Communications", **IEEE Transactions on Communications,** 30:1, enero de 1982.

Korfhage, R. [1991] "To see, or Not to see: Is that the Query", en *Proceedings of the* ACM SIGIR *International Conference,* junio de 1991.

Korth, H. [1983] "Locking Primitives in a Database System", **JACM,** 30:1, enero de 1983.

Korth, H., Levy, E. y Silberschatz, A. [1990] "A Formal Approach to Recovery by Compensating Transactions", en VLDB [1990].

Korth, H. y Silberschatz, A. [1991] **Database System Concepts,** 2da. ed., McGraw-Hill, 1991.

Kotz, A., Dittrich, K. y Mulle, J. [1988] "Supporting Semantic Rules by a Generalized Event/Trigger Mechanism", en VLDB [1988].

Krishnamurthy, R., Litwin, W. y Kent, W. [1991] "Language Features for Interoperability of Databases with Semantic Discrepancies", en SIGMOD [1991].

Krishnamurthy, R. y Naqvi, S. [1988] "Database Updates in Logic Programming, Rev. 1", MCC Technical Report #ACA-ST-010-88, Rev. 1, septiembre de 1988.

Krishnamurthy, R. y Naqvi, S. [1989] "Non-Deterministic Choice in Datalog", *Proceedings of the 3rd International Conference on Data and Knowledge Bases,* junio 27-30, Jerusalen, Israel.

Kroenke, D. y Dolan, K. [1988] **Database Processing,** 3ra. ed., Science Research Associates, 1988.

Krovetz, R. y Croft, B. [1992] "Lexical Ambiguity and Information Retrieval", en **TOIS,** 10, abril de 1992.

Kumar, A. [1991] "Performance Measurement of Some Main Memory Recovery Algorithms", en ICDE [1991].

Kumar, A. y Segev, A. [1993] "Cost and Availability Tradeoffs in Replicated Concurrency Control", **TODS,** 18:1, marzode 1993.

Kumar, A. y Stonebraker, M. [1987] "Semantics Based Transaction Management Techniques for Replicated Data", en SIGMOD [1987].

Kung, H. y Robinson, J. [1981] "Optimistic Concurrency Control", **TODS,** 6:2, junio de 1981.

Kunii T. y Harada, M. [1980] "SID: A System for Interactive Design", NCC, AFIPS, 49, junio de 1980.

Lacroix, M. y Pirotte, A. [1977] "Domain-Oriented Relational Languages", en VLDB [1977].

Lacroix, M. y Pirotte, A. [1977a] "ILL: An English Structured Query Language for Relational Data Bases", enNijssen [1977].

Lafue, G. y Smith, R. [1984] "Implementation of a Semantic Integrity Manager with a Knowledge Representation System", en EDS [1984].

Lamport, L. [1978] "Time, Clocks, and the Ordering of Events in a Distributed System", CACM, 21:7, julio de 1978.

Langerak, R. [1990] "View Updates in Relational Databases with an Independent Scheme", **TODS,** 15:1, marzo de 1990.

Lanka, S. y Mays, E. [1991] "Fully Persistent B+-Trees", en SIGMOD [1991].

Larson, J. [1983] "Bridging the Gap Between Network and Relational Database Management Systems", **IEEE Computer,** 16:9, septiembre de 1983.

Larson, J., Navathe, S. y Elmasri, R. [1989] "Attribute Equivalence and its Use in Schema Integration", **TSE,** 15:2, abril de 1989.

Larson, E [1978] "Dynamic Hashing", **BIT,** 18, 1978.

Larson, E [1981] "Analysis of Index-Sequential Files with Overflow Chaining", **TODS,** 6:4, diciembre de 1981.

Laurini, R. y Thompson, D. [1992] **Fundamentals of Spatial Information Systems,** Academic Press, 1992.

Lehmann, R y Yao, S. [1981] "Efficient Locking for Concurrent Operations on B-Trees", **TODS,** 6:4, diciembre de 1981.

Lehman, T. y Lindsay, B. [1989] "The Starburst Long Field Manager", en VLDB [1989].

Leiss, E. [1982] "Randomizing, A Practical Method for Protecting Statistical Databases Against Compromise", en VLDB [1982].

Leiss, E. [1982a] **Principles of Data Security,** Plenum Press, 1982.

Lenzerini, M. y Santucci, C. [1983] "Cardinality Constraints in the Entity-Relationship Model", en ER Conference [1983].

Leung, C, Hibler, B. y Mwara, N. [1992] "Picture Retrieval by Content Description", en **Journal of Information Science,** 1992, págs. 111-119.

Levesque, H. [1984] "The Logic of Incomplete Knowledge Bases", capítulo 7 de Brodie *et al* [1984].

Lien, E. y Weinberger, R [1978] "Consistency, Concurrency and Crash Recovery", en SIGMOD [1978].

Lieuwen, L. y DeWitt, D. [1992] "A Transformation-Based Approach to Optimizing Loops in Database Programming Languages", en SIGMOD [1992].

Lilien, L. y Bhargava, B. [1985] "Database Integrity Block Construct: Concepts and Design Issues", **TSE,** 11:9, septiembre de 1985.

Lindsay, B. *et al* [1984] "Computation and Communication in R*: A Distributed Database Manager", **TOCS,** 2:1, enero de 1984.

Lipton, R, Naughton, J. y Schneider, D. [1990] "Practical Selectivity Estimation through Adaptive Sampling", en SIGMOD [1990].

Lipski, W. [1979] "On Semantic Issues Connected with Incomplete Information", **TODS,** 4:3, septiembre de 1979.

Liskov, B. y Zilles, S. [1975] "Specification Techniques for Data Abstractions", **TSE,** 1:1, marzo de 1975.

Liskov, B. *et al* [1981] clu Reference Manual, Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag, 1981.

Litwin, W [1980] "Linear Hashing: A New Tool for File and Table Addressing", en VLDB [1980].

Liu, K. y Sunderraman, R. [1988] "On Representing Indefinite and Maybe Information in Relational Databases", en ICDE [1988].

Liu, L. y Meersman, R. [1992] "Activity Model: A Declarative Approach for Capturing Communication Behavior in Object-Oriented Databases", en VLDB [1992].

Uvadas, R [1989] **File Structures: Theory and Practice,** Prentice-Hall, 1989.

Lockemann, R y Knutsen, W [1968] "Recovery of Disk Contents after System Failure", CACM, 11:8, agosto de 1968.

Lorie, R. [1977] "Physical Integrity in a Large Segmented Database", **TODS,** 2:1, marzo de 1977.

Lorie, R. y Plouffe, W [1983] "Complex Objects and Their Use in Design Transactions", en SIGMOD [1983].

Lozinskii, E. [1986] " A Problem-Oriented Inferential Database System", **TODS,** 11:3, septiembre de 1986.

Lu, H., Mikkilineni, K. y Richardson,]. [1987] "Design and Evaluation of Algorithms to Compute the Transitive Closure of a Database Relation", en ICDE [1987].

Lucyk, B. [1993] Advanced Topics in DB2, Addison-Wesley, 1993.

Maier, D. [1983] The Theory of Relational Databases, Computer Science Press, 1983.

Maier, D , Stein,]., Otis, A. y Purdy, A. [1986] "Development of an Object-Oriented DBMS", OOPSLA, 1986.

Malley, C. y Zdonick, S. [1986] "A Knowledge-Based Approach to Query Optimization", en EDS [1986].

Mannino, M. y Effelsberg, W. [1984] "Matching Techniques in Global Schema Design", en ICDE [1984].

March, S. y Severance, D. [1977] "The Determination of Efficient Record Segmentations and Blocking Factors for Shared Files", TODS, 2:3, septiembre de 1977.

Mark, L, Roussopoulos, N., Newsome, T. y Laohapipattana, R [1992] "Incrementally Maintained Network to Relational Mappings", Software Practice & Experience, 22:12, diciembre de 1992.

Markowitz, V. y Raz, Y. [1983] "ERROL: An Entity-Relationship, Role Oriented, Query Language", en ER Conference [1983].

Martin, J., Chapman, K. y Leben, J. [1989] DB2 Concepts, Design and Programming, Prentice-Hall, 1989.

Maryanski, F. [1980] "Backend Database Machines", ACM Computing Surveys, 12:1, marzo de 1980.

Masunaga, Y. [1987] "Multimedia Databases: A Formal Framework", *Proceedings of the IEEE Office Automation Symposium,* abril de 1987.

McFadden, F. y Hoffer,]. [1988] Database Management, 2da. ed., Benjamin/Cummings, 1988.

McGee, W. [1977] "The Information Management System IMS/VS, Part I: General Structure and Operation", IBM Systems Journal, 16:2, junio de 1977.

McLeish, M. [1989] "Further Results on the Security of Partitioned Dynamic Statistical Databases", TODS, 14:1, marzo de 1989.

McLeod, D. y Heimbigner, D. [1985] " A Federated Architecture for Information Systems", TOOIS, 3:3, julio de 1985.

Mehrotra, S. et *al.* [1992] "The Concurrency Control Problem in Multidatabases: Characteristics and Solutions", en SIGMOD [1992].

Menasce, D, Popek, G. y Müntz, R. [1980] "A Locking Protocol for Resource Coordination in Distributed Databases", TODS, 5:2, junio de 1980.

Mendelzon, A. y Maier, D. [1979] "Generalized Mutual Dependencies and the Decomposition of Database Relations", en VLDB [1979].

Mikkilineni, K. y Su, S. [1988] " An Evaluation of Relational Join Algorithms in a Pipelined Query Processing Environment", TSE, 14:6, junio de 1988.

Miller, N. [1987] File Structures Using PASCAL, Benjamin/Cummings, 1987.

Minoura, T. y Wiederhold, G. [1981] "Resilient Extended True-Copy Token Scheme for a Distributed Database", TSE, 8:3, mayo de 1981.

Missikoff, M. y Wiederhold, G. [1984] "Toward a Unified Approach for Expert and Database Systems", en EDS [1984].

Mitschang, B. [1989] "Extending the Relational Algebra to Capture Complex Objects", en VLDB [1989].

Mohan, C. [1993] "IBM's Relational Database Products: Features and Technologies", en SIGMOD [1993].

Mohan, C. y Levine, F. [1992] "ARIEL/IM: An Efficient and High-Concurrency Index Management Method Using Write-Ahead Logging", en SIGMOD [1992].

Mohan, C. y Narang, I. [1992] "Algorithms for Creating Indexes for Very Large Tables without Quiescing Updates", en SIGMOD [1992].

BIBLIOGRAFÍA SELECTA

Mohan, C. *et al* [1992] "ARIEL: A Transaction Recovery Method Supporting Fine-Granularity Locking and Partial Rollbacks Using Write-Ahead Logging", TODS, 17:1, marzo de 1992.

Morgan, H. y Levin, K. [1977] "Optimal Program and Data Locations in Computer Networks", CACM, 20:5, mayo de 1977.

Morris, K., Ullman, J. y VanGelden, A. [1986] "Design Overview of the NAIL! System", *Proceedings of the Third International Conference on Logic Programming,* Springer-Verlag, 1986.

Morris, K. *et al* [1987] "YAWN! (Yet Another Window on NAIL.')", en ICDE [1987].

Morris, R. [1968] "Scatter Storage Techniques", CACM, 11:1, enero de 1968.

Morsi, M., Navathe, S. y Kim, H. [1992] " An Extensible Object-Oriented Database Testbed", en ICDE [1992].

Moss, J. [1982] "Nested Transactions and Reliable Distributed Computing", *Proceedings of the Symposium on Reliability in Distributed Software and Database Systems,* IEEE CS, julio de 1982.

Motro, A. [1987] "Superviews: Virtual Integration of Multiple Databases", TSE, 13:7, julio de 1987.

Mukkamala, R. [1989] "Measuring the Effect of Data Distribution and Replication Models on Performance Evaluation of Distributed Systems", en ICDE [1989],

Mumick, I., Finkelstein, S., Pirahesh, H. y Ramakrishnan, R. [1990] "Magic is Relevant", en SIGMOD [1990].

Mumick, I., Pirahesh, H. y Ramakrishnan, R. [1990] "The Magic of Duplicates and Aggregates", en VLDB [1990].

Muralikrishna, M. [1992] "Improved Unnesting Algorithms for Join and Aggregate SQL Queries", en VLDB [1992].

Mylopolous, J., Bernstein, R y Wong, H. [1980] "A Language Facility for Designing Database-Intensive Applications", TODS, 5:2, junio de 1980.

Naffah, N. (editor) [1982] Office Information Systems, North-Holland, 1983.

Naish, L. y Thorn, J. [1983] "The MU-PROLOG Deductive Database", Technical Report 83/10, Department of Computer Science, University of Melbourne, 1983.

Navathe, S. [1980] " An Intuitive View to Normalize Network-Structured Data", en VLDB [1980].

Navathe, S. [1985] "Important Issues in Database Design Methodologies and Tools", en Albano *et al* [1985].

Navathe, S. y Ahmed, R. [1988] "A Temporal Relational Model and Query Language", Information Sciences (en prensa).

Navathe, S., Ceri, S., Wiederhold, G. y Dou, J. [1984] "Vertical Partitioning Algorithms for Database Design", TODS, 9:4, diciembre de 1984.

Navathe, S. y Cornelio, A. [1990] "Modeling Engineering Data by Complex Structural Objects and Complex Functional Objects", *Proceedings of the International Conference on Extending Data Base Technology,* Venecia, Italia, marzo de 1990, Springer-Verlag Notes in Computer Science, num. 416, 1990.

Navathe, S., Elmasri, R. y Larson, J. [1986] "Integrating User Views in Database Design", IEEE Computer, 19:1, enero de 1986.

Navathe, S. y Gadgil, S. [1982] "A Methodology for View Integration in Logical Database Design", en VLDB [1982].

Navathe, S. y Kerschberg, L. [1986] "Role of Data Dictionaries in Database Design", Information and Management, 10:1, enero de 1986.

Navathe, S. y Pillalamarri, M. [1988] "Toward Making the ER Approach Object-Oriented", en ER Conference [1988].

Navathe, S., Sashidhar, T. y Elmasri, R. [1984] "Relationship Merging in Schema Integration", en VLDB [1984].

Navathe, S. y Schkolnick, M. [1978] "View Representation in Logical Database Design", en SIGMOD [1978].

Negri, M., Pelagatti, S. y Sbatella, L. [1991] "Formal Semantics of SQL Queries", **TODS**, 16:3, septiembre de 1991.

Ng, R [1981] "Further Analysis of the Entity-Relationship Approach to Database Design", **TSE**, 7:1, enero de 1981.

Nicolas, J. [1978] "Mutual Dependencies and Some Results on Undecomposable Relations", en VLDB [1978].

Nievergelt, J. [1974] "Binary Search Trees and File Organization", **ACM Computing Surveys**, 6:3, septiembre de 1974.

Nijssen, G. (editor) [1976] **Modelling in Data Base Management Systems**, North-Holland, 1976.

Nijssen, G. (editor) [1977] **Architecture and Models in Data Base Management Systems**, North-Holland, 1977.

Obermarck, R. [1982] "Distributed Deadlock Detection Algorithms", **TODS**, 7:2, junio de 1982.

Ohsuga, S. [1982] "Knowledge Based Systems as a New Interactive Computer System of the Next Generation", en **Computer Science and Technologies**, North-Holland, 1982.

Olle, T. [1978] **The CODASYL Approach to Data Base Management**, Wiley, 1978.

Olle, T., Sol, H. y Verrijn-Stuart, A. (editores) [1982] **Information System Design Methodology**, North-Holland, 1982.

Omiecinski, E. y Scheuermann, R [1990] "A Parallel Algorithm for Record Clustering", **TODS**, 15:4, diciembre de 1990.

Onuegbe, E., Rahimi, S. y Hevner, A. [1983] "Local Query Translation and Optimization in a Distributed System", NCC, AFIPS, 52, 1983.

Orenstein, J. [1986] "Spatial Query Processing in an Object-Oriented Database System", en SIGMOD [1986].

Osborn, S. [1979] "Towards a Universal Relation Interface", en VLDB [1979].

Osborn, S. [1989] "The Role of Polymorphism in Schema Evolution in an Object-Oriented Database", **TKDE**, 1:3, septiembre de 1989.

Ozsoyoglu, G, Ozsoyoglu, Z. y Matos, V. [1987] "Extending Relational Algebra and Relational Calculus with Set Valued Attributes and Aggregate Functions", **TODS**, 12:4, diciembre de 1987.

Ozsoyoglu, Z. y Yuan, L. [1987] "A New Normal Form for Nested Relations", **TODS**, 12:1, marzo de 1987.

Ozsu, T. y Valduriez, P. [1991] **Principles of Distributed Database Systems**, Prentice-Hall, 1991.

Palermo, F. [1974] "A Database Search Problem", en Tou [1974].

Papadimitriou, C. [1979] "The Serializability of Concurrent Database Updates", **JACM**, 26:4, octubre de 1979.

Papadimitriou, C. [1986] **The Theory of Database Concurrency Control**, Computer Science Press, 1986.

Papadimitriou, C. y Kanellakis, R [1979] "On Concurrency Control by Multiple Versions", **TODS**, 9:1, marzo de 1979.

Papazoglou, M. y Valder, W [1989] **Relational Database Management: A Systems Programming Approach**, Prentice-Hall, 1989.

Paredaens, J. y Van Gucht, D. [1992] "Converting Nested Algebra Expressions into Flat Algebra Expressions", **TODS**, 17:1, marzo de 1992.

Parent, C. y Spaccapietra, S. [1985] "An Algebra for a General Entity-Relationship Model", **TSE**, 11:7, Julio de 1985.

Paris, J. [1986] "Voting with Witnesses: A Consistency Scheme for Replicated Files", en ICDE [1986].

Paul, H. *et al* [1987] "Architecture and Implementation of the Darmstadt Database Kernel System", en SIGMOD [1987].

PDES [1991] "A High-Lead Architecture for Implementing a PDES/STEP Data Sharing Environment", Publication Number PT 1017.03.00, PDES Inc., mayo de 1991.

BIBLIOGRAFÍA SELECTA

Pernici, B. *et al* [1989] "C-TODOS: an Automatic Tool for Office System Conceptual Design", **TOIS**, 7:4, octubre de 1989.

Perrizo, W, Rajkumar, J. y Ram, R [1991] "HYDRO: A Heterogeneous Distributed Database System", en SIGMOD [1991].

Phipps, G, Derr, M. y Ross, K. [1991] "Glue-NAIL!: A Deductive Database System", en SIGMOD [1991].

Piatesky-Shapiro, G. y Frauley, W. (editores) [1991] **Knowledge Discovery in Databases**, AAAI Press/The MIT Press, 1991.

Pillalamarri, M., Navathe, S. y Papachristidis, A. [1988] "Understanding the Power of Semantic Data Models", artículo de trabajo, Database Systems R & D Center, University of Florida.

Prague, C. y Hammit, J. [1985] **Programming with dBase III**, Tab Books, 1985.

Rabitti, F., Bertino, E., Kim, W. y Woelk, D. [1991] "A Model of Authorization for Next-Generation Database Systems", **TODS**, 16:1, marzo de 1991.

Ramakrishnan, R, Srivastava, D. y Sudarshan, S. [1992] "CORAL: Control, Relations and Logic", en VLDB [1992].

Ramakrishnan, R., Srivastava, D. y Sudarshan, S. [1992a] "{CORAL}: {Cjontrol, {Relations and {Ljogic", en VLDB [1992].

Ramakrishnan, R., Srivastava, D., Sudarshan, S. y Sheshadri, R [1993] "Implementation of the {CORAL} deductive database system", en SIGMOD [1993].

Ramakrishnan, R. y Ullman, J. [1994] "Survey of Research in Deductive Database Systems", en **Journal of Logic Programming**, por publicarse en 1994.

Ramamoorthy, C. y Wah, B. [1979] "The Placement of Relations on a Distributed Relational Database", *Proceedings of the First International Conference on Distributed Computing Systems*, IEEE CS, 1979.

Reed, D. [1983] "Implementing Atomic Actions on Decentralized Data", **TOCS**, 1:1, febrero de 1983.

Reisner, R [1977] "Use of Psychological Experimentation as an Aid to Development of a Query Language", **TSE**, 3:3, mayo de 1977.

Reisner, R [1981] "Human Factors Studies of Database Query Languages: A Survey and Assessment", **ACM Computing Surveys**, 13:1, marzo de 1981.

Reiter, R. [1984] "Towards a Logical Reconstruction of Relational Database Theory", capítulo 8 de Brodie *et al* [1984].

Ries, D. [1979] "The Effect of Concurrency Control on the Performance of a Distributed Database ManagementSystem", *Proceedings of the Berkeley Workshop on Distributed Data Management and Computer Networks*, IEEE CS, febrero de 1979.

Ries, D. y Stonebraker, M. [1977] "Effects of Locking Granularity in a Database Management System", **TODS**, 2:3, septiembre de 1977.

Rissanen, J. [1977] "Independent Components of Relations", **TODS**, 2:4, diciembre de 1977.

Rivest, R., Shamir, A. y Adelman, L. [1978] "On Digital Signatures and Public Key Cryptosystems", CACM, 21:2, febrero de 1978.

Ross, S. [1986] **Understanding and Using dBase III**, West Publishing, 1986.

Roth, M. y Korth, H. [1987] "The Design of Non-INF Relational Databases into Nested Normal Form", en SIGMOD [1987].

Rothnie, J. [1975] "Evaluating Inter-Entry Retrieval Expressions in a Relational Data Base Management System", NCC, AFIPS, 44, 1975.

Rothnie, J. *et al* [1980] "Introduction to a System for Distributed Databases (SDD-1)", **TODS**, 5:1, marzo de 1980.

RTI [1983] INGRES Reference Manual, Relational Technology Inc., 1983.

Roussopoulos, N. [1991] "An Incremental Access Method for View-Cache: Concept, Algorithms, and Cost Analysis", **TODS**, 16:3, septiembre de 1991.

Rozen, S. y Shasha, D. [1991] " A Framework for Automating Physical Database Design", en VLDB [1991].

Rudensteiner, E. [1992] "Multiview: A Methodology for Supporting Multiple Views in Object-Oriented Databases", en VLDB [1992].

Rusinkiewicz, M. *et al* [1988] "OMNIBASE—A Loosely-Coupled Design and Implementation of a Multidatabase System", IEEE Distributed Processing Newsletter, 10:2, noviembre de 1988.

Rustin, R. (editor) [1972] DataBase Systems, Prentice-Hall, 1972.

Rustin, R. (editor) [1974] *Proceedings of the* **ACM SIGMOD** *Debate on Data Models: Data Structure Set Versus Relational* 1974.

Sacca, D. y Zaniolo, C. [1987] "Implementation of Recursive Queries for a Data Language Based on Pure Horn Clauses", *Proceedings of the Fourth International Conference on Logic Programming,* MIT Press, 1987.

Sadri, F. y Ullman, J. [1982] "Template Dependencies: A Large Class of Dependencies in Relational Databases and Its Complete Axiomatization", JACM, 29:2, abril de 1982.

Sagiv, Y. y Yannakakis, M. [1981] "Equivalence among Relational Expressions with the Union and Difference Operators", JACM, 27:4, noviembre de 1981.

Sakai, H. [1980] "Entity-Relationship Approach to Conceptual Schema Design", en SIGMOD [1980].

Salzberg, B. [1988] File Structures: An Analytic Approach, Prentice-Hall, 1988.

Salzberg, B. *et al* [1990] "FastSort: A Distributed Single-Input Single-Output External Sort", en SIGMOD [1990].

Salton, G. y Buckley, C. [1991] "Global Text Matching for Information Retrieval", en Science, 253, agosto de 1991.

Samet, H. [1990] The Design and Analysis of Spatial Data Structures, Addison-Wesley, 1990.

Samet, H. [1990a] Applications of Spatial Data Structures: Computer Graphics, Image Processing and GIS, Addison-Wesley, 1990.

Sammut, C. y Sammut, R. [1983] "The Implementation of UNSW-PROLOG", The Australian Computer Journal, mayo de 1983.

Schenk, H. [1974] "Implementation Aspects of the DBTG Proposal", *Proceedings of the* **IFIP** *Working Conference on Database Management Systems,* 1974.

Scheuermann, R (editor) [1982] Improving Database Usability and Responsiveness, Academic Press, 1982.

Scheuermann, R, Schiffner, G. y Weber, H. [1979] "Abstraction Capabilities and Invariant Properties Modeling within the Entity-Relationship Approach", en ER Conference [1979].

Schkolnick, M. [1978] "A Survey of Physical Database Design Methodology and Techniques", en VLDB [1978].

Schlageter, G. [1981] "Optimistic Methods for Concurrency Control in Distributed Database Systems", en VLDB [1981].

Schlimmer,]., Mitchell, T. y McDermott, J. [1991] "Justification Based Refinement of Expert Knowledge", en Piatesky-Shapiro y Frawley [1991],

Schmidt, J. y Swenson, J. [1975] "On the Semantics of the Relational Model", en SIGMOD [1975],

Schwarz, R et *al* [1986] "Extensibility in the Starburst Database System", en Dittrich y Dayal [1986].

Sciore, E. [1982] " A Complete Axiomatization for Full Join Dependencies", JACM, 29:2, abril de 1982.

Seiinger, R et *al* [1979] "Access Path Selection in a Relational Database Management System", en SIGMOD [1979].

Senko, M. [1975] "Specification of Stored Data Structures and Desired Output in DIAM II with FORAL", en VLDB [1975].

Senko, M. [1980] "A Query Maintenance Language for the Data Independent Accesing Model II", Information Systems, 5:4, 1980.

BIBLIOGRAFÍA SELECTA

Shekita, E. y Carey, M. [1989] "Performance Enhancement Through Replication in an Object-Oriented DBMS", en SIGMOD [1989].

Shenoy, S. y Ozsoyoglu, Z. [1989] "Design and Implementation of a Semantic Query Optimizer", **TKDE,** 1:3, septiembre de 1989.

Sheth, A., Larson, J., Cornelio, A. y Navathe, S. [1988] "A Tool for Integrating Conceptual Schemas and User Views", en ICDE [1988].

Shim, K., Sellis, T. y Nau, D. [1993] "Improvements on a Heuristic Algorithm for Multiple-Query Optimization", en Data and Knowledge Engineering, North-Holland, por publicarse en 1993.

Shipman, D. [1981] "The Functional Data Model and the Data Language DAPLEX", **TODS,** 6:1, marzo de 1981.

Shneiderman, B. (editor) [1978] Databases: Improving Usability and Responsiveness, Academic Press, 1978.

Sibley, E. [1976] "The Development of Database Technology", ACM Computing Surveys, 8:1, marzo de 1976.

Sibley, E. y Kerschberg, L. [1977] "Data Architecture and Data Model Considerations", NCC, AFIPS, 46, 1977.

Siegel, M. y Madnick, S. [1991] " A Metadata Approach to Resolving Semantic Conflicts", en VLDB [1991].

Siegel, M., Sciore, E. y Saiveter, S. [1992] "A Method for Automatic Rule Derivation to Support Semantic Query Optimization", **TODS,** 17:4, diciembre de 1992.

SIGMOD [1974] *Proceedings of the* **ACM** SIGMOD-SIGFIDET *Conference on Data Description, Access and Control,* Rustin, R. (editor), mayo de 1974.

SIGMOD [1975] *Proceedings of the 1975* **ACM** SIGMOD *International Conference on Management of Data,* King, F. (editor), San Jose, California, mayo de 1975.

SIGMOD [1976] *Proceedings of the 1976* **ACM** SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Rothnie, J. (editor), Washington, D.C., junio de 1976.

SIGMOD [1977] *Proceedings of the ¡977* **ACM SIGMOD** *International Conference on* Management *of Data,* Smith, D. (editor), Toronto, Canadá, agosto de 1977.

SIGMOD [1978] *Proceedings of the 1978* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Lowenthal, E. y Dale, N. (editores), Austin, Texas, mayo/junio de 1978.

SIGMOD [1979] *Proceedings of the 1979* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Bernstein, R (editor), Boston, Massachusetts, mayo/junio de 1979.

SIGMOD [1980] *Proceedings of the 19*80 ACM SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Chen, R y Sprowls, R. (editores), Santa Monica, California, mayo de 1980.

SIGMOD [1981] *Proceedings of the 1981* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Lien, Y. (editor), Ann Arbor, Michigan, abril/mayo de 1981.

SIGMOD [1982] *Proceedings of the 1982* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Schkolnick, M. (editor), Orlando, Florida, junio de 1982.

SIGMOD [1983] *Proceedings of the 1983* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* DeWitt, D. y Gardarin, G. (editores), San Jose, California, mayo de 1983.

SIGMOD [1984] *Proceedings of the 1984* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Yormark, B. (editor), Boston, Massachusetts, junio de 1984.

SIGMOD [1985] *Proceedings of the 1985* **ACM SIGMOD** *International Conference on Management of Data,* Navathe, S. (editor), Austin, Texas, mayo de 1985.

SIGMOD [1986] *Proceedings of the 1986* **ACM** SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Zaniolo, C. (editor), Washington, D.C., mayo de 1986.

SIGMOD [1987] *Proceedings of the* J 987 ACM SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Dayal, U. y Traiger, I. (editores), San Francisco, California, mayo de 1987.

SIGMOD [1988] *Proceedings of the 1988* ACM SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Boral, H. y Larson, R (editores), Chicago, Illinois, junio de 1988.

SIGMOD [1989] *Proceedings of the* 1989 ACM ***SIGMOD*** *International Conference on Management of Data,* Clifford, J., Lindsay, B. y Maier, D. (editores), Portland, Oregon, junio de 1989.

SIGMOD [1990] *Proceedings of the* 1990 ACM SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Garcia-Molina, H. y Jagadish, H. (editores), Atlantic City, Nueva Jersey, junio de 1990.

SIGMOD [1991] *Proceedings of the* 199J ACM ***SIGMOD*** *International Conference on Management of Data,* Clifford, J. y King, R. (editores), Denver, Colorado, junio de 1991.

SIGMOD [1992] *Proceedings of the 1992* ***ACM*** SIGMOD *International Conference on Management of Data,* Stonebraker, M. (editor), San Diego, California, junio de 1992.

SIGMOD [1993] *Proceedings of the 1993* ***ACM SIGMOD*** *International Conference on Management of Data,* Buneman, R y Jajodia, S. (editores), Washington, D.C., junio de 1993.

Silberschatz, A., Stonebraker, M. y Ullman, J. [1990] "Database Systems: Achievements and Opportunities", en **ACM SIGMOD** Record, 19:4, diciembre de 1990.

Simpson, A. [1989] **dBase** Programmers Reference **Guide,** SYBEX Inc., 1989.

Sirbu, M., Schoichet, S., Kunin, J. y Hammer, M. [1981] "OAM: An Office Analysis Methodology", Massachusetts Institute of Technology Office Automation Group, Memo OAM-016, 1981.

Skeen, D. [1981] "Non-Blocking Commit Protocols", en SIGMOD [1981].

Smith, G. [1990] "The Semantic Data Model for Security: Representing the Security Semantics of an Application", en ICDE [1990].

Smith, J. y Chang, R [1975] "Optimizing the Performance of a Relational Algebra Interface", CACM, 18:10, octubre de 1975.

Smith, J. y Smith, D. [1977] "Database Abstractions: Aggregation and Generalization", **TODS,** 2:2, junio de 1977.

Smith, J. *et a*!. [1981] "MULTIBASE: Integrating Distributed Heterogeneous Database Systems", NCC, AFIPS, 50, 1981.

Smith, K. y Winslett, M. [1992] "Entity Modeling in the MLS Relational Model", en VLDB [1992].

Smith, R y Barnes, G. [1987] **Files** & Databases: An Introduction, Addison-Wesley, 1987.

Snodgrass, R. y Ahn, I. [1985] " A Taxonomy of Time in Databases", en SIGMOD [1985].

Spooner, D, Michael, A. y Donald, B. [1986] "Modeling CAD data with Data Abstraction and Object-Oriented Technique", en ICDE [1986].

Srinivasan, V. y Carey, M. [1991] "Performance of B-Tree Concurrency Control Algorithms", en SIGMOD [1991].

Srivastava, D , Rama(crishnan, R , Sudarshan, S. y Sheshadri, R [1993] "Coral+ + : Adding Object-orientation to a Logic Database Language", en VLDB [1993].

Stachour, R y Thuraisingham, B. [1990] "The Design and Implementation of INGRES", **TKDE,** 2:2, junio de 1990.

Stonebraker, M. [1975] "Implementation of Integrity Constraints and Views by Query Modification", en SIGMOD [1975].

Stonebraker, M. [1993] "The Miro DBMS", en SIGMOD [1993].

Stonebraker, M. (editor) [1986] **The INGRES** Papers, Addison-Wesley, 1986.

Stonebraker, M. (editor) [1988] Readings in Database Systems, Morgan Kaufmann, 1988.

Stonebraker, M., Hanson, E. y Hong, C. [1987] "The Design of the POSTGRES Rules System", en ICDE [1987].

Stonebraker, M. y Rowe, L. [1986] "The Design of POSTGRES", en SIGMOD [1986].

Stonebraker, M., Rubenstein, B. y Guttman, A. [1983] "Application of Abstract Data Types and Exact Indices to CAD Databases", en SIGMOD [1983].

Stonebraker, M. y Wong, E. [1974] "Access Control in a Relational Database Management System by Query Modification", *Proceedings of the* ACM Annual *Conference,* 1974.

Stonebraker, M., Wong, E., Kreps, R y Held, G. [1976] "The Design and Implementation of INGRES", **TODS,** 1:3, septiembre de 1976.

Su, S. [1985] "A Semantic Association Model for Corporate and Scientific-Statistical Databases", **Information Science,** 29, 1985.

Su, S. [1988] **Database Computers,** McGraw-Hill, 1988.

Su, S., Krishnamurhty, V. y Lam, H. [1988] "An Object-Oriented Semantic Association Model (OSAM*)", en **AI in Industrial Engineering and Manufacturing: Theoretical Issues and Applications,** American Institute of Industrial Engineers, 1988.

Sybase [1990] Transact - SQL User's Guide, Sybase, Inc., 1990.

Tanenbaum, A. [1981] **Computer Networks,** Prentice-Hall, 1981.

Tansel, A. *et al* (editores) [1993] **Temporal Databases: Theory, Design and Implementation,** Benjamin/Cummings, 1993.

Taylor, R. y Frank, R. [1976] "CODASYL Data Base Management Systems", **ACM Computing Surveys,** 8:1, marzo de 1976.

Teorey, T. [1990] **Database Modeling and Design: The Entity-Relationship Approach,** Morgan Kaufmann, 1990.

Teorey, T. y Fry, J. [1982] **Design of Database Structures,** Prentice-Hail, 1982.

Teorey, X, Yang, D. y Fry, J. [1986] "A Logical Design Methodology for Relational Databases Using the Extended Entity-Relationship Model", **ACM Computing Surveys,** 18:2, junio de 1986.

Xhomas, J. y Gould, J. [1975] " A Psychological Study of Query By Example", NCC, AFIPS, 44, 1975.

Thomas, R. [1979] "A Majority Consensus Approach to Concurrency Control for Multiple Copy Data Bases", **TODS,** 4:2, junio de 1979.

Thomasian, A. [1991] "Performance Limits of Two-Phase Locking", en ICDE [1991].

Todd, S. [1976] "The Peterlee Relational Test Vehicle – A System Overview", **IBM Systems Journal,** 15:4, diciembre de 1976.

Tou, J. (editor) [1984] **Information Systems COINS-IV,** Plenum Press, 1984.

Tsangaris, M. y Naughton, J. [1992] "On the Performance of Object Clustering Techniques", en SIGMOD [1992].

Tsichritzis, D. [1982] "Forms Management", **CACM,** 25:7, julio de 1982.

Tsichritzis, D. y Klug, A. (editores) [1978] **The ANSI/X3/SPARC DBMS Framework,** AFIPS Press, 1978.

Tsichritzis, D. y Lochovsky, F. [1976] "Hierarchical Data-base Management: A Survey", **ACM Computing Surveys,** 8:1, marzo de 1976.

Tsichritzis, D. y Lochovsky, F. [1982] **Data Models,** Prentice-Hall, 1982.

Tsotras, V. y Gopinath, B. [1992] "Optimal Versioning of Object Classes", en ICDE [1992],

Ullman, J. [1982] **Principles of Database Systems,** 2da. ed., Computer Science Press, 1982.

Ullman, J. [1985] "Implementation of Logical Query Languages for Databases", **TODS,** 10:3, septiembre de 1985.

Ullman, J. [1988] **Principles of Database and Knowledge-Base Systems,** vol. 1, Computer Science Press, 1988.

Ullman, J. [1989] **Principles of Database and Knowledge-Base Systems,** vol. 2, Computer Science Press, 1989.

U.S. Congress [1988] "Office of Technology Report, Appendix D: Databases, Repositories and Informatics", en **Mapping our Genes: - Genome Projects: How Big, How Fast?,** The Johns Hopkins University Press, 1988.

Valduriez, P. y Gardarin, G. [1989] **Analysis and Comparison of Relational Database Systems,** Addison-Wesley, 1989.

Vassiliou, Y [1980] "Functional Dependencies and Incomplete Information", en VLDB [1980],

Verheijen, G. y Van Bekkum, J. [1982] "NIAM: An Information Analysis Method", en Olle *et al* [1982].

Verhofstadt, J. [1978] "Recovery Techniques for Database Systems", ACM Computing Surveys, 10:2, junio de 1978.

Vielle, L. [1986] "Recursive Axioms in Deductive Databases: The Query-subquery Approach", en EDS [1986].

Vielle, L. [1987] "Database Complete Proof production based on SLD-resolution", en *Proceedings of the 4th International Conference on Logic Programming,* 1987.

Vielle, L. [1988] "From QSQ Towards QoSaQ: Global Optimization of Recursive Queries", en EDS [1988].

Vin, H., Zellweger, E, Swinehart, D. y Venkat Rangan, R [1991] "Multimedia Conferencing in the Etherphone Environment", IEEE Computer, número especial sobre sistemas de información de multimedia, 24:10, octubre de 1991.

VLDB [1975] *Proceedings of the First International Conference on Very Large Data Bases,* Kerr, D. (editor), Framingham, Massachusetts, septiembre de 1975.

VLDB [1976] Systems For Large Databases, Lockemann, R y Neuhold, E. (editores) *(Proceedings of the Second International Conference on Very Large Data Bases,* Bruselas, Bélgica, julio de 1976), North-Holland, 1977.

VLDB [1977] *Proceedings of the Third International Conference on Very Large Data Bases,* Merten, A. (editor), Tokio, Japón, octubre de 1977.

VLDB [1978] *Proceedings of the Fourth International Conference on Very Large Data Bases,* Bubenko, J. y Yao, S. (editores), Berlín Occidental, Alemania, septiembre de 1978.

VLDB [1979] *Proceedings of the Fifth International Conference on Very Large Data Bases,* Furtado, A. y Morgan, H. (editores), Rio de Janeiro, Brasil, octubre de 1979.

VLDB [1980] *Proceedings of the Sixth International Conference on Very Large Data Bases,* Lochovsky, F. y Taylor, R. (editores), Montreal, Canadá, octubre de 1980.

VLDB [1981] *Proceedings of the Seventh International Conference on Very Large Data Bases,* Zaniolo, C. y Delobel, C. (editores), Cannes, Francia, septiembre de 1981.

VLDB [1982] *Proceedings of the Eighth International Conference on Very Large Data Bases,* McLeod, D. y Villasenor, Y. (editores), Ciudad de México, México, septiembre de 1982.

VLDB [1983] *Proceedings of the Ninth International Conference on Very Large Data Bases,* Schkolnick, M. y Thanos, C. (editores), Florencia, Italia, octubre/noviembre de 1983.

VLDB [1984] *Proceedings of the Tenth International Conference on Very Large Data Bases,* Dayal, U , Schlageter, G. y Seng, L. (editores), Singapur, agosto de 1984.

VLDB [1985] *Proceedings of the Eleventh International Conference on Very Large Data Bases,* Pirotte, A. y Vassiliou, Y. (editores), Estocolmo, Suecia, agosto de 1985.

VLDB [1986] *Proceedings of the Twelfth International Conference on Very Large Data Bases,* Chu, W., Gardarin, G. y Ohsuga, S. (editores), Kioto, Japón, agosto de 1986.

VLDB [1987] *Proceedings of the Thirteenth International Conference on Very Large Data Bases,* Stocker, R, Kent, W. y Hammersley, R (editores), Brighton, Inglaterra, septiembre de 1987.

VLDB [1988] *Proceedings of the Fourteenth International Conference on Very Large Data Bases,* Bancilhon, F. y DeWitt, D. (editores), Los Angeles, California, agosto/septiembre de 1988.

VLDB [1989] *Proceedings of the Fifteenth International Conference on Very Large Data Bases,* Apers, R y Wiederhold, G. (editores), Amsterdam, Países Bajos, agosto de 1989.

VLDB [1990] *Proceedings of the Sixteenth International Conference on Very Large Data Bases,* McLeod, D., Sacks-Davis, R. y Schek, H. (editores), Brisbane, Australia, agosto de 1990.

VLDB [1991] *Proceedings of the Seventeenth International Conference on Very Large Data Bases,* Lohman, G, Sernadas, A. y Camps, R. (editores), Barcelona, Cataluña, España, septiembre de 1991.

VLDB [1992] *Proceedings of the Eighteenth International Conference on Very Large Data Bases,* Yuan, L. (editor), Vancouver, Columbia Británica, Canadá, agosto de 1992.

VLDB [1993] *Proceedings of the Nineteenth International Conference on Very Large Data Bases,* Dublin, Irlanda, agosto de 1993.

Vorhaus, A. y Mills, R. [1967] "The Time-Shared Data Management System: A New Approach to Data Management", System Development Corporation, Report SP-2634, 1967.

Walton, C, Dale, A. y Jenevein, R. [1991] "A Taxonomy and Performance Model of Data Skew Effects in Parallel Joins", en VLDB [1991].

Wang, K. [1990] "Polynomial Time Designs Toward Both BCNF and Efficient Data Manipulation", en SIGMOD [1990].

Wang, Y. y Madnick, S. [1989] "The Inter-Database Instance Identity Problem in Integrating Autonomous Systems", en ICDE [1989].

Wang, Y. y Rowe, L. [1991] "Cache Consistency and Concurrency Control in a Client/Server DBMS Architecture", en SIGMOD [1991].

Warren, D. [1992] "Memoing for Logic Programs", CACM, 35:3, ACM, marzo de 1992.

Weddell, G. [1992] "Reasoning About Functional Dependencies Generalized for Semantic Data Models", TODS, 17:1, marzo de 1992.

Weikum, G. [1991] "Principles and Realization Strategies of Multilevel Transaction Management", TODS, 16:1, marzo de 1991,

Weldon, J. [1981] Data Base Administration, Plenum Press, 1981.

Whang, K. [1985] "Query Optimization in Office By Example", IBM Research Report RC 11571, diciembre de 1985.

Whang, K., Malhotra, A., Sockut, G. y Burns, L. [1990] "Supporting Universal Quantification in a Two-Dimensional Database Query Language", en ICDE [1990].

Whang, K. y Navathe, S. [1987] "An Extended Disjunctive Normal Form Approach for Processing Recursive Logic Queries in Loosely Coupled Environments", en VLDB [1987].

Whang, K. y Navathe, S. [1992] "Integrating Expert Systems with Database Management Systems – an Extended Disjunctive Normal Form Approach", en Information Sciences, 64, marzo de 1992.

Whang, K., Wiederhold, G. y Sagalowicz, D. [1982] "Physical Design of Network Model Databases Using the Property of Separability", en VLDB [1982].

Widom, J. y Finkelstem, S. [1990] "Set oriented production rules in relational database systems", en SIGMOD [1990].

Wiederhold, G. [1983] Database Design, 2da. ed., McGraw-Hill, 1983.

Wiederhold, G. [1984] "Knowledge and Database Management", IEEE Software, enero de 1984.

Wiederhold, G , Beetem, A. y Short, G. [1982] " A Database Approach to Communication in VLSI Design", IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems, 1:2, abril de 1982.

Wiederhold, G. y Elmasri, R. [1979] "The Structural Model for Database Design", en ER Conference [1979].

Wilkinson, K., Lyngbaek, R y Hasan, W. [1990] "The IRIS Architecture and Implementation", TKDE, 2:1, marzo de 1990.

Willshire, M. [1991] "How Spacey Can They Get? Space Overhead for Storage and Indexing with Object-Oriented Databases", en ICDE [1991].

Wilson, B. y Navathe, S. [1986] "An Analytical Framework for Limited Redesign of Distributed Databases", *Proceedings of the Sixth Advanced Database Symposium,* Tokio, Japón, agosto de 1986.

Wiorkowski, G. y Kuli, D. [1992] DB2 Design and Development Guide, 3ra. ed., Addison-Wesley, 1992.

Wirth, N. [1972] Algorithms + Data Structures = Programs, Prentice-Hall, 1972.

Woelk, D., Luther, W. y Kim, W. [1987] "Multimedia Applications and Database Requirements", *Proceedings of IEEE Office Automation Symposium,* abril de 1987.

Wolfson, O. y Milo, A. [1991] "The Multicast Policy and Its Relationship to Replicated Data Placement", **TODS,** 16:1, marzo de 1991.

Wong, E. [1983] "Dynamic Rematerialization-Processing Distributed Queries Using Redundant Data", **TSE,** 9:3, mayo, 1983.

Wong, E. y Youssefi, K. [1976] "Decomposition: A Strategy for Query Processing", **TODS,** 1:3, septiembre de 1976.

Wong, H. [1984] "Micro and Macro Statistical/Scientific Database Management", en **ICDE** [1984].

Wu, X. e Ichikawa, T. [1992] "KDA: A Knowledge-based Database Assistant with a Query Guiding Facility", en **TKDE,** 4:5, octubre de 1992.

Yao, S. [1979] "Optimization of Query Evaluation Algorithms", **TODS,** 4:2, junio de 1979.

Yao, S. (editor) [1985] **Principles of Database Design,** vol. 1: **Logical Organizations,** Prentice-Hall, 1985.

Youssefi, K. y Wong, E. [1979] "Query Processing in a Relational Database Management System", **enVLDB** [1979],

Zadeh, L. [1983] "The Role of Fuzzy Logic in the Management of Uncertainty in Expert Systems", **Fuzzy Sets and Systems,** 11, North-Holland, 1983.

Zaniolo, C. [1976] "Analysis and Design of Relational Schemata for Database Systems", tesis de doctorado, University of California, Los Angeles, 1976.

Zaniolo, C. [1988] "Design and Implementation of a Logic Based Language for Data Intensive Applications", MCC Technical Report #ACA-ST-199-88, junio de 1988.

Zaniolo, C. et *al.* [1986] "Object-Oriented Database Systems and Knowledge Systems", en **EDS** [1986].

Zicari, R. [1991] "A Framework for Schema Updates in an Object-Oriented Database System", en **ICDE** [1991].

Zloof, M. [1975] "Query By Example", **NCC, AFIPS,** 44, 1975.

Zloof, M. [1982] "Office By Example: A Business Language That Unifies Data, Word Processing, and Electronic Mail", **IBM Systems Journal,** 21:3, 1982.

Zobel, J., Moffat, A. y Sacks-Davis, R. [1992] "An Efficient Indexing Technique for Full-Text Database Systems", en **VLDB** [1992].

Zook, W. et *al.* [1977] **INGRES Reference Manual,** Department of EECS, University of California at Berkeley, 1977.

Zvieli, A. [1986] "A Fuzzy Relational Calculus", en **EDS** [1986].

índice de materias

ÍNDICE DE MATERIAS

ÍNDICE DE MATERIAS

ÍNDICE DE MATERIAS

Vocabulario técnico bilingue

abanico
fan-out
ABORTAR
ABORT
abrir (orden de acceso a archivos)
open
abstracción de los datos
data abstraction
acceso, camino de
access path
acceso, control de
access control
acceso, estructura de
access structure
acceso, método de
access method
actual de jerarquía
current of hierarchy
actual de tipo de conjuntos
current of set type
actual de tipo de registros
current of record type
actual de unidad de ejecución
current of run unit
actualidad, indicadores de,
currency indicators
actualización diferida, recuperación en
deferred update recovery
actualización en el lugar
in-place updating
actualización inmediata, recuperación en
immediate update recovery
actualización perdida, problema de
lost update problem
actualización temporal, problema de
temporary update problem
actualización, anomalías de
update anomalies
actualizar
update
administrador de bases de datos
database administrator
agregación
aggregation
agrupación
grouping
agrupación, atributos de
grouping attributes

agrupamiento
clustering
aislamiento, nivel de
isolation level
alcance (de archivo)
extent
aleatorización, función de
randomizing function
álgebra relacional
relational algebra
almacenamiento
storage
almacenamiento en línea
on-line storage
almacenamiento fuera de línea
off-line storage
almacenamiento intermedio
buffering
almacenamiento secundario
secondary storage
análisis de datos
data analysis
analizador sintáctico
parser
anidación de atributos
nesting attribute
ANIDAR, operación
NEST operation
anillo, estructura de datos de
ring data structure
anotaciones
annotations
aplicaciones, creación de
application development
aplicaciones, procesamiento de
application processing
apuntador a datos
data pointer
apuntador al anterior
prior pointer
apuntador al hijo
child pointer
apuntador al siguiente
next pointer
árbol **B**
B-tree
árbol cuadrático
quad tree
árbol de ocurrencias
ocurrence tree
árbol equilibrado
balanced tree
árbol **R**
R-tree
árbol, apuntador a
tree pointer
árbol, estructura de datos de
tree data structure
árbol, nodo de
tree node
archivo de transacciones
transaction file
archivo invertido
inverted file
archivo maestro
master file
archivo mixto
mixed file
archivo no ordenado
unordered file
archivo ordenado
ordered file, sorted file
archivo principal de datos
main data file
archivo relativo
relative file
archivo secuencial
sequential file
archivo secuencial indizado
indexed-sequential file
arquitectura
architecture
ascendente
bottom-up
asentamiento en bitácora
logging
aserción
assertion
asignación (de espacio en disco)
allocation
asignación contigua
contiguous allocation
asignación enlazada
linked allocation
asignación indizada
indexed allocation
asociación, relación de
association relation
atomicidad de una transacción
atomicity of a transaction
átomo (cálculo relacional)
atom
atributo atómico
atomic attribute

atributo compuesto
composite attribute
atributo de referencia **(∞)**
referencing attribute
atributo derivado
derived attribute
atributo específico
specific attribute
atributo clave
key attribute
atributo multivaluado
multivalued attribute
atributo no primo
nonprime attribute
atributo primo
prime attribute
atributo virtual
virtual attribute
aumento, regla de
augmentation rule
autonomía local
local autonomy
axiomas base
ground axioms
axiomas deductivos
deductive axioms

base de cómputo de confianza
trusted computing base
base de conocimientos, sistemas de gestión de
knowledge base management systems
base de datos
database
base de datos lógica
logic database
base de datos deductiva
deductive database
base de datos distribuida replicada
replicated distributed database
base de datos local
local database
base de datos lógica **(IMS)**
logical database
bases de datos activas
active databases
bases de datos científicas
scientific databases
bases de datos distribuidas
distributed databases
bases de datos estadísticas/científicas
statistical/scientific databases
bases de datos federadas
federated databases
bases de datos geográficas
geographic databases
base de datos temporales
temporal databases
basura, recolección de
garbage collection
bit de modificación
dirty bit
bitácora
log
bloque (disco)
block
bloquear_elemento
lock_item
bloqueo
locking
bloqueo de dos fases básico
basic two-phase locking
bloqueo de dos fases conservador
conservative two-phase locking
bloqueo de dos fases estricto
strict two-phase locking
bloqueo mortal
deadlock
bloqueo_escritura, operación
write_lock operation
bloqueojectura, operación de
readjock operation
bolsa
bag
buscar (orden de acceso a archivos)
find
buscar siguiente (orden de acceso a archivos)
findnext
búsqueda
search
búsqueda binaria
binary search
búsqueda lineal
linear search
búsqueda primero en amplitud
breadth-first search
búsqueda primero en profundidad
depth-first search
búsqueda, tiempo de
seek time

cabecera (descriptor) de archivo
file header
cabeza de lectura/escritura
read/write head
cabeza de regla **(LHS)**
rule head
cabeza fija, disco de
fixed-head disk
cabeza móvil, disco de
movable head disk
caché, memoria
cache memory
cadena, tipo de datos
string data type
caída, recuperación de una
crash recovery
cálculo de predicados
predicate calculus
cálculo de predicados de primer orden
first order predicate calculus
cálculo relacional
relational calculus
cambio de nombre
renaming
camino, expresión de
path expression
campo almacenado **(DB2)**
stored field
campo de referencia
referencing field
campo clave de un archivo
key field of a file
campo repetitivo
repeating field
canal furtivo
covert channel
candado
lock
candado binario
binary lock
candado compartido
shared lock
candado de certificación
certify lock
candado exclusivo
exclusive lock
cardinalidad, razón de
cardinality ratio
carga de datos
data loading
carga, utilería de
load utility
catálogo
catalog
categoría total
total category
cerradura
closure
cerrar (orden de acceso a archivos)
close
certificación, protocolos de
certification protocols
ciclo de vida
life cycle
cifrado
encryption
cilindro (disco)
cylinder
cinta magnética
magnetic tape
clase agregada
aggregate class
clase base
base class
clase de objetos abstractos
abstraction class
clase de objetos concretos
concrete class
clase derivada
derived class
clase raíz
root class
clave a dirección, transformación de
key-to-address transformation
clave aparente
apparent key
clave candidata
candidate key
clave de ordenación, campo de
ordering key field
clave externa
foreign key
clave primaria
primary key
clave secundaria
secondary key
clave sustituía
surrogate key
clave, atributo
key attribute
clave, restricciones de
key constraints
cliente-servidor, arquitectura
client-server architecture

cobertura
cover
cociente
quotient
coincidencia parcial, comparación de
partial match comparison
colisión (dispersión)
collision
compartimiento de los datos
data sharing
compatibilidad de unión
union compatibility
compilación
compilation
compilador
compiler
compleción relacional
relational completeness
composición de funciones
function composition
comunicaciones de datos
data Communications
condición, cuadro de **(QBE)**
condition box
conexión de referencia
reference connection
configuración
configuration
confirmar (confirmación)
commit
conjunto acoplado al propietario
owner-coupled set
conjunto constante **(SQL)**
constant set
conjunto de escritura
write set
conjunto de lectura
read set
conjunto explícito **(SQL)**
explicit set
conjunto mágico
magic set
conjunto multimiembro
multimember set
conjunto potencia
power set
conjunto propiedad del sistema
system-owned set
conjunto singular
singular set
conjunto valor
value set
conocimientos, representación de **(KR)**
knowledge representation
conservación de la consistencia, propiedad de
consistency preservation property
consistencia de los datos
data consistency
constructor de arreglos (oo)
array constructor
constructor de átomos (oo)
atom constructor
constructor de conjuntos (oo)
set constructor
constructor de tupias **(00)**
tupie constructor
constructor, operación **(00)**
constructor operation
consulta anidada **(SQL)**
nested query
consulta anidada correlacionada **(SQL)**
correlated nested query
consulta estadística
statistical query
consulta recursiva
recursive query
control de acceso discrecional
discretionary access control
control de acceso obligatorio
mandatory access control
control de concurrencia distribuido
distributed concurrency control
control de concurrencia optimista
optimistic concurrency control
conversión, herramientas de
conversion tools
copia primaria
primary copy
costo de acceso
access cost
costo de transferencia de datos
data transfer cost
costo, estimación de
cost estimation
creación de ejemplares
instantiation
creación de múltiples ejemplares
polyinstantiation
cuantificador existencial
existential quantifier

cuantificador universal
universal quantifier
cuarta generación, lenguaje de (4GL)
fourth generation language
cubeta (de dispersión)
bucket
cuenta privilegiada
privileged account
cuerpo de regla **(RHS)**
rule body

datos espaciales, gestión de
spatial data management
datos replicados
replicated data
datos virtuales
virtual data
definición de datos
data definition
degradar un bloqueo
downgrading a lock
dependencia de los datos
data dependency
dependencia funcional completa
full functional dependency
dependencia multivaluada
multivalued dependency
dependencia no transitiva
nontransitive dependency
dependencia transitiva
transitive dependency
dependencias funcionales **(DF)**
functional dependencies
desalojo de la memoria intermedia
buffer flushing
DESANIDAR, operación
UNNEST operation
desbloquear, operación
unlock operation
desborde, archivo de
overflow file
descendente
top-down
descomposición de consultas
decomposition of queries
descomposición de relaciones
decomposition of relations
descomposición relacional
relational decomposition
DESHACER, entradas de bitácora tipo
UNDO-type log entries

DESHACER, operación
UNDO operation
DESHACER/NO REHACER, protocolo
UNDO/NO REDO protocol
DESHACER/REHACER, protocolo
UNDO/REDO protocol
desnormalización
denormalization
destructor, operador **(OO)**
destructor operator
DF
FD
diagrama de estructura de datos
data structure diagram
diagrama **ER**
ER diagram
diario
journal
diccionario de datos activo
active data dictionary
diccionario de datos, sistemas de
data dictionary systems
DIFERENCIA, operación
DIFFERENCE operation
diferencia de impedancia
impedance mismatch
dirección
address
direccionamiento abierto
open addressing
DIRECTO, modo de localización (modelo de
DIRECT location mode
directorio de datos
data directory
disco (magnético)
disk
disco óptico de una sola escritura
write-once optical disk
disco óptico, almacenamiento en
optical disk storage
diseño conceptual
conceptual design
diseño conceptual descendente
top-down conceptual design
diseño de bases de datos
database design
diseño lógico de bases de datos
logical database design
diseño, bases de datos para
design databases
disparador
trigger

dispersión
hashing
distribución de los datos
data distribution
disyunción, restricción de
disjointness constraint
DML no por procedimientos
nonprocedural **DML**
DML orientado a conjuntos
set oriented **DML**
DML por procedimientos
procedural **DML**
DMV
MDV
documentos, gestión de
document management
dominio atómico
atomic domain
dominio/clave, forma normal de
domain/key normal form
dominio simple
simple domain
dominio, variable de
domain variable
dominios, cálculo relacional de
domain relational calculus
dos fases, protocolo de confirmación de
two-phase commit protocol
dos fases, protocolos de bloqueo de
two-phase locking protocols
duplicación de información
duplication of information
durabilidad, propiedad de
durability property

ejecución concurrente
concurrent execution
ejecución perezosa
lazy execution
ejecución segmentada
pipelined execution
ejemplar
instance
ejemplo, valor de **(QBE)**
example value
ejemplo, variable de **(QBE)**
example variable
elemento de información
data element, data item
eliminación
deletion

Eliminar (modelo relacional)
Delete
eliminar (orden de acceso a archivos)
delete
encadenamiento
chaining
encadenamiento hacia adelante
forward chaining
encadenamiento hacia atrás
backward chaining
encapsulamiento
encapsulation
enfoque orientado a objetos
object-oriented approach
enlace
binding
enlace automático **(DB2)**
automatic binding
enlace tardío
late binding
enlace temprano
early binding
enlace, tipo de registro de
linking record type
enlazador **(DB2)**
bind
entero, tipo de datos **(SQL)**
integer data type
entidad'interrelación
entity-relationship
entidad-vínculo
entity-relationship
entidades débiles, tipo de
weak entity type
EQUIRREUNIÓN, operación
EQUIJOIN operation
equivalencia de conflictos
conflict equivalence
ER extendido, modelo
enhanced-**ER** model
escribir_elemento, operación
writejtem operation
escritura anticipada, protocolo de bitácora de
write-ahead log protocol
escritura ciega
blind write
escritura irrestricta
unconstrained write
escritura, fase de (de una transacción)
write phase

espacio de índice **(DB2)**
indexspace
espacio de tabla **(DB2)**
tablespace
especialización total
total specialization
espera cautelosa
cautious waiting
espera indefinida
livelock
esquema conceptual
conceptual schema
esquema externo
external schema
esquema interno
internal schema
estado consistente
consistent state
estado de relación permitido (ejemplar)
legal relation state
estado, indicador de
status indicator
estado, restricción de
state constraint
estado válido
valid state
estrella, propiedad de
star property
ES-UN, vínculo
ISA relationship
examen de archivo
file sean
excepción, objetos de
exception objects
exhibición
display
existencia, dependencia de
existence dependency
explosión de componentes
parts explosion
exportación, esquema de
export schema
exportación, recurso de **(o2)**
export facility
expresión segura del cálculo relacional
safe relational calculus expression
extensión
extension
extracción de información
information retrieval

factor de bloques
blocking factor
factor de carga (archivo disperso)
load factor
fase de lectura
read phase
fecha, tipo de datos
date data type
fiabilidad
reliability
FIJA, retención de conjuntos (modelo de
FIXED set retention
fila
row
filtrado
filtering
forma clausal
clausal form
formas normales (de las relaciones)
normal forms
formas, interfaz de
forms interface
fórmula atómica
atomic formula
fórmula bien formada (fbf)
well-formed formula
fragmentación completa
complete fragmentation
fragmento
fragment
fragmento mixto
mixed fragment
fragmento vertical
vertical fragment
función derivada
derived function
función integrada
built-in function
función inversa
inverse function
funciones agregadas
aggregate functions
fusión (combinación) de versiones
merging of versions

generalización
generalization
generalización total
total generalization
genoma, bases de datos de
genome databases

gestor de datos almacenados
stored data manager
grafo acíclico
acyclic graph
grafo de espera
wait-for graph
grafo de precedencia
precedence graph
grafo de seriación
serialization graph
grafo de versiones
version graph
granularidad de los elementos de
información
granularity of data items
grupo (de bloques en disco)
cluster
grupo repetitivo
repeating group
guardia, condición de
guard condition

hecho
fact
herencia múltiple
multiple inheritance
herencia selectiva
selective inheritance
herramientas de diseño
design tools
hijo virtual
virtual child
hiperespacio **(DB2)**
hiperspace
hiperfondo **(DB2)**
hiperpool
hipermedia
hypermedia
hoja, tipo de registros
leaf record type
hojear
browsing
hora, tipo de datos
time data type
Horn, cláusulas de
Horn clauses

idempotencia de la recuperación
idempotence of recovery
identidad, conexión de
identity connection

igualdad de objetos
equality of objects
imagen
image
imagen "antes" **(BFIM)**
before image
imagen "después" **(AFIM)**
after image
implementación, modelo de datos de
implementation data model
implulsor
actuator
inanición
starvation
inclusión, dependencia de
inclusion dependency
independencia de los datos
data independence
independencia de programas y datos
program-data independence
independencia de programas y operaciones
program-operation independence
índice denso
dense index
índice dinámico multinivel
dynamic multilevel index
índice lógico
logical index
índice no denso
nondense index
índice secundario
secondary index
indización
indexing
inferencia estadística
statistical inference
inferencia, máquina de
inference engine
ingeniería concurrente
concurrent engineering
ingeniería de software
software engineering
iniciar transacción
begin transaction
inserción
insertion
insertar (orden de acceso a archivos)
insert
integración
integration
integridad, aserción de
integrity assertion

integridad, restricciones de
integrity constraints
integridad referencial
referential integrity
integridad semántica, restricción de
semantic integrity constraint
inteligencia artificial
artificial intelligence
intensión
intension
intercalación de operaciones
interleaving of operations
interfaz amable con el usuario
user-friendly interface
interfaz gráfica
graphical interface
INTERSECCIÓN, operación
INTERSECTION operation
intervalo
range
intervalo, tipo de datos de **(SQL)**
interval data type

jerarquía
hierarchy

latencia
latency
lectura no repetible, problema de
unrepeatable read problem
lectura sucia
dirty read
leer (orden de acceso a archivos)
read
leer_elemento, operación
read_item operation
lenguaje anfitrión
host language
lenguaje de consulta funcional
functional query language
lenguaje de definición de datos
data definition language
lenguaje de especificación de aserciones
assertion specification language
lenguaje de manipulación de datos
data manipulation language
lenguaje de programación
programming language
lenguaje declarativo
declarative language
lenguaje natural, interfaz de
natural language interface
lenguaje relacionalmente completo
relationally complete language
léxico
lexicon
lista enlazada circular
circular linked list
listas, constructor de **(OO)**
list constructor
longitud fija, registro de
fixed-length record
longitud variable, registro de
variable-length record

MANUAL, conjunto (modelo de red)
MANUAL set
máquina dorsal
backend machine
máquina frontal
frontend machine
marca de tiempo
timestamp
marca de tiempo de escritura
write timestamp
marca de tiempo de lectura
read timestamp
masivos, tipos de datos **(OO)**
bulk data types
matriz de acceso
access matrix
mecanismos de inferencia
inference mechanisms
memoria intermedia
buffer
memoria principal
main memory
memoria volátil
volatile storage
mensaje
message
metaclase
meta-class
metadatos
meta-data
método
method
minimundo
miniworld
modelado geométrico
geometric modeling
modelo de datos binario
binary data model

modelo de datos de red
network data model
modelo de datos funcional
functional data model
modelo de datos jerárquico
hierarchical data model
modelo de datos relacional
relational data model
modelo de datos semántico
semantic data model
modelo estructural
structural model
modelo relacional anidado
nested relational model
modelos conceptuales de datos
conceptual data models
modelos de datos
data models
modelos de datos basados en registros
record-based data models
modelos de datos de representación
representational data models
modificar (orden de acceso a archivos)
modify
MODO DE LOCALIZACIÓN (modelo de red)
LOCATION MODE
montículo, archivo de
heap file
montón, archivo de
pile file
muchos a muchos (M:N), vínculo
many to many relationship
multibase de datos
multidatabase
multiconjunto
multiset
multimedia, base de datos de
multimedia database
multinivel
multilevel
multiprogramación
multiprogramming
multiversión (control de concurrencia)
multiversion

n-tupla
n-tuple
negación estratificada
stratified negation
nivel conceptual
conceptual level
nivel externo
external level
nivel interno
internal level
no esperar, protocolo de
no waiting protocol
NO-DESHACER/NO-REHACER, protocolo
NO-UNDO/NO-REDO protocol
NO-DESHACER/REHACER, protocolo
NO-UNDO/REDO protocol
nodo descendiente
descendant nodo
nodo hijo
child node
nodo hoja
leaf node
nodo interno (en un árbol)
internal node
nombrar (en el modelo **ER)**
naming
nombre de papel inverso
inverse role name
normalización, algoritmos de
normalization algorithms
normalización, proceso de
normalization process
notaciones diagramáticas
diagrammatic notations

objetivo (consulta deductiva)
goal
objeto molecular
molecular object
objetos complejos
complex objects
objetos idénticos
identical objects
OBLIGATORIO, conjunto (modelo de red)
MANDATORY set
obtener (orden de acceso a archivos)
get
ocurrencia
ocurrence
oficina, sistema de información de (oís)
office information system
OPCIONAL, retención de conjuntos (modelo de red)
OPTIONAL set retention
operación abstracta
abstract operation
operaciones definidas por el usuario
user-defined operations

operaciones idempotentes
idempotent operations
operadores aritméticos
arithmetic operators
operadores, sobrecarga de
operator overloading
optimización heurística de consultas
heuristic query optimization
optimización semántica de consultas
semantic query optimization
optimización sistemática de consultas
systematic query optimization
orden
order
ordenación externa
external sorting
ordenación por fusión
merge-sort
ordenamiento básico por marca de tiempo
basic timestamp ordering
ordenamiento estricto por marca de tiempo
strict timestamp ordering
otorgar privilegios
granting of privileges

padre virtual
virtual parent
padre-hijo, vínculo
parent-child relationship
página
page
paginación de sombra
shadow paging
paquete de discos
disk pack
paralelo, procesamiento en
parallel processing
parte gobernante
ruling part
participación
participation
patrón, dependencia de
template dependency
PEPS (primero en entrar, primero en salir)
FIFO (first-in-first-out)
pista (disco)
track
plan de acceso
access plan
plan de aplicación
application plan
plan de ejecución (estrategia)
execution plan
plan de transacciones
schedule of transactions
plan estricto
strict schedule
plan recuperable
recoverable schedule
plan sin cascada
cascadeless schedule
planificación de disco
disk scheduling
plantilla de una relación **(QBE)**
template of a relation
polimorfismo de las operaciones
polymorphism of operations
por la teoría de demostraciones
proof-theoretic
• >or la teoría de modelos
model-theoretic
precompilador
precompiler
predicado, bloqueo de
predicate locking
predicado base (de ejemplares)
ground predicate
predicado definido por hechos
fact-defined predicate
predicado definido por reglas
rule-defined predicate
preorden, recorrido en
preorder traversal
preprocesador
preprocessor
presentación y exhibición
presentation and display
privilegio de acceso
access privilege
privilegios
privileges
procedimiento remoto, llamada a **(RPC)**
remote procedure call
procesador de aplicaciones **(PA)**
application processor
procesador de base de datos en tiempo de ejecución
runtime database processor
procesador de datos **(DP)**
data processor
procesamiento de transacciones en línea
on-line transaction processing

VOCABULARIO TÉCNICO BILINGÜE

PRODUCTO CARTESIANO, operación
CARTESIAN PRODUCT operation
PRODUCTO CRUZADO, operación
CROSS PRODUCT operation
profundidad (en dispersión extensible)
depth
profundidad global (en dispersión)
global depth
profundidad local (en dispersión)
local depth
programa de aplicación
application program
programador de aplicaciones
application programmer
promover un candado
upgrading a lock
propiedad
property
propiedad, conexión de
ownership connection
propiedad, semántica de
ownership semantics
propietario identificador
identifying owner
protección de los datos
data protection
protocolo de ordenamiento por marca de tiempo
timestamp ordering protocol
protocolo esperar-morir
wait-die protocol
protocolo herir-esperar
wound-wait protocol
proyección, atributos de
projection attributes
proyección confirmada
commited projection
proyección-reunión, forma normal de
project-join normal form
PROYECTAR, operación
PROJECT operation
punto de control
checkpoint
punto de entrada (modelo de red)
entry point

razonamiento, mecanismos de
reasoning mechanisms
recorrido (navegación)
navigation
recuperabilidad de planes
recoverability of schedules
recuperación
recovery
red (comunicaciones)
network
red de área local
local area network
red dividida
partitioned red
redundancia
redundancy
reescribir un bloque
rewriting a block
reescritura, tiempo de
rewrite time
referencia inversa
inverse reference
referencias lógicas
logical references
registro actual
current record
registro almacenado **(DB2)**
stored record
registro ancla
anchor record
registro de intervenciones
audit trail
registro fantasma
phantom record
registro ficticio, tipo de
dummy record type
registro hijo
child record
registro miembro
member record
registro por registro, **DML** de
record-at-a-time **DML**
registro raíz
root record
registro virtual
virtual record
registros extendidos, organización de
spanned record organization
registros no extendidos, organización de
unspanned record organization
regla rectificada
rectified rule
reglas de inferencia para dependencias
inference rules for dependencies
reglas de negocios
business rules
reglas de transformación
transformation rules

VOCABULARIO TÉCNICO BILINGÜE

reglas recursivas
recursive rules
reglas seguras
safe rules
REHACER, entradas de bitácora tipo
REDO type log entries
REHACER, operación
REDO operation
reinicio cíclico
cyclic restart
relación base
base relation
relación dependiente
nest relation
relación no én IFN
non-INF relation
relación referida
referenced relation
relación universal
universal relation
relación virtual
virtual relation
relaciones anidadas
nested relations
relaciones reunidas (SQL)
joined relations
rendimiento, vigilancia del
performance monitoring
reorganización
reorganization
reparto (en bases de datos distribuidas)
allocation
replicación, esquema de
replication schema
representación conceptual
conceptual representation
requerimientos, recolección/análisis de
requirements collection/analysis
rerreferencia funcional
functional rereference
reserva virtual de memoria intermedia (DB2)
virtual buffer pool
resolución de colisiones
collision resolution
respaldo
backup
restricciones estructurales
structural constraints
restricciones, tipos de
constraint types
retardo rotacional
rotational delay
retícula de clases
lattice of classes
reunión
join
REUNIÓN CRUZADA, operación
CROSS JOIN operation
reunión de ciclo anidado
nested loop join
reunión de ciclo interno'externo
inner-outer loop join
reunión de ordenamiento'combinación
sort-merge join
REUNIÓN EXTERNA COMPLETA, operación
FULL OUTER JOIN operation
REUNIÓN EXTERNA DERECHA, operación
RIGHT OUTER JOIN operation
REUNIÓN EXTERNA, operación
OUTER JOIN operation
REUNIÓN EXTERNA IZQUIERDA, operación
LEFT OUTER JOIN operation
REUNIÓN NATURAL, operación
NATURAL JOIN operation
reunión por dispersión
hash join
reunión por dispersión híbrida
hybrid hash join
reunión sin pérdidas (no aditiva)
lossless (non-additive) join
REUNIÓN THETA, operación
THETAJOIN operation
reversión
rollback
reversión en cascada
cascading rollback
revisor
scanner
revocación de un privilegio
revoking a privilege

secuencia, clave de
sequence key
seguridad en bases de datos estadísticas
statistical database security
selección, condición de
selection condition
SELECCIONAR, operación
SELECT operation
selectividad
selectivity
semántica de los datos
data semantics
semántica de referencia
reference semantics
semirreunión
semijoin
separación entre bloques
inter-block gap
separador, carácter
separator character
seriabilidad
serializability
seriabilidad de conflictos
conflict serializability
seriable por conflictos
conflict serializable
seriable por vistas
view serializable
servidor
server
seudónimos (SQL)
aliasing
SGBD
DBMS
SGBD activo
active DBMS
SGBD de propósito especial
special purpose DBMS
SGBD de propósito general
general purpose DBMS
SGBD extensible
extensible DBMS
SGBD multiusuario
multiuser DBMS
SGBDD
DDBMS
SGBDD heterogéneos
heterogeneous DDBMS
SGBDD homogéneos
homogeneous DDBMS
signatura
signature
sincronía, punto de
syncpoint
síntesis relacional
relational synthesis
sistema de base de datos centralizado
centralized database system
sistema de base de datos experto
expert database system
sistema de información
information system
sistema monousuario
single-user system
sistema operativo
operating system
sistemas abiertos
open systems
sistemas de base de datos
database systems
sistemas relaciónales extensibles
extendible relational systems
sitio
site
sitio de respaldo
backup site
sitio del resultado
result site
sitio primario
primary site
sólo de lectura
read-only
sombras, creación de
shadowing
SQL dinámico
dynamic SQL
SQL incorporado
embedded SQL
subárbol
subtree
subcadenas, comparación de (SQL)
substring comparison
subclase
subclass
subesquema (IDMS)
subschema
sublenguaje de datos
data sublanguage
subobjetivo
subgoal
subtipo
subtype
subtipos, jerarquía de
subtype hierarchy
suceso, clase de
event class
suceso'Condición'acción, regla de
event-condition-action rule
superclase/subclase, jerarquía/retícula
superclass/subclass hierarchy/lattice
superclase/subclase, vínculo
superclass/subclass relationship
superclave
superkey
supertipo (00)
supertype

supervisor durante la ejecución **(DB2)**
runtime supervisor
suposición de escritura restringida
constrained write assumption

tabla base
base table
tabla de páginas
page table
tabla de páginas sombra
shadow page table
tabla virtual
^ virtual table
texto, extracción de
text retrieval
Thomas, regla de escritura de
Thomas' write rule
tiempo predefinido
timeout
tipo de conjuntos recursivos
recursive set type
tipo de datos
data type
tipo de datos abstractos
abstract data type
tipo de datos booleano
boolean data type
tipo de registro hijo
child record type
tipo enumerado
enumerated type
tipos atómicos
atomic types
tipos de datos de carácter
character data types
tipos de datos numéricos
numeric data types
tipos de restricciones codificadas
coded restriction types
tipos de restricciones de dominio
domain restriction types
tipos de restricciones de estado
state restriction types
tipos de restricciones de clave
key restriction types
tipos de restricciones de transición
transition restriction types
tipos de restricciones de vínculo
relationship restriction types
tipos de restricciones declarativas
declarative restriction types
tipos de restricciones por procedimientos
procedural restriction types
tipos extensibles, sistema de
extensible type system
topología
topology
transacción (transacciones)
transaction
transacción abortada
aborted transaction
transacción activa
active transaction
transacción confirmada
commited transaction
transacción fallida
failed transaction
transacción larga
long transaction
transacción local
local transaction
transacción programada
canned transaction
transferencia, costo de (en bases de datos distribuidas)
transfer cost
transferencia, velocidad de
transfer rate
transformación
mapping
transformación de modelos de datos
data models mapping
transición, restricción de
transition constraint
transmisión, costo de
transmission cost
transparencia de distribución
distribution transparency
transparencia de ubicación
location transparency
traslapo, restricción de (especialización)
overlapping constraint
tres esquemas, arquitectura de
three-schema architecture
tupia (relacional)
tuple
tupia de referencia
referencing tuple
tupias colgantes
dangling tuples
tupias espurias
spurious tuples

tupias, cálculo relacional de
tuple relational calculus

unidad de disco
disk drive
unidad de ejecución
run unit
UNIÓN EXTERNA, operación
OUTER UNION operation
UNIÓN, operación
UNION operation
universo de discurso (UoD)
universe of discourse
uno a muchos **(1**:N), vínculo
one-to-many relationship
uno a uno **(1:1),** vínculo
one-to-one relationship
usuario autónomo
stand-alone user
usuario avanzado
sophisticated user
usuario esporádico
casual user
usuario final
end user
usuario global
global user
usuario local
local user
usuario paramétrico
parametric user
usuario simple
naive user
utilerías
Utilities

validación, fase de
validation phase
validación, protocolos de
validation protocols
valor atómico
atomic value
valor de verdad (de un átomo)
truth value
valor nulo
null value
variable libre
free variable
variable ligada
bound variable
variable limitada
limited variable
vector (modelo de red)
vector
velocidad de transferencia masiva
bulk transfer rate
versiones, creación de
versioning
víctima, selección de
victim selection
vigilancia
monitoring
vínculo
relationship
vínculo binario
binary relationship
vínculo específico
specific relationship
vínculo identificador
identifying relationship
vínculo n-ario
n-ary relationship
vínculo padre-hijo virtual
virtual parent child relationship
vínculo recursivo
recursive relationship
vínculo ternario
ternary relationship
vínculos inversos (en ObjectStore)
inverse relationships
violación de la integridad, acciones por
integrity violation actions
vista (relacional)
view
vistas, integración de
view integration
vistas, seriabilidad de
view seriability
votación^
voting
voz, reconocimiento de
speech recognition

La ventaja más importante de este libro es su tratamiento coherente y balanceado de la tecnología de bases de datos. La segunda edición cubre temas de vanguardia como las bases de datos orientadas a objetos. Este libro es un recurso con el que todo profesional de las bases de datos debe contar.

Eugene Sheng
Western Illinois University

En lo que respecta a profundidad, amplitud y actualidad, esta obra no tiene igual. La nueva edición establece un justo medio entre In cobertura de las más modernas tecnologías de bases ele. datos v explicaciones claras de la teoría v el diseño, así como un tratamiento amplio de los modelos v los sistemas reales. En un reflejo de la preponderancia del modelo relacional de bases de datos en la práctica, este libro ofrece una amplia cobertura de las tecnologías relaciónales, incluida la transformación ER a relacional, una descripción actualizada de SQL2 y un capítulo completo sobre DB2. Hay tres capítulos nuevos sobre aspectos prácticos de implementación, enfocándose en el procesamiento de transacciones, el control de concurrencia y las técnicas de recuperación. Además, se examinan los últimos avances en los campos de las bases de datos orientadas a objetos, la arquitectura cliente-servidor y las bases de datos deductivas. En un capítulo final se presentan las tendencias que están apareciendo en el área de las bases de datos.

Algunas características de esta segunda edición son:

- Se trata ampliamente el modelo relacional, incluidas las restricciones de integridad relaciónales, las operaciones de actualización y el diseño de bases de datos relaciónales.
- Se hace hincapié en el procesamiento de transacciones y las técnicas de implementación,
- Se describe la gestión de las bases de datos orientadas a objetos y se examinan los sistemas comerciales 02 y ObjectStore.
- Se presentan las bases de datos deductivas, incluyendo ejemplos de LDL y otros sistemas deductivos.
- Se incluye la información más reciente sobre bases de datos distribuidas, considerando las arquitecturas cliente-servidor y la tendencia hacia los sistemas de múltiples bases de datos.
- Se reseñan las últimas investigaciones sobre bases de datos, destacando las bases de datos activas, temporales, espaciales, de multimedios v científicas.