HỌC VIỆN CÔNG NGHỆ BU CHÍNH VIỄN THÔNG

GIÁO TRÌNH
CƠ SỞ DỮ LIỆU PHÂN TÁN

Biên soạn: TS. **Phạm Thế Quế** (chủ biên)
TS. **Hoàng Minh**

NHÀ XUẤT BẢN THÔNG TIN VÀ TRUYỀN THÔNG
Hà Nội - 2009

LỜI NÓI ĐẦU

Lý thuyết hệ cơ sở dữ liệu phân tán là sự tích hợp của hai hướng tiếp cận xử lý dữ liệu, đó là lý thuyết các hệ cơ sở dữ liệu (Database System) và công nghệ mạng máy tính (Computer Network). Các phương thức xử lý dữ liệu phát triển từ phương thức truyền thống - mỗi một ứng dụng được định nghĩa, cập nhật và xử lý dữ liệu riêng rẽ trên các tệp riêng chuyển sang xử lý dữ liệu tập trung, nghĩa là dữ liệu được định nghĩa và được quản lý một cách tập trung. Do đó đảm bảo được tính độc lập của dữ liệu, các chương trình ứng dụng không phụ thuộc vào cấu trúc dữ liệu logic hay cấu trúc lưu trữ vật lý và ngược lại.

Nhằm mục đích trang bị kiến thức cơ sở và nâng cao về các hệ cơ sở dữ liệu phân tán, lý thuyết phân mảnh không tổn thất thông tin, vấn đề tương tranh và hiệu năng xử lý phân tán cho học sinh, sinh viên ngành Công nghệ thông tin và các ngành kỹ thuật khác, Học viện Công nghệ Bưu chính Viễn thông đã phối hợp với Nhà xuất bản Thông tin và Truyền thông xuất bản cuốn sách *"**Giáo trình Cơ sở dữ liệu phân tán**"* do TS. Phạm Thế Quế biên soạn.

"*Giáo trình Cơ sở dữ liệu phân tán*" không chỉ đề cập đến những vấn đề cơ sở lý thuyết mà còn trình bày một số kỹ năng cần thiết để thiết kế và cài đặt các hệ cơ sở dữ liệu cụ thể. Nội dung giáo trình gồm 06 chương:

Chương 1: Khái niệm cơ bản về cơ sở dữ liệu phân tán. Giới thiệu những khái niệm cơ bản về xử lý truy vấn, mục đích của việc xử lý truy vấn và giới thiệu chức năng các tầng của quá trình xử lý truy vấn. Công cụ để xử lý truy vấn là các phép tính quan hệ và đại số quan hệ. Trong thiết kế cơ sở dữ liệu phân tán, việc phân mảnh dữ liệu và cấp phát dữ liệu có vai trò quan trọng cho việc xử lý truy vấn dữ liệu, làm tăng tính cục bộ tham chiếu, tăng khả năng thực hiện truy vấn đồng thời song song trên nhiều vị trí.

Chương 2: Thiết kế các hệ cơ sở dữ liệu phân tán. Trình bày những vấn đề cơ bản về thiết kế cơ sở dữ liệu phân tán. Nhấn mạnh đặc biệt đến các vấn đề phân mảnh và cấp phát dữ liệu trên các node của mạng máy tính.

Chương 3: Xử lý truy vấn trong cơ sở dữ liệu phân tán. Giới thiệu những khái niệm cơ bản về xử lý truy vấn, mục đích của việc xử lý truy vấn và giới thiệu chức năng các tầng của quá trình xử lý truy vấn. Công cụ để xử lý truy vấn là các phép tính quan hệ và đại số quan hệ. Trong thiết kế cơ sở dữ liệu phân tán, việc phân mảnh dữ liệu và cấp phát dữ liệu có vai trò quan trọng cho việc xử lý truy vấn dữ liệu, làm tăng tính cục bộ tham chiếu, tăng khả năng thực hiện truy vấn đồng thời song song trên nhiều vị trí.

Chương 4: Quản lý giao dịch và điều khiển đồng thời phân tán. Trình bày các khái niệm cơ bản về giao dịch, các tính chất của một giao dịch, các loại giao dịch và các kỹ thuật điều khiển đồng thời phân tán, điều khiển đồng thời bằng khóa chốt và bằng nhãn thời gian. Nội dung của chương cũng giới thiệu các thuật toán điều khiển đồng thời có các tính chất biệt lập và nhất quán của các giao dịch. Cơ chế điều khiển đồng thời phân tán của các hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán đảm bảo tính nhất quán của các hệ cơ sở dữ liệu được duy trì.

Chương 5: Các hệ cơ sở dữ liệu song song. Giới thiệu về những khái niệm cơ bản của các hệ cơ sở dữ liệu song song. Mạng máy tính có khả năng thực hiện các ứng dụng và quản lý cơ sở dữ liệu, nền tảng cơ bản cho các nguyên lý quản lý dữ liệu phân tán.

Chương 6: Hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán. Giới thiệu các khái niệm cơ bản về đối tượng và mô hình dữ liệu phân tán đối tượng, các phương pháp thiết kế phân tán đối tượng. Các kỹ thuật phân mảnh và cấp phát dữ liệu đối tượng phân tán. Giới thiệu các phương pháp quản lý đối tượng, quản lý giao dịch đối tượng và xử lý vấn tin đối tượng.

Sau mỗi chương đều có phần câu hỏi và bài tập để bạn đọc củng cố lại kiến thức của mình.

Tác giả đã dành nhiều công sức cho việc biên soạn, song giáo trình sẽ khó tránh khỏi những thiếu sót. Rất mong nhận được các ý kiến góp ý của các bạn đồng nghiệp và bạn đọc để giáo trình được hoàn thiện hơn trong lần tái bản sau.

Xin trân trọng cảm ơn./.

HỌC VIỆN CÔNG NGHỆ BƯU CHÍNH VIỄN THÔNG

MỤC LỤC

Chương 4

QUẢN LÝ GIAO DỊCH VÀ ĐIỀU KHIỂN ĐỒNG THỜI PHÂN TÁN

Chương 4 bao gồm các nội dung chính sau đây:

- Tổng quan về quản lý giao dịch
- Các tính chất giao dịch
- Các loại giao dịch
- Điều khiển đồng thời phân tán.

4.1 GIỚI THIỆU

Khi nghiên cứu về cơ sở dữ liệu phân tán, đơn vị truy xuất dữ liệu cơ bản được xem xét là câu truy vấn. Điều gì sẽ xảy ra nếu hai câu truy vấn cùng cập nhật trên một mục dữ liệu, hoặc hệ thống gặp sự cố phải ngưng hoạt động khi đang thực hiện truy vấn. Điều này sẽ dẫn đến tổn hại nghiêm trọng cơ sở dữ liệu. Thực tế, khái niệm truy vấn không hề có sự thực thi nhất quán hay tính toán tin cậy. Giao dịch (Transaction) và quản lý giao dịch đảm bảo cho việc tính toán câu truy vấn nhất quán và tin cậy khi các chiến lược thực thi được xác định.

Một cơ sở dữ liệu được gọi là có trạng thái nhất quán nếu nó tuân theo tất cả các ràng buộc toàn vẹn. Trạng thái của cơ sở dữ liệu có thể xảy ra sự thay đổi có thể do các thao tác cập nhật như: sửa đổi, chèn thêm và xóa. Vì vậy cần đảm bảo rằng cơ sở dữ liệu luôn luôn ở trong trạng thái nhất quán. Cơ sở dữ liệu có thể ở trạng thái không nhất quán tạm thời trong quá trình thực thi giao dịch, nhưng cơ sở dữ liệu phải được nhất quán khi kết thúc giao dịch.

Hình 4.1: Mô hình giao dịch

Nói giao dịch nhất quán nghĩa là nói về hoạt động của các giao dịch đồng thời. Cơ sở dữ liệu nhất quán ngay cả khi có một số yêu cầu của người sử dụng đồng thời truy cập như: đọc hoặc cập nhật cơ sở dữ liệu. Sẽ phức tạp hơn khi xét các cơ sở dữ liệu nhân bản. Một cơ sở dữ liệu nhân bản ở trong một trạng thái nhất quán tương hỗ (Mutually Consistent State) nếu tất các bản sao của mỗi mục dữ liệu có giá trị giống nhau, còn được gọi là sự tương đương một bản (One Copy Equivalence), vì tất cả các bản đều phải nhận cùng một trạng thái vào cuối lúc thực thi giao dịch.

Nói đến độ tin cậy của giao dịch, nghĩa là đang nói đến khả năng tự thích ứng của hệ thống đối với các loại sự cố và khả năng khôi phục lại từ những sự cố đó. Một hệ thống tự thích ứng sẽ dung nạp được các sự cố hệ thống và có thể tiếp tục cung cấp các dịch vụ ngay cả khi có sự cố xảy ra. Hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán phải có khả năng khôi phục được là một hệ quản trị cơ sở dữ liệu, sau khi gặp sự cố, có khả năng chuyển sang trạng thái nhất quán, bằng cách quay về trạng thái nhất quán trước hoặc chuyển sang trạng thái nhất quán mới.

Quản lý giao dịch tức là cần xử lý các vấn đề sao cho phải duy trì cơ sở dữ liệu trong trạng thái nhất quán ngay cả khi có nhiều truy cập đồng thời và xảy ra sự cố.

Các thuật toán điều khiển đồng thời có các tính chất khác biệt và nhất quán của các giao dịch. Cơ chế điều khiển đồng thời phân tán của một hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán, phải duy trì tính nhất quán của

cơ sở dữ liệu phân tán với giả thiết các thành phần phần cứng và phần mềm là hoàn toàn tin cậy. Các cơ chế điều khiển đồng thời phân tán đã trở thành một trong những thành phần cơ bản của một hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán.

4.2 TỔNG QUAN VỀ GIAO DỊCH

4.2.1 Các khái niệm cơ bản về giao dịch

Trạng thái nhất quán (Consistent State) của một cơ sở dữ liệu: Một cơ sở dữ liệu ở trong một trạng thái nhất quán nếu nó tuân theo tất cả các ràng buộc toàn vẹn được định nghĩa trên nó.

Độ tin cậy (Reliability): Muốn nói đến khả năng tự thích ứng của một hệ thống đối với các loại sự cố và khả năng khôi phục từ những sự cố này. Một hệ thống tự thích ứng sẽ dung nạp được các sự cố hệ thống và có thể tiếp tục cung cấp dịch vụ ngay cả khi xảy ra sự cố.

Quản lý giao dịch (Transaction Management): Việc giải quyết các bài toán sao cho cố gắng duy trì cho được cơ sở dữ liệu ở trong tình trạng nhất quán ngay cả khi có nhiều truy cập đồng thời và khi giao dịch có sự cố.

Khái niệm giao dịch trong các hệ cơ sở dữ liệu phân tán hàm chứa một số các đặc tính cơ bản như tính nguyên tố và tính bền vững, nhằm chỉ ra những khác biệt giữa một giao dịch và một câu truy vấn.

Giao dịch là một đơn vị tính toán nhất quán và tin cậy trong các hệ cơ sở dữ liệu phân tán. Về mặt trực quan, giao dịch nhận một cơ sở dữ liệu và thực hiện trên nó một hành động, tạo ra một phiên bản cơ sở dữ liệu mới, tức là tạo ra một dịch chuyển trạng thái. Điều này tương tự như câu truy vấn thực hiện. Nếu cơ sở dữ liệu nhất quán trước khi thực thi giao dịch, có thể đảm bảo rằng cơ sở dữ liệu cũng sẽ nhất quán vào lúc kết thúc thực thi cho dù:

- Giao dịch có thể được thực hiện đồng thời với các giao dịch khác, và
- Sự cố có thể xảy ra trong quá trình thực thi.

Như vậy có thể hiểu một giao dịch là một dãy các thao tác, các câu hỏi truy vấn được biểu diễn trong các ngôn ngữ truy vấn hay là những đoạn chương trình được nhúng trong một ngôn ngữ chủ. Tính tương thích của giao dịch theo nghĩa được hiểu là tính đúng đắn của nó. Nói cách khác, giao dịch luôn luôn chuyển cơ sở dữ liệu từ một trạng thái tương thích đến một trạng thái tương thích khác. Tương thích của cơ sở dữ liệu phân tán khác với tương thích của giao dịch. Cơ sở dữ liệu có tính tương thích nếu nó thỏa mãn mọi ràng buộc tương thích được định nghĩa trên nó. Những thay đổi trạng thái của cơ sở dữ liệu xảy ra do các phép toán cập nhật (Update), chèn (Insert) và xóa (Delete). Khi thực hiện các giao dịch, cơ sở dữ liệu có thể tạm thời không tương thích, nhưng khi kết thúc giao dịch thì cơ sở dữ liệu phải ở trạng thái tương thích.

Một giao dịch phân tán gồm nhiều giao dịch con, thực hiện ở nhiều vị trí khác nhau. Môi trường phân tán có ảnh hưởng đến tất cả các khía cạnh quản lý giao dịch.

Một giao dịch là một dãy các thao tác đọc và ghi trên cơ sở dữ liệu cùng với các bước tính toán. Cụ thể hơn, có thể xem một giao dịch như là một chương trình truy cập vào cơ sở dữ liệu được gắn vào. Hoặc có thể định nghĩa một giao dịch là thực thi đơn của chương trình. Truy vấn đơn cũng có thể được coi là một chương trình và được đưa ra như là một giao dịch.

Biểu diễn một giao dịch T: begin..., ..., ... end. Giữa begin và end là các thao tác cơ bản đọc, ghi và xử lý. Giao dịch đọc dữ liệu, ghi dữ liệu và thực hiện tính toán qua một vùng đệm làm việc (Private Workspace). Các tính toán của giao dịch sẽ không có tác dụng trên cơ sở dữ liệu cho đến khi thực hiện ghi vào cơ sở dữ liệu.

Ví dụ 4.1: Xét câu truy vấn "Tăng kinh phí các dự án CAD/CAM lên 10%".

```
UPDATE      PROJ
SET         BUDGET = BUDGET*1.1
WHERE       PNAME = "CAD/CAM"
```

Câu truy vấn này có thể được đặc tả qua ký pháp SQL, như một giao dịch bằng cách gán cho nó tên BUDGET_UPDATE và khai báo như sau:

```
Begin_transaction BUDGET_UPDATE
  begin
    EXEC SQL    UPDATE PROJ
    SET         BUDGET = BUDGET*1.1
    WHERE       PNAME = "CAD/CAM"
  end.
```

Các lệnh Begin_transaction và end xác định ranh giới của một giao dịch. Biểu diễn giao dịch trên bằng dãy các thao tác:

Begin read PNAME, nếu thỏa mãn PNAME = "CAD/CAM", read BUDGET, BUDGET = BUDGET*1.1, write BUDGET end.

Ví dụ 4.2: Xét bài toán đặt chỗ máy bay, giả sử có các quan hệ sau:

- FLIGHT (FNO, DATE, SRC, DEST, STSOLD, CAP) là quan hệ chuyến bay.
- CUST (CNAME, ADDR, BAL) là quan hệ về khách hàng đặt chỗ trước.
- FC(FNO, DATE, CNAME, SPECIAL) là quan hệ khách hàng - chuyến bay.

Trong đó, FNO là mã số chuyến bay, DATE là ngày, tháng chuyến bay, SRC và DEST là nơi xuất phát và nơi đến của chuyến bay, STSOLD là số lượng ghế đã được bán trên chuyến bay đó, CAP là số lượng khách mà chuyến bay có thể chở được, CNAME là tên khách hàng, ADDR địa chỉ và số dư trong BAL, SPECIAL tương ứng với các yêu cầu đặc biệt mà khách hàng đưa ra khi đặt chỗ.

Giả sử một nhân viên bán vé nhập mã số chuyến bay, ngày tháng, tên khách và thực hiện đặt chỗ trước. Giao dịch thực hiện như sau:

```
Begin_transaction Reservation
  begin
    input (flight_no, date, customer_name).                    (1)
      EXEC SQL    UPDATE     FLIGHT
        SET       STSOLD = STSOLD + 1                          (2)
        WHERE     FNO = flight_no
        AND       DATE = date;
      EXEC SQL    INSERT
        INTO FC (FNO, DATE, CNAME, SPECIAL)                    (3)
        VALUES (flight_no, date, customer_name, null);
    Output ("reservation completed")                           (4)
  end.
```

Biến của chương trình:

- flight_no: mã số chuyến bay.
- date: ngày tháng của chuyến bay.
- customer_name: tên khách hàng.

Câu lệnh begin_transaction và end khởi đầu và kết thúc của một giao dịch. Giao dịch thực hiện tuần tự các bước như sau:

- Dòng (1): Nhập mã số chuyến bay, ngày tháng của chuyến bay và tên khách hàng, flight_no, date, customer_name.
- Dòng (2): Tăng lên một ghế cho số ghế đã bán trên chuyến bay đang được yêu cầu.
- Dòng (3): Chèn một bộ vào trong quan hệ FC. Giả sử rằng đây là khách hàng cũ nên không cần thiết phải chèn thêm thông tin về khách hàng vào trong quan hệ CUST. Từ khoá null chỉ ra rằng khách hàng không có yêu cầu đặc biệt gì thêm.
- Dòng (4): Ghi kết quả giao dịch ra màn hình của nhân viên bán vé.

Giao dịch trên ngầm được cho giả định sẽ được kết thúc, tức là luôn luôn còn chỗ trống trên chuyến bay đó, không kiểm tra còn vé hay không. Tuy nhiên đây là một giả thiết không thực tế và đặt ra một vấn đề là khả năng kết thúc giao dịch.

Chuỗi các thao tác các phép toán của giao dịch được biểu diễn như sau: begin nhập flight_no, date và customer_name vào vùng đệm, read và so sánh flight_no, read và so sánh date, read STSOLD, STSOLD = STSOLD + 1, write STSOLD, write một bộ (flight_no, date, customer_name, null), hiển thị ra màn hình end.

4.2.2 Điều kiện kết thúc giao dịch

Một giao dịch luôn luôn phải được kết thúc ngay cả khi hệ thống có sự cố xảy ra. Có hai tình huống kết thúc giao dịch xảy ra:

a) Nếu giao dịch thành công, nói rằng giao dịch là ủy thác (Commit). Vai trò quan trọng của sự uỷ thác biểu hiện ở hai mặt:

- Lệnh Commit thông tin cho hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán - DBMS biết rằng kết quả thực hiện của giao dịch đến tại thời điểm này cần phải được phản ánh vào trong cơ sở dữ liệu. Qua đó làm cho các giao dịch đang truy xuất các mục dữ liệu đó có thể thấy được chúng.
- Điểm mà giao dịch Commit là một điểm "không quay trở lại". Kết quả của giao dịch đã Commit bây giờ sẽ được lưu cố định trong cơ sở dữ liệu và không thể phục hồi lại trạng thái trước được.

b) Ngược lại với Commit, nếu giao dịch dừng lại và chưa hoàn thành, nói rằng giao dịch đó bị hủy bỏ (Abort). Một giao dịch bị hệ quản trị cơ sở dữ liệu huỷ bỏ có thể vì bế tắc hay vì nhiều lý do khác. Ví dụ giao dịch sẽ bị huỷ bỏ khi chuyến bay không còn vé. Khi một giao dịch bị huỷ bỏ, tất cả quá trình thực thi sẽ bị ngừng lại và tất cả mọi hành động đã được thực hiện phải được hồi phục lại (Undo), chuyển cơ sở dữ liệu về trạng thái trước khi thực hiện giao dịch, điều này được gọi là Rollback.

Ví dụ 4.3:

```
Begin_transaction Reservation
   begin
      input (flight_no, date, customer_name)
           EXEC SQL SELECT STSOLD, CAP
           INTO temp1, temp2
           FROM FLIGHT
           WHERE FNO = flight_no
           AND DATE = date;
      if temp1 = temp2 then
           begin
                output("không còn ghế trống");
                Abort
           end
      else begin
           EXEC SQL UPDATE FLIGHT
           SET STSOLD = STSOLD + 1
           WHERE FNO = flight_no
           AND DATE = date;
           EXEC SQL INSERT
           INTO FC(FNO, DATE, CNAME, SPECIAL)
           VALUES(flight_no, date, customer_name, null);
           Commit;
           Output("Giao dịch đã hoàn thành");
         end.
      end-if
end.
```

Giải thích hoạt động của giao dịch:

- Câu lệnh SQL đầu tiên sẽ chuyển STSOLD và CAP vào trong hai biến temp1 và temp2. Khác với giao dịch đã trình bày trong ví dụ 4.2 là cập nhật giá trị STSOLD vào trong cơ sở dữ liệu.
- So sánh temp1và temp2 xem còn vé trên chuyến bay đó hay không. Giao dịch sẽ bị huỷ bỏ nếu không còn vé. Ngược lại nếu còn vé thì giao dịch sẽ cập nhật giá trị STSOLD và chèn bộ mới vào trong quan hệ FC để ghi nhận rằng vé đã được bán.

Như vậy khi trên chuyến bay mà khách hàng đặt vé không còn chỗ trống thì giao dịch lập tức bị huỷ bỏ.

4.2.3 Đặc tính của giao dịch

Giao dịch chỉ đọc và ghi dữ liệu, cơ sở cho việc nhận biết một giao dịch. Các đặc tính của giao dịch bao gồm:

- Các mục dữ liệu được giao dịch đọc tạo thành tập đọc RS (Read Set).
- Các mục dữ liệu được giao dịch ghi được gọi là tập ghi WS (Write Set). Tập đọc hoặc tập ghi của giao dịch không nhất thiết phải tách biệt nhau.
- Hợp tập đọc và tập ghi của giao dịch tạo thành tập cơ sở BS = RS $\cup$ WS .

Đặc trưng các giao dịch chỉ trên cơ sở các thao tác đọc và ghi mà không cần xem xét đến các thao tác chèn và xóa.

Ví dụ 4.4:

RS = {FLIGHT.STSOLD, FLIGHT.CAP}

WS = {FLIGHT.STSOLD, FC.FNO, FC.DATE, FC.CNAME, FC.SPECIAL}

BS = {FLIGHT.STSOLD, FLIGHT.CAP, FC.FNO, FC.DATE, FC.CNAME, FC.SPECIAL}.

4.2.4 Đặc trưng hóa khái niệm giao dịch

Định nghĩa khái niệm giao dịch một cách hình thức như sau:

Ký hiệu:

- Phép toán O_j của giao dịch T_i khi thực hiện trên thực thể x của cơ sở dữ liệu là O_{ij} (x). Theo qui ước $O_{ij} \in$ {read, write}. Các phép toán giả sử là nguyên tố, nghĩa là mỗi phép toán được thực thi như là một đơn vị không thể chia nhỏ được.
- OS_i là tập tất cả các phép toán trong T_i, nghĩa là $OS_i = \cup_j O_{ij}$. N_i biểu thị cho tình huống kết thúc của T_i, trong đó $N_i \in$ {Abort, Commit}.

Như vậy, có thể định nghĩa giao dịch T_i là một thứ tự bộ phận trên các phép toán và tình huống kết thúc của nó. Thứ tự bộ phận P = {$\sum$, α} định nghĩa một trật tự giữa các phần tử của $\sum$ (được gọi là miền) qua một quan hệ hai ngôi bắc cầu và không phản xạ α được định nghĩa trên $\sum$ bao gồm các phép toán và tình huống kết thúc của một giao dịch, trong đó α chỉ thứ tự thực hiện của những phép toán này. Một cách hình thức, một giao dịch T_i là một thứ tự bộ phận T_i = {$\sum_i$, α}, trong đó:

1. $\Sigma_i = OS_i \cup \{N_i\}$
2. Với hai phép toán bất kỳ O_{ij}, $O_{ik} \in OS_i$, nếu O_{ij} = {R(x) hoặc W(x)} và O_{ik} = W(x) với một mục dữ liệu x nào đó, khi đó hoặc $O_{ij}\ \alpha_i\ O_{ik}$ hoặc $O_{ik}\ \alpha_i\ O_{ij}$
3. $\forall O_{ij} \in OS_i$, $O_{ij}\ \alpha_i\ N_i$.

Điều kiện thứ nhất định nghĩa miền như một tập hợp các thao tác đọc và ghi cấu tạo nên giao dịch với tình huống kết thúc, có thể là Commit hoặc Abort. Điều kiện thứ hai xác định quan hệ thứ tự giữa các thao tác đọc và ghi có tương tranh của giao dịch, điều kiện cuối cùng chỉ ra rằng tình huống kết thúc luôn đi sau tất cả những thao tác khác.

Ví dụ 4.4: Xét ví dụ về hệ thống đặt vé máy bay như trong ví dụ 4.3, có hai tình huống kết thúc, phụ thuộc vào còn vé hay không và nó chỉ tồn tại một tình huống. Tuy nhiên giao dịch là một thực thi của chương trình, vì vậy vẫn có hai khả năng xảy ra: hủy bỏ hay ủy thác. Bằng khái niệm hình thức hoá giao dịch có thể biểu diễn các giao dịch đó như sau:

- Giao dịch đầu: $T_1 = \{\sum_1, \alpha_1\}$

  $\sum_1 = \{R(STSOLD), R(CAP), A\}$.

  $\alpha_1 = \{R(STSOLD), A), (R(CAP), A)$.

- Giao dịch sau: $T_2 = \{\sum_2, \alpha_2\}$

  $\sum_2 = \{R(STSOLD), R(CAP), W(STSOLD), W(FNO), W(DATE), W(CNAME), W(SPECIAL), C\}$;

  $\alpha_2 = \{(R(STSOLD), W(STSOLD)), (R(CAP), W(STSOLD)), (R(STSOLD), (FNO)), (R(STSOLD), W(DATE)), (R(STSOLD), W(CNAME)), (R(STSOLD), W(SPECIAL)), (R(CAP), W(FNO)), (R(CAP), W(DATE)), (R(CAP), W(CNAME)), (R(CAP), W(SPECIAL)), (R(STSOLD),C), (R(CAP),C), (W(STSOLD),C), (W(FNO),C), (W(DATE,C), (W(CNAME, C), (W(SPECIAL),C)\}$

Có thể biểu diễn một giao dịch như một thứ tự bộ phận, là một đồ thị có hướng không vòng DAG (Directed Acyclic Graph). Các đỉnh của đồ thị là các phép toán của giao dịch và cũng là mối liên hệ thứ tự giữa mỗi cặp phép toán đã cho. Điều này cho phép biểu diễn sự thực thi một lúc nhiều giao dịch, đồng thời cũng chứng minh được tính đúng đắn của nó nhờ các công cụ của lý thuyết đồ thị.

Ví dụ 4.5: Xét một giao dịch đơn giản T như sau:

```
Read(x)
Read(y)
```

$x \leftarrow x + y$

Write(x)

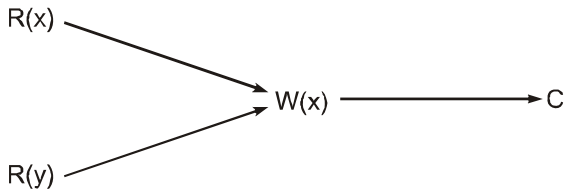
Commit

Khi đó Σ = {R(x), R(y), W(x), C}

α = {(R(x), W(x)), (R(y), W(x)), (W(x), C), (R(x), C), (R(y), C)}

Trong đó (O_i, O_j) là $O_i \alpha O_j$

Giao dịch được biểu diễn bằng một đồ thị DAG, trong đó không có các cung được suy ra nhờ tính chất bắc cầu mặc dù chúng là những phần tử của α.



Hình 4.2: Biểu diễn dạng DAG cho một giao dịch

4.3 CÁC TÍNH CHẤT GIAO DỊCH

Tính nhất quán và độ tin cậy của giao dịch có bốn tính chất, được gọi là tính chất ACID (ACIDity) của giao dịch:

1. Tính nguyên tố (A)
2. Tính nhất quán (C)
3. Tính cô lập (I)
4. Tính bền vững (D).

4.3.1 Tính nguyên tố

Một giao dịch được xử lý như là một đơn vị thao tác. Hoặc tất cả các thao tác của giao dịch được hoàn thành, hoặc ngược lại, không có thao tác nào được hoàn thành. Tính nguyên tố đòi hỏi nếu thực thi của giao dịch bị ngắt bởi một sự cố nào đó thì hệ quản trị cơ sở dữ liệu sẽ

chịu trách nhiệm xác định công việc cần được thực hiện đối với giao dịch để khôi phục lại sau sự cố. Có hai kiểu hoạt động: hoặc nó sẽ được kết thúc bằng cách hoàn thành các hoạt động còn lại, hoặc có thể được kết thúc bằng cách khôi phục lại tất cả các hoạt động đã được thực hiện.

Có hai loại sự cố, một giao dịch có thể có lỗi trong khi hoạt động do lỗi dữ liệu vào, bế tắc, hoặc các yếu tố khác. Trong các trường hợp này, giao dịch tự hủy hoặc hệ quản trị cơ sở dữ liệu phải hủy giao dịch trong khi nó hủy bế tắc chẳng hạn. Duy trì được tính nguyên tố khi có sự hiện diện của hai loại sự cố này thường được gọi là khôi phục giao dịch. Loại sự cố thứ hai là sự cố hệ thống, như sự cố thiết bị lưu trữ, sự cố của bộ xử lý, mất điện,... Bảo đảm tính nguyên tử trong trường hợp này gọi là khắc phục sự cố.

Sự khác biệt giữa hai loại sự cố là trong một số loại tai nạn hệ thống, thông tin trong bộ nhớ chính có thể bị mất hoặc không truy cập được. Cả hai kiểu khôi phục đều là các vấn đề về độ tin cậy.

Mỗi nguyên tố là một thao tác cơ bản. Đảm bảo cho tính nguyên tố của các giao dịch là các phương pháp tuần tự hóa làm cho các thao tác của giao dịch thực hiện một cách tuần tự.

Một giao dịch không có tính nguyên tố nếu:

1. Trong hệ thống phân chia theo thời gian, giao dịch T có thể kết thúc trong khi T đang tính toán và các hoạt động của giao dịch khác sẽ được thực hiện trước khi T hoàn tất. Trong trường hợp này hệ thống phải bảo đảm rằng, dù điều gì có xảy ra trong khi giao dịch thực hiện, thì cơ sở dữ liệu không bị ảnh hưởng bởi các tác động bất ngờ của giao dịch. Hoặc
2. Một giao dịch chưa hoàn tất các công việc, phải chấm dứt hoạt động giữa chừng, có thể vì thực hiện phép toán không hợp lệ (chia cho số 0), hoặc có thể do yêu cầu dữ liệu không được quyền truy xuất. Hệ thống buộc giao dịch phải ngừng hoạt

động vì nhiều lý do. Trong trường hợp này hệ thống phải đảm bảo rằng, giao dịch bị hủy bỏ sẽ không ảnh hưởng gì lên cơ sở dữ liệu hoặc có không ảnh hưởng đến các giao dịch khác.

Mỗi giao dịch là một chuỗi các thao tác cơ bản như đọc, ghi các mục dữ liệu trên cơ sở dữ liệu và các phép toán xử lý đơn giản trong vùng làm việc, hoặc các bước khóa chốt và giải phóng khóa, hoặc ủy thác giao dịch... là những bước nguyên tố, vì nó xảy ra trong vùng làm việc cục bộ, không bị ảnh hưởng bởi phép toán cho đến khi giao dịch tái khởi động trở lại.

4.3.2 Tính nhất quán

Tính nhất quán của giao dịch là tính đúng đắn của giao dịch. Nói rằng, một giao dịch có tính đúng đắn nếu ánh xạ cơ sở dữ liệu từ trạng thái nhất quán này sang trạng thái nhất quán khác. Việc xác nhận giao dịch nhất quán là vấn đề kiểm soát dữ liệu ngữ nghĩa. Đảm bảo tính nhất quán là mục tiêu của các cơ chế điều khiển đồng thời.

Tính nhất quán các CSDL chia thành bốn mức nhất quán.

Mức 3: Giao dịch T thỏa mãn nhất quán mức 3 nếu:

1. T không ghi đè lên dữ liệu rác của những giao dịch khác (Dirty Data là những giá trị dữ liệu được cập nhật bởi một giao dịch trước khi nó Commit).
2. T không Commit bất kỳ thao tác ghi nào cho đến khi nó hoàn tất mọi thao tác ghi (nghĩa là đến lúc kết thúc giao dịch EOT - End Of Transaction).
3. T không đọc dữ liệu rác của những giao dịch khác.
4. Những giao dịch khác không làm cho dữ liệu mà T đã đọc trước khi T hoàn tất trở thành dữ liệu rác.

Mức 2: Giao dịch T thỏa mãn nhất quán mức 2 nếu:

1. T không ghi đè lên dữ liệu rác của những giao dịch khác.

2. T không commit bất kỳ thao tác ghi nào trước EOT.

3. T không đọc dữ liệu rác của những giao dịch khác.

Mức 1: Giao dịch T thỏa mãn nhất quán mức 1 nếu:

1. T không ghi đè lên dữ liệu rác của những giao dịch khác.

2. T không commit bất kỳ thao tác ghi nào trước EOT.

Mức 0: Giao dịch T thỏa mãn nhất quán mức 0 nếu:

1. T không ghi đè lên dữ liệu rác của những giao dịch khác.

Độ nhất quán mức cao bao trùm các mức độ nhất quán mức thấp. Một số giao dịch hoạt tác ở mức nhất quán 3, các giao dịch khác có thể hoạt tác ở mức thấp hơn và rất có thể sẽ nhìn thấy các dữ liệu rác.

4.3.3 Tính cô lập

Tính cô lập đòi hỏi mỗi giao dịch phải luôn nhìn thấy cơ sở dữ liệu nhất quán. Nói cách khác, một giao dịch đang thực thi không thể làm lộ ra các kết quả của nó cho các giao dịch khác đang cùng hoạt động trước khi nó Commit. Tính nhất quán phải được duy trì qua lại giữa các giao dịch. Nếu hai giao dịch đồng thời truy cập đến một mục dữ liệu đang được một trong số chúng cập nhật thì không thể bảo đảm rằng giao dịch thứ hai sẽ đọc được giá trị đúng.

Bảo đảm tính cô lập bằng cách không cho phép các giao dịch khác nhìn thấy các kết quả chưa hoàn thành như trong ví dụ trên sẽ giải quyết được vấn đề cập nhật tổn thất (Lost Update). Nếu một giao dịch cho phép những giao dịch khác nhìn thấy những kết quả chưa hoàn thành của nó trước khi Commit rồi quyết định hủy bỏ, thì mọi giao dịch đã đọc những giá trị chưa hoàn thành đó cũng sẽ phải hủy bỏ, gây phí tổn đáng kể cho hệ quản trị cơ sở dữ liệu.

Ví dụ 4.6: Xét hai giao dịch đồng thời T_1 và T_2 cùng truy xuất đến mục dữ liệu x. Giả sử giá trị của x trước khi bắt đầu thực hiện là 50.

T_1: Read(x)	T_2: Read(x)
x ← x + 1	x ← x + 1
Write(x)	Write(x)
Commit	Commit

Dưới đây là một dãy thực thi cho các hành động của những giao dịch này.

T_1: Read(x)

T_1: x ← x + 1

T_1: Write(x)

T_1: Commit

T_2: Read(x)

T_2: x ← x + 1

T_2: Write(x)

T_2: Commit

Các giao dịch T_1 và T_2 thực hiện lần lượt. Giao dịch T_2 đọc được giá trị của x là 51. Nếu T_2 thực thi trước T_1 thì T_2 đọc được giá trị 50. Như vậy nếu T_1 và T_2 được thực thi lần lượt, thì giao thứ hai sẽ đọc được giá trị của x là 51 và sau khi kết thúc hai giao dịch, x sẽ có giá trị 52. Nếu các giao dịch T_1 và T_2 thực thi đồng thời, giả sử dãy thực thi sau đây có thể xảy ra:

T_1: Read(x)

T_1: x ← x + 1

T_2: Read(x)

T_1: Write(x)

T_2: x ← x + 1

T_2: Write(x)

T_2: Commit

T_2: Commit

Khi đó giao dịch T_2 đọc được giá trị của x là 50, giá trị này không đúng, vì khi T_2 đọc x trong khi giá trị của x đang thay đổi từ 50 thành 51 và giá trị của x sẽ là 51 vào lúc kết thúc các giao dịch T_1 và T_2. Hành động ghi của T_2 sẽ ghi đè lên kết quả ghi của T_1. Như vậy các giao dịch T_1 và T_2 không cô lập lẫn nhau, nhìn thấy các kết quả chưa hoàn tất của nhau.

Loại cô lập cập nhật thất lạc (Lost Update), được gọi là tính ổn định con chạy (Cursor Stability). Trong ví dụ trên, dãy thực thi T_2 đã làm cho tác dụng của T_1 bị mất. Loại cô lập hủy bỏ dây chuyền (Cascading Abort), nếu một giao dịch cho phép các giao dịch khác nhìn thấy những kết quả chưa hoàn tất của nó trước khi ủy thác rồi nó quyết định hủy bỏ, mọi giao dịch đã đọc những giá trị chưa hoàn tất đó cũng sẽ phải hủy bỏ. Xâu mắt xích này dễ dàng tăng nhanh và gây ra những phí tổn đáng kể cho hệ quản trị cơ sở dữ liệu.

Giữa tính chất cô lập và tính nhất quán của giao dịch cũng có sự phụ thuộc lẫn nhau. Khi di chuyển lên cây phân cấp các mức nhất quán, các giao dịch càng cô lập hơn. Mức 0 cung cấp rất ít tính chất "cô lập" ngoài việc ngăn cản các cập nhật thất lạc. Tuy nhiên vì các giao dịch sẽ ủy thác trước khi hoàn tất tất cả các thao tác ghi, nếu có một hủy bỏ xảy ra sau đó, nó sẽ đòi hỏi phải bồi lại bởi những giao dịch khác. Nhất quán mức 2 tránh được các hủy bỏ dây chuyền. Mức 3 cung cấp toàn bộ khả năng cô lập, buộc một trong các giao dịch tương tranh phải đợi cho đến khi giao dịch kia kết thúc. Những dãy thực thi như thế được gọi là nghiêm ngặt (Strict). Như vậy tính cô lập của các giao dịch ảnh hưởng trực tiếp đến tính nhất quán cơ sở dữ liệu và đảm bảo tính nhất quán là mục tiêu của các cơ chế điều khiển đồng thời.

Các mức cô lập SQL được ANSI định nghĩa là những tình huống có thể xảy ra nếu sự cô lập thích hợp không được duy trì. Ba hiện tượng được đặc tả là:

1. *Đọc rác (Dirty Read):* Dữ liệu rác nghĩa là giá trị các mục dữ liệu đã bị sửa đổi bởi một giao dịch chưa ủy thác. Giao dịch T_1 sửa đổi một giá trị dữ liệu rồi nó lại được đọc bởi một giao dịch T_2 khác trước khi T_1 đã thực hiện Commit hay Abort. Trong trường hợp Abort, T_2 đã đọc một giá trị chưa hề tồn tại trong CSDL. Một đặc tả chính xác của hiện tượng này như sau:

   ...$W_1(x)$,..., $R_2(x)$..., C_1 (hoặc A_1)..., C_2 (hoặc A_2)

   Hoặc

   ...$W_1(x)$,..., $R_2(x)$,..., C_2 (hoặc A_2)..., C_1 (hoặc A_1)

2. *Đọc không lặp lại (Non - repeatable Read):* Giao dịch T_1 đọc một dữ liệu. Sau đó một giao dịch T_2 khác sửa hoặc xóa mục dữ liệu đó rồi ủy thác. Nếu sau đó T_1 đọc lại mục dữ liệu đó, hoặc nó đọc được một giá trị khác hoặc nó không thể tìm thấy được mục đó; vì thế hai hành động đọc trong cùng một giao dịch T_1 trả về các kết quả khác nhau. Một đặc tả chính xác của hiện tượng này như sau:

   ..., $R_1(x)$..., $W_2(x)$,..., C_1 (hoặc A_1)..., C_2 (hoặc A_2)

   Hoặc

   ..., $R_1(x)$..., $W_2(x)$,..., C_2 (hoặc A_2)..., C_1 (hoặc A_1)

3. *Ảnh ảo (phantom)*: Điều kiện ảnh ảo trước kia đã được định nghĩa xảy ra khi T_1 thực hiện tìm kiếm theo một vị từ và T_2 chèn những bộ mới thỏa vị từ đó. Đặc tả chính xác của hiện tượng này là (P là vị từ tìm kiếm)

   ..., $R_1(P)$,..., W_2 (y thuộc P),..., C_1 (hoặc A_1)..., C_2 (hoặc A_2)

   Hoặc

   ..., $R_1(P)$,..., W_2 (y thuộc P),..., C_2 (hoặc A_2)..., C_1 (hoặc A_1).

Dựa trên những hiện tượng này, các mức cô lập đã được định nghĩa như sau:

1. *Đọc không ủy thác (Read Uncommited):* Với các giao dịch hoạt tác tại mức này, tất cả ba hiện tượng đều có thể.
2. *Đọc có ủy thác (Read Committed):* Đọc bất khả lặp và ảnh ảo đều có thể những đọc rác thì không.
3. *Đọc có lặp lại (Rapeatable Read):* Chỉ ảnh ảo là có thể.
4. *Khả năng tuần tự hóa bất thường (Anomaly Serializable):* Không có hiện tượng nào có thể.

4.3.4 Tính bền vững

Tính bền vững (Durability) đảm bảo cho giao dịch đã Commit, kết quả của nó được duy trì cố định và không bị xóa khỏi cơ sở dữ liệu. Vì vậy, hệ quản trị cơ sở dữ liệu bảo đảm kết quả của giao dịch vẫn tồn tại dù hệ thống có xảy ra sự cố gì. Tính bền vững theo nghĩa khôi phục cơ sở dữ liệu về trạng thái nhất quán khi đã Commit.

4.4 CÁC LOẠI GIAO DỊCH

Có nhiều mô hình giao dịch tương ứng với các mô hình ứng dụng, được phân loại theo các quan điểm sau:

- Theo thời gian hoạt động của giao dịch.
- Theo tổ chức các hành động đọc và ghi.
- Theo cấu trúc của chúng.

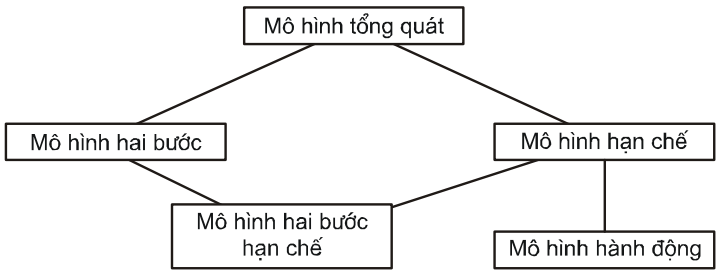
4.4.1 Các loại giao dịch theo thời gian hoạt động

Các loại giao dịch theo thời gian hoạt động bao gồm loại theo kiểu trực tuyến (On Line, hoặc Short Life, loại kiểu lô (Batch hoặc Long Life). Các giao dịch trực tuyến đặc trưng bởi thời gian thực thi đáp ứng rất ngắn trong khoảng vài giây và truy cập một phần nhỏ cơ sở dữ liệu. Lớp giao dịch này bao quát phần lớn các ứng dụng hiện có. Ví dụ như các giao dịch ngân hàng và giao dịch đặt vé máy bay... Ngược lại, giao dịch kiểu lô sử dụng nhiều thời gian thực thi hơn (thời

gian đáp ứng được tính bằng phút, giờ, ngày) và truy cập một phần khá lớn cơ sở dữ liệu. Các ứng dụng điển hình là các cơ sở dữ liệu CAD/CAM, các ứng dụng thống kê, tạo báo cáo, các truy vấn phức tạp và những xử lý hình ảnh. Có thể định nghĩa một giao dịch trực thoại thực hiện tương tác với người sử dụng đã đưa ra giao dịch.

4.4.2 Các loại giao dịch dựa trên việc tổ chức các hành động đọc và ghi

Có thể phân loại giao dịch dựa trên việc tổ chức các hành động đọc và ghi. Các giao dịch tổng quát (General) pha trộn các hành động đọc và ghi không theo bất kỳ một thứ tự cụ thể nào. Nếu một giao dịch bị hạn chế, buộc tất cả các hành động đọc phải được thực hiện trước hành động ghi, thì nó được gọi là giao dịch hai bước (Two Step). Tương tự, nếu giao dịch bị buộc phải đọc một mục dữ liệu trước khi cập nhật, thì giao dịch được gọi là hạn chế (Restricted) hay đọc trước ghi (Read Before Write). Nếu một giao dịch vừa thuộc loại hai bước vừa loại hạn chế, nó được gọi là giao dịch hai bước hạn chế (Restricted Two Step). Cuối cùng là mô hình hành động (Action Mode) của các giao dịch, được cấu tạo bởi loại hạn chế, yêu cầu từng cặp <đọc, ghi> được thực hiện theo kiểu nguyên tố.



Hình 4.3: Các mô hình giao dịch

4.4.3 Luồng công việc - WorkFlows

Trong quá trình quản lý các giao dịch, người ta nhận thấy rằng đối với các giao dịch ngắn và mối quan hệ đơn giản thì việc quản lý

rất dễ dàng và ngay cả việc thực thi cũng rất tốt. Tuy nhiên khi dữ liệu trong hệ phân tán nhiều về số lượng và vị trí thì các giao dịch trở nên dài hơn, phức tạp hơn. Mô hình giao dịch đơn giản không còn phù hợp cần thay thế bằng một mô hình giao dịch phức tạp hơn, kết hợp có tính mở các giao dịch với nhau.

Có thể hiểu "Workflow" - dòng công việc, là một tập hợp các tác vụ (Task) được tổ chức để hoàn thành một số tiến trình giao dịch (Business Process).

Có ba loại luồng công việc như sau:

1. *Luồng công việc hướng con người* (Human Oriented) gồm con người trong việc thực hiện các tác vụ. Hỗ trợ của hệ thống được cung cấp nhằm tạo thuận lợi cho việc hợp tác và điều phối giữa con người với nhau nhưng chính con người phải chịu trách nhiệm bảo đảm tính nhất quán của các hành động.
2. *Luồng công việc hướng hệ thống* (System Oriented) chứa các tác vụ chuyên dùng và nặng về tính toán, có thể được máy tính thực hiện. Hỗ trợ của hệ thống trong trường hợp này rất đáng kể, bao gồm việc điều khiển đồng thời và khôi phục thực thi tác vụ tự động,...
3. *Luồng công việc giao dịch* (Transactional Workflow) nằm trong phạm vi giữa luồng công việc hướng con người và luồng công việc hướng hệ thống và đặc trưng của chúng. Việc thực thi có điều phối của nhiều tác vụ:

   a. Có thể có con người;

   b. Đòi hỏi truy cập đến các hệ thống HAD (hỗn hợp, tự trị và phân tán) Hỗ trợ việc sử dụng một cách chọn lọc các tính chất ACID của giao dịch cho từng tác vụ hoặc toàn bộ luồng công việc.

*Đặc điểm của dòng công việc hướng giao dịch: L*à dòng công việc đề cập đến thực thi kết hợp của nhiều tác vụ (task) liên quan đến:

a. Con người

b. Các yêu cầu truy cập đến hệ thống HAD (hệ thống HAD là hệ thống có 3 tính chất: hỗn tạp (Heterogeneous), tự trị (Autonomous), phân tán (Distributed))

c. Liên quan đến hỗ trợ lựa chọn sử dụng các đặc tính toàn tác cho các tác vụ riêng lẻ hoặc các dòng công việc toàn bộ

Đặc điểm (c) là quan trọng nhất đối với các dòng công việc toàn tác.

Có rất nhiều tổ chức về Transactional Workflow và theo nhiều cách khác nhau, nhưng đặc điểm chung mà về loại dòng công việc này đó là một tập hợp các tác vụ mà thứ tự quan hệ giữa chúng được định nghĩa tốt.

Ví dụ 4.7: Xét một ví dụ về dòng công việc, trong một hệ thống phục vụ khách du lịch có nhu cầu về đặt vé máy bay và thuê xe hơi. Mô hình các tác vụ trên các khách hàng (Database Customers), vé máy bay (Fligth) và phát hành hóa đơn (Bills), được biểu diễn trong hình 4.4. Trong đó: T_1, T_2, T_3, và T_4 là các tác vụ (Task). Có thể hiểu tác vụ là một thao tác thực hiện một vấn đề nào đó.

Customer Database là cơ sở dữ liệu chứa thông tin về khách hàng bao gồm các thông tin cá nhân và thông tin nhu cầu đặt vé báy bay và thuê xe.

- Cơ sở dữ liệu khách hàng được truy xuất để có được yêu cầu của khách hàng về đặt vé máy bay và thuê xe. Tác vụ T_1 là sự ghi nhận yêu cầu này.
- Tác vụ T_2 đặt vé máy bay bằng cách truy xuất vào cơ sở dữ liệu đặt vé máy bay (Fligth) và thực hiện đáp ứng yêu cầu khách hàng thuê xe và khách sạn.
- Tác vụ T_2 yêu cầu tác vụ T_3 trao đổi các thỏa thuận về xe hơi với các công ty cho thuê xe hơi.

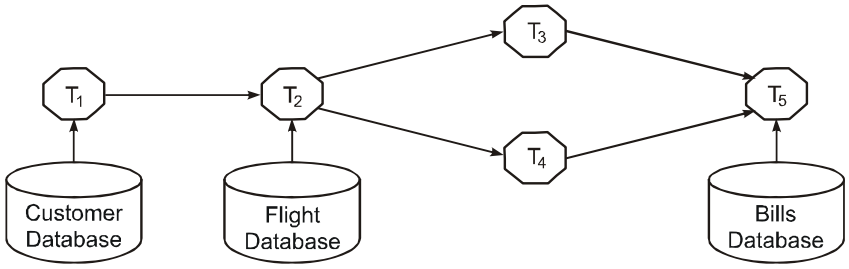
- Tác vụ T_2 yêu cầu tác vụ T_4 trao đổi các thỏa thuận về khách sạn.
- Tác vụ T_5 thao tác tính hóa đơn sau khi đã thỏa thuận mọi điều khoản đáp ứng các yêu cầu của khách lưu thông tin trong cơ sở dữ liệu hóa đơn.

Trong luồng công việc này tác vụ T_2 sẽ phụ thuộc vào T_1, vì T_2 phải đáp ứng yêu cầu của T_1 và T_3 và T_4 phụ thuộc vào T_2, vì T_3 và T_4 sinh ra sau khi T_2 thực hiện.

T_3 và T_4 được thực thi song song. T_5 phụ thuộc vào T_3 và T_4, việc tính hóa đơn chỉ thực hiện khi các thỏa thuận đã được hoàn tất.

Một luồng công việc được mô hình hóa như là một hoạt động (Activity), các ngữ nghĩa cho phép các kết quả chưa hoàn chỉnh được duyệt lại bởi các giới hạn bên ngoài của hoạt động đó, tức là các biên của hoạt động. Vì vậy các tác vụ cấu thành một luồng công việc được cho phép cam kết một cách riêng biệt.

Các tác vụ có thể là các hoạt động khác cùng ngữ nghĩa giao dịch của luồng công việc đang xây dựng.



Hình 4.4: Một ví dụ về dòng công việc

4.5 ĐIỀU KHIỂN CÁC GIAO DỊCH ĐỒNG THỜI PHÂN TÁN

4.5.1 Đặt vấn đề

Điều khiển các giao dịch một cách đồng thời là một vấn đề quan trọng trong môi trường cơ sở dữ liệu phân tán, càng có ý nghĩa khi nhu cầu thực hiện các giao dịch từ phía người sử dụng là rất lớn. Các

giao dịch được tiến hành song song sẽ nâng cao hiệu năng hoạt động của hệ thống. Tuy nhiên việc thực hiện đồng thời các giao dịch sẽ nảy sinh nhiều vấn đề phức tạp. Một trong các vấn đề lớn nhất đó là sự tương tranh giữa các giao dịch cùng có nhu cầu sử dụng một mục dữ liệu. Làm thế nào để đảm bảo các giao dịch hoạt động có hiệu quả, đảm bảo được các tính chất biệt lập và nhất quán của các giao dịch, tính độc lập và toàn vẹn của dữ liệu. Đó chính là các mục tiêu của điều khiển đồng thời phân tán.

Điều khiển đồng thời phân tán giải quyết các vấn đề về biệt lập (Isolation) và tính nhất quán (Consistency) của các giao dịch. Cơ chế điều khiển đồng thời phân tán của một hệ quản trị cơ sở dữ liệu là nhằm đảm bảo tính nhất quán của cơ sở dữ liệu trong môi trường phân tán có nhiều người sử dụng. Nếu hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán điều khiển hoạt động đơn giản các giao dịch phân tán, bằng cách thực hiện tuần tự các giao dịch, giao dịch sau bước vào hoạt động sau khi giao dịch trước đã hoàn tất. Phương pháp này hạn chế khả năng truy cập hệ thống đến tối thiểu, trong khi phần cứng của hệ thống có thể đáp ứng được cho nhiều truy cập cùng một lúc.

Mức độ đồng thời các giao dịch, nghĩa là số lượng các giao dịch hoạt động cùng một lúc, là một tham số quan trọng nhất trong các hệ phân tán. Vì vậy cơ chế điều khiển phân tán duy trì được mức độ đồng thời cao là tìm ra một phương án thích hợp vừa duy trì được tính nhất quán của cơ sở dữ liệu, vừa đảm bảo số lượng giao dịch.

Để giải quyết bài toán điều khiển đồng thời, giả sử hệ thống phân tán hoàn toàn tin cậy và không hề có bất cứ một sai sót nào về phần cứng và cũng như phần mềm. Giả thiết này cho phép mô tả công việc quản lý đồng thời, không phải mô tả các hoạt động của hệ thống.

Lý thuyết tuần tự (Serializability Theory), là nền tảng cơ sở để xây dựng cho các thuật toán điều khiển đồng thời phân tán.

4.5.2 Tính khả tuần tự lịch biểu

Nếu việc thực thi đồng thời các giao dịch làm cho cơ sở dữ liệu ở vào trạng thái như khi thực hiện tuần tự theo một thứ tự nào đó thì các vấn đề như cập nhật bị thất lạc sẽ được giải quyết. Đây là điểm quan trọng của lý luận về tính khả tuần tự. Một lịch biểu S được định nghĩa trên tập giao dịch T = $\{T_1, T_2,..., T_n\}$ và xác định thứ tự thực thi đan xen lẫn nhau các thao tác trong giao dịch (lịch biểu tuần tự), khi đó các sự cố tranh chấp chắc chắn không xảy ra và trong cơ sở dữ liệu sẽ được một kết quả nào đó. Lịch biểu có thể được mô tả như là một thứ tự bộ phận trên T.

Giả sử có tập k giao dịch T = $\{T_1, T_2,..., T_k\}$. Như vậy tương ứng với T có k! (k giai thừa) các lịch biểu tuần tự khác nhau. Giả sử hoạt động của các giao dịch đồng thời là đúng đắn khi và chỉ khi tác động của nó cũng giống như tác động có được của một lịch biểu tuần tự. Một lịch biểu S (Schedule) cho một tập các giao dịch T là thứ tự (có thể xen kẽ) các bước cơ bản của các giao dịch được thực hiện.

Hai thao tác $O_{ij}(x)$ và $O_{kl}(x)$, i, k không nhất thiết phải phân biệt, cùng truy cập đến một thực thể cơ sở dữ liệu x được gọi là có tương tranh nếu ít nhất một trong chúng là thao tác ghi. Biết rằng, các thao tác đọc không tương tranh với nhau, vì vậy, có hai loại tương tranh đọc-ghi và ghi-ghi. Hai thao tác này có thể cùng một giao dịch hoặc thuộc về hai giao dịch khác nhau và chúng tương tranh với nhau. Như vậy, sự tương tranh giữa các giao dịch sẽ xuất hiện giữa hai thao tác phụ thuộc vào thứ tự thực hiện của chúng.

a) Một lịch biểu đầy đủ (Complete Schedule)

Là lịch biểu định nghĩa thứ tự thực hiện cho tất cả các thao tác trong miền biến thiên của nó. Về hình thức, một lịch biểu đầy đủ S^c_T được định nghĩa trên một tập giao dịch T= $\{T_1, T_2, ..., T_n\}$ là một thứ tự bộ phận $S^c_T = \{\Sigma_T, \alpha_T\}$, trong đó:

1. $\sum_T = \cup_{i=1}^{n} \sum_i$

2. $\alpha_T \supseteq \cup_{i=1}^{n} \alpha_i$

3. Hai thao tác tương tranh bất kỳ $O_{ij}, O_{kl} \in \Sigma_T$ có $O_{ij}\ \alpha_T\ O_{kl}$ hoặc $O_{kl}\ \alpha_T\ O_{ij}$.

Điều kiện đầu tiên khẳng định miền biến thiên của lịch biểu là hợp của các miền biến thiên của từng giao dịch. Điều kiện thứ hai định nghĩa một quan hệ thứ tự là một tập bao hàm của các quan hệ thứ tự của các giao dịch. Điều này duy trì thứ tự thao tác bên trong mỗi giao dịch. Điều kiện cuối cùng định nghĩa thứ tự thực thi giữa các thao tác tương tranh.

Ví dụ 4.8: Xét hai giao dịch của ví dụ 4.7, được đặc tả:

T_1: Read(x)	T_2: Read(x)
x ← x + 1	x ← x + 1
Write(x)	Write(x)
Commit	Commit

Một lịch biểu đầy đủ S^c_T trên T = {T_1, T_2} có thể được biểu diễn như sau:

$$S^c_T = \{\Sigma_T, \alpha_T\}$$

Trong đó:

$$\Sigma_1 = \{R_1(x), W_1(x), C_1\}$$

$$\Sigma_2 = \{R_2(x), W_2(x), C_2\}$$

Vì vậy:

$$\Sigma_T = \Sigma_1 \cup \Sigma_2 = \{R_1(x), W_1(x), C_1, R_2(x), W_2(x), C_2\}$$

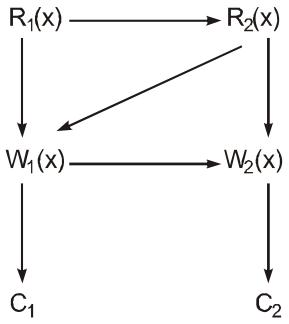
và

$$\alpha_T = \{(R_1, R_2), (R_1, W_1), (R_1, C_1), (R_1, W_2),(R_1, C_2), (R_2, W_1), (R_2, C_1), (R_2, W_2), (R_2, C_2),(W_1, C_1), (W_1, W_2), (W_1, C_2), (C_1, W_2), (C_1. C_2), (W_2, C_2)\}.$$

Để đơn giản hóa ký pháp cho một lịch biểu thường được đặc tả như dãy các thao tác trong Σ_T, quy ước S_T^c có thể được đặc tả như sau:

$$S_T^c = \{R_1(x), R_2(x), W_1(x), C_1, W_2(x), C_2\}$$

Biểu diễn lịch biểu đầy đủ đủ S^c_T dưới sơ đồ DAG như hình 4.5.



Hình 4.5: Biểu diễn DAG của một lịch biểu đầy đủ

b) Lịch biểu là một tiền tố (Prefix) của lịch biểu đầy đủ

Lịch biểu được định nghĩa như sau:

Cho một thứ tự bộ phận P = {Σ,α}. Nói rằng P' = {Σ',α'} là một tiền tố của P nếu

1. $\Sigma' \subseteq \Sigma$

2. $\forall e_i \in \Sigma'$, $e_1\ \alpha'\ e_2$ khi và chỉ khi $e_1\ \alpha\ e_2$

3. $\forall e_i \in \Sigma'$, nếu $\exists e_j \in \Sigma$ và $e_j \in e_i$ thì $e_j \in \Sigma'$.

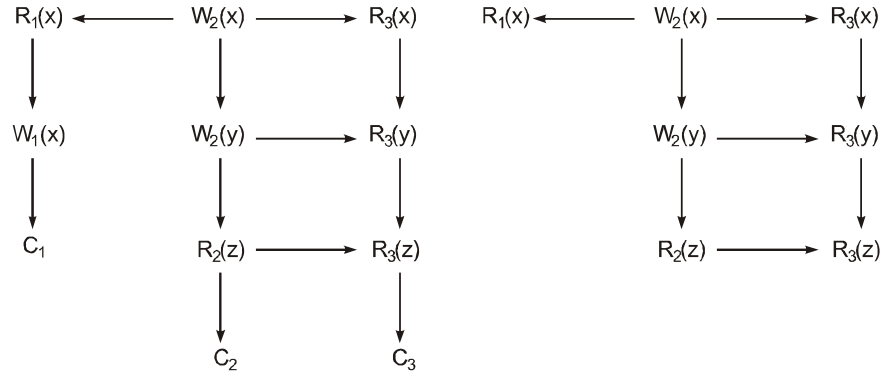
(1) và (2) xác định P' là một hạn chế của P trên miền Σ' và các quan hệ thứ tự trong P được duy trì trong P'. Điều kiện (3) chỉ ra rằng với mọi phần tử của Σ', tất cả các phần tử đứng trước nó trong Σ cũng phải thuộc Σ'.

Dựa vào một lịch biểu tiền tố của thứ tự bộ phận có thể xử lý các lịch biểu không đầy đủ trong các trường hợp các giao dịch có tương tranh và khi xuất hiện sự cố cần phải có khả năng giải quyết với những giao dịch không đầy đủ.

Ví dụ 4.9: Minh họa một lịch biểu không đầy đủ. Xét ba giao dịch sau đây:

T_1: Read(x)	T_2: Write(x)	T_3: Read(x)
Write(x)	Write(y)	Read(y)
Commit	Read(z)	Read(z)
	Commit	Commit

Một lịch biểu đầy đủ S^c cho những giao dịch này được trình bày trong hình 4.6a và một lịch biểu S là một tiền tố của S^c được mô tả trong hình 4.6b.



a) Một lịch biểu đầy đủ b) Tiền tố của lịch biểu đầy đủ

Hình 4.6

c) Lịch biểu tuần tự:

Nếu trong một lịch biểu S, các thao tác của các giao dịch khác nhau không được thực hiện xen kẽ, nghĩa là các thao tác của mỗi giao dịch xảy ra liên tiếp, khi đó lịch biểu này được gọi là tuần tự. Thực thi tuần tự một tập các giao dịch duy trì được tính nhất quán của giao dịch, tức là duy trì được tính nhất quán của cơ sở dữ liệu. Mỗi giao dịch, khi được thực hiện độc lập trên một cơ sở dữ liệu nhất quán, sẽ sinh ra một cơ sở dữ liệu nhất quán.

Ví dụ 4.10: Xét một lịch biểu của các giao dịch trong ví dụ 4.9 như sau:

$S = \{W_2(x), W_2(y), R_2(z), C_2, R_1(x), W_1(x), C_1, R_3(x), R_3(x), R_3(y), R_3(z), C_3\}$.

Lịch biểu S là tuần tự vì tất cả các thao tác của T_2 được thực hiện trước các thao tác của T_1 và các thao tác của T_1 được thực hiện trước các thao tác của T_3.

Có thể biểu diễn mối liên hệ thứ bậc giữa các thực thi giao dịch là:

$T_2 \alpha_S T_1 \alpha_S T_3$ hoặc $T_2 \rightarrow T_1 \rightarrow T_3$.

d) Sự tương đương của các lịch biểu:

Nói rằng, hai lịch biểu S_1 và S_2 được định nghĩa trên cùng một tập giao dịch T là tương đương nếu chúng có cùng tác dụng trên cơ sở dữ liệu. Nói cách khác, hai lịch biểu S_1 và S_2 được định nghĩa trên cùng một tập giao dịch T được gọi là tương đương nếu với mỗi cặp thao tác tương tranh O_{ij} và O_{kl} ($i \neq k$), mỗi khi O_{ij} α_1 O_{kl} thì O_{ij} α_2 O_{kl}. Gọi là tương đương tương tranh vì sự tương đương của hai lịch biểu theo thứ tự thực thi tương đối của các thao tác tương tranh trong các lịch biểu. Giả thiết T không chứa các giao dịch bị hủy bỏ.

Như vậy dựa vào mối liên hệ thứ bậc của thứ tự bộ phận, có thể định nghĩa sự tương đương của các lịch biểu ứng với tác dụng của chúng trên cơ sở dữ liệu.

Ví dụ: Cho hai lịch biểu sau được định nghĩa trên ba giao dịch của ví dụ 4.9:

$S = \{W_2(x), W_2(y), R_2(z), C_2, R_1(x), W_1(x), C_1, R_3(x), R_3(x), R_3(y), R_3(z), C_3\}$.

$S' = \{W_2(x), R_1(x), W_1(x), C_1, R_3(x), W_2(y), R_3(y), R_2(z), C_2, R_3(z), C_3\}$

Hiển nhiên lịch biểu S và S' là tương đương tương tranh.

e) Tính khả tuần tự của lịch biểu:

Một lịch biểu S được gọi là khả tuần tự hay khả tuần tự theo tương tranh khi và chỉ khi nó tương đương tương tranh với một lịch biểu tuần tự. Lưu ý rằng tính khả tuần tự chỉ tương đương với tính nhất quán mức 3.

Bây giờ khi đã định nghĩa một cách hình thức tính khả tuần tự, chúng ta có thể chỉ ra rằng chức năng cơ bản của bộ phận điều khiển đồng thời là tạo ra một lịch biểu khả tuần tự để thực hiện các giao dịch đang chờ đợi. Như vậy, vấn đề là điều chỉnh lại các thuật toán để đảm bảo rằng chúng chỉ sinh ra các lịch biểu khả tuần tự.

Lý thuyết khả tuần tự có thể mở rộng cho các hệ cơ sở dữ liệu phân tán không nhân bản bằng phương pháp đơn giản. Lịch biểu thực thi giao dịch tại mỗi vị trí được gọi là lịch biểu cục bộ. Nếu cơ sở dữ liệu không được nhân bản và mỗi lịch biểu cục bộ khả tuần tự thì lịch biểu toàn cục cũng khả tuần tự, với điều kiện là các thứ tự tuần tự hóa cục bộ đều như nhau. Tuy nhiên, trong các cơ sở dữ liệu phân tán có nhân bản, có thể các lịch biểu cục bộ khả tuần tự nhưng tính nhất quán tương hỗ của cơ sở dữ liệu vẫn bị tổn hại.

Ví dụ 4.11: Giả sử hai giao dịch T_1 và T_2 cùng truy cập vào một mục dữ liệu (x) có mặt tại hai vị trí. Giả sử có hai lịch biểu được tạo ra tại hai vị trí:

$S_1 = \{R_1(x), W_1(x), C_1, R_2(x), W_2(x), C_2\}$

$S_2 = \{R_2(x), W_2(x), C_2, R_1(x), W_1(x), C_1\}$

T_1: Read(x)	T_2: Read(x)
x ← x +5	x ←x *10
Write(x)	Write(x)
Commit	Commit

Hiển nhiên hai lịch biểu S_1 và S_2 là những lịch biểu khả tuần tự, mỗi lịch biểu biểu diễn theo một thứ tự thực hiện đúng đắn. Tuy nhiên, có thể nhận thấy các lịch biểu tuần tự hóa T_1 và T_2 theo thứ tự

đảo ngược. Giả sử giá trị của x trước khi thực hiện các giao dịch là 1. Sau khi thực hiện lịch biểu S_1 tại vị trí 1, giá trị của x là 4. Giá trị x là 15 tại vị trí 2, sau khi kết thúc lịch biểu S_2. Điều này vi phạm tính nhất quán tương hỗ của hai cơ sở dữ liệu cục bộ.

***f) Lịch biểu khả tuần tự một bản (One - Copy Serializable*):**

Các lịch biểu có thể duy trì được tính nhất quán tương hỗ được gọi là khả tuần tự một bản. Tính nhất quán tương hỗ yêu cầu tất cả các giá trị của mọi mục dữ liệu nhân bản phải như nhau Một lịch biểu toàn cục khả tuần tự một bản phải thỏa mãn những điều kiện sau:

1. Mỗi lịch biểu cục bộ phải khả tuần tự.
2. Hai thao tác tương tranh phải có cùng thứ tự tương đối trong tất cả các lịch biểu cục bộ nơi mà chúng cùng xuất hiện.

Các thuật toán điều khiển đồng thời bảo đảm được tính khả tuần tự bằng cách đồng bộ hóa các truy cập tương tranh đến cơ sở dữ liệu. Trong các cơ sở dữ liệu nhân bản, nhiệm vụ bảo đảm tính khả tuần tự một bản thường là trách nhiệm của giao thức điều khiển bản sao.

Giả sử một mục dữ liệu x có các bản sao x_1, x_2,..., x_n. Coi x như là một mục dữ liệu logic và mỗi bản sao là một mục dữ liệu vật lý. Nếu tính trong suốt nhân bản được cung cấp, các giao dịch của người sử dụng sẽ đưa ra các thao tác đọc và ghi trên mục dữ liệu x. Giao thức điều khiển bản sao chịu trách nhiệm ánh xạ mỗi thao tác đọc trên mục dữ liệu logic x [Read(x)] thành một thao tác đọc trên một trong những bản sao vật lý x_j của x [Read(x_j)]. Ngược lại, mỗi thao tác ghi trên mục logic x được ánh xạ thành một tập các thao tác ghi trên một tập con của các bản sao vật lý của x. Bất kể ánh xạ chuyển đến toàn bộ tập các bản sao hay chỉ đến một tập con thì nó vẫn là cơ sở để phân loại các thuật toán điều khiển bản sao. Giao thức đọc một/ghi tất cả (RO/WA - Read One/Write All Protocol) điều khiển bản sao ánh xạ một thao tác đọc trên một mục logic đến một bản sao của nó nhưng lại ánh xạ thao tác ghi thành tập các thao tác ghi trên tất cả các bản sao

vật lý. Nhược điểm của giao thức ROWA là làm giảm độ khả dụng của cơ sở dữ liệu khi có sự cố, giao dịch có thể không hoàn tất được trừ khi nó đã phản ánh tác dụng của tất cả các thao tác ghi trên các bản sao. Vì vậy có một số thuật toán cố gắng duy trì tính nhất quán tương hỗ mà không sử dụng đến giao thức ROWA.

4.5.3 Phân loại các cơ chế điều khiển đồng thời

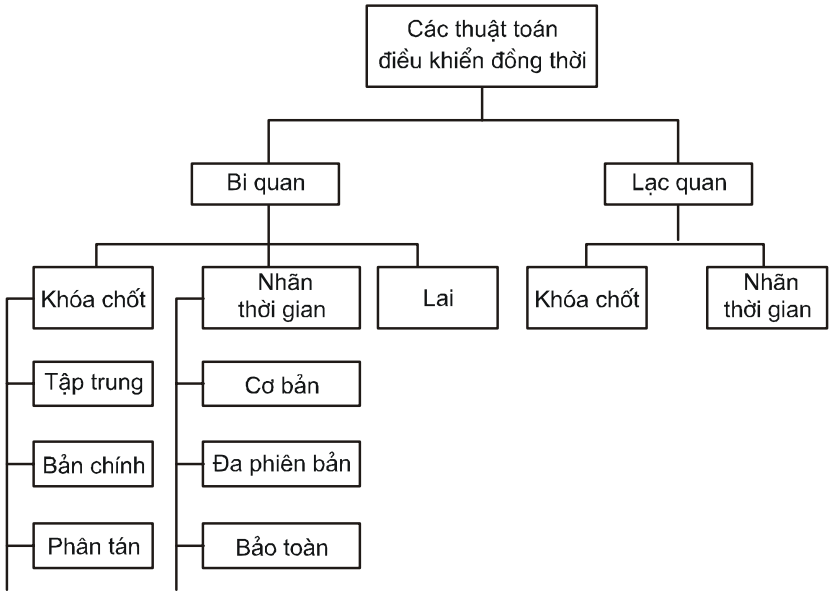
Có nhiều cách phân loại các cơ chế điều khiển đồng thời các giao dịch phân tán. Thông thường cách phân loại dựa trên sự nguyên thủy về sự đồng bộ hóa (Synchronization Primitive). Sự nguyên thủy có thể được sử dụng trong các thuật toán điều khiển đồng thời với hai quan điểm khác nhau như sau:

- Quan điểm bi quan: cho rằng có rất nhiều giao dịch tương tranh với nhau.
- Quan điểm lạc quan: cho rằng không có nhiều giao dịch tương tranh với nhau.

Vì vậy có thể phân loại các cơ chế điều khiển đồng thời các giao dịch thành hai nhóm: phương pháp điều khiển đồng thời lạc quan và phương pháp điều khiển đồng thời bi quan. Các thuật toán bi quan đồng bộ hoá việc thực hiện các giao dịch trước khi thực hiện chúng, trong khi đó các thuật toán lạc quan đồng bộ hóa các giao dịch cho đến khi chúng kết thúc. Nhóm bi quan gồm các thuật toán dựa trên khoá chốt (Locking Based Algorithm), các thuật toán dựa theo thứ tự giao dịch và các thuật toán lai (Hybrid Algorithm). Tương tự, nhóm lạc quan cũng có thể được phân loại thành các thuật toán dựa theo khóa chốt và các thuật toán theo thứ tự thời gian. Được trình bày trong hình 4.7.

Từ hình vẽ, rõ ràng sự phân chia các thuật toán điều khiển đồng thời phân tán dựa trên hai phương pháp bi quan và lạc quan. Các thuật toán sẽ được chia làm ba loại: khóa chốt, theo nhãn thời gian và lai. Trong quan điểm bi quan mỗi loại thuật toán lại được chia nhỏ ra

thành các dạng khác nhau. Đối với loại khóa chốt bao gồm có các dạng: tập trung, bản chính và phân tán. Đối với loại theo nhãn thời gian bao gồm các dạng: cơ bản, đa phiên bản và bảo trì.



Hình 4.7: Phân loại các thuật toán điều khiển đồng thời

Trong cách tiếp cận dùng khóa chốt, việc đồng bộ hóa giao dịch có được bằng cách sử dụng các khóa vật lý hoặc logic trên một phần của cơ sở dữ liệu. Kích thước thường được gọi là độ mịn khóa (Locking Granularity), giả sử kích thước được chọn là một đơn vị khóa (Lock Unit). Khóa chốt là một đặc quyền truy xuất trên một mục dữ liệu mà bộ quản lý khóa chốt có thể trao cho một giao dịch hay thu hồi lại. Thông thường tại mỗi thời điểm chỉ có một tập con các mục bị khóa chốt, vì vậy bộ quản lý khóa chốt có thể lưu các khóa chốt hiện tại trong các bảng khóa (Lock Table) với cấu trúc (I, L, T), trong đó T là giao dịch có một khóa chốt kiểu L trên mục I. Có thể có nhiều giao dịch với nhiều kiểu khóa chốt trên cùng một mục dữ liệu.

Lớp cơ chế theo thứ tự nhãn thời gian TO (Timestamp Ordering) phải tổ chức thứ tự thực hiện của các giao dịch nhằm duy trì được tính nhất quán và tương hỗ giữa các vị trí (liên nhất quán). Việc xếp thứ tự này được duy trì bằng cách gán nhãn thời gian cho cả giao dịch lẫn mục dữ liệu được lưu trong cơ sở dữ liệu. Những thuật toán này có thể thuộc loại cơ bản (Base TO), đa phiên bản (Mutiversion TO), hoặc bảo toàn (Conservative TO). Phương pháp theo thứ tự thời gian đảm bảo không có hai giao dịch cùng nhãn thời gian và thứ tự của chúng là tương đối so với nhãn thời gian tương ứng với thứ tự trong đó giao dịch bắt đầu. Một cách khác là sử dụng trị số đồng hồ hệ thống tại thời điểm một tiến trình bắt đầu làm nhãn thời gian.

Một số thuật toán sử dụng khóa chốt cũng có thể dùng nhãn thời gian, chủ yếu nhằm cải thiện hiệu quả và mức độ hoạt động đồng thời. Lớp thuật toán này được gọi là lớp thuật toán lai. Chúng chưa hề được cài đặt trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán thương mại và các hệ thử nghiệm.

4.6 CÁC THUẬT TOÁN ĐIỀU KHIỂN ĐỒNG THỜI BẰNG KHOÁ CHỐT

Một số định nghĩa:

Declare-type

Operation: Các toán tử Begin_transaction, Read, Write, Abort, hoặc Commit.

DataItem: Một mục dữ liệu trong cơ sở dữ liệu phân tán.

TransactionId: Mã là duy nhất của mỗi giao dịch.

DataVal: Một giá trị có kiểu dữ liệu cơ bản (số nguyên, số thực...).

SiteId: Định danh duy nhất cho vị trí.

Dbop: Một bộ ba gồm

Opn: Operation

Data: DataItem

Tid: TransactionId

Dpmsg: Một bộ ba gồm

Opn: Operation

Tid: TransactionId

Result: DataVal

Scmsg: Một bộ ba gồm

Opn: Operation

Tid: TransactionId

Result: DataVal

Transaction ← Một bộ hai gồm

Tid: TransactionId

Body: thân giao dịch

Message ← một thông báo cần được truyền đi.

OpSet: một tập các Dbop

SiteSet: một tập các SiteId

WAIT(msg:Message)

Begin

đợi một thông báo đến}

End

4.6.1 Thuật toán quản lý khóa cơ bản

1. Khi giao dịch có yêu cầu đọc hoặc ghi vào một mục cơ sở dữ liệu chứa khóa, bộ quản lý giao dịch sẽ chuyển cho bộ quản lý khóa các thao tác đọc, ghi và các thông tin như mục dữ liệu cần truy xuất, định danh của giao dịch đưa ra yêu cầu...

2. Bộ quản lý sẽ thực hiện kiểm tra đơn vị khóa có chứa mục dữ liệu đã bị khóa hay chưa, tức là mục dữ liệu này đã được sử dụng bởi một giao dịch khác hay chưa.
3. Bộ quản lý giao dịch sẽ được trả về các kết quả của các hoạt động. Khi giao dịch kết thúc nó sẽ giải phóng các khoá mà nó đã sử dụng và khởi tạo một giao dich khác cũng đang chờ để truy cập vào khoản mục dữ liệu khác.

Thuật toán quản lý khóa cơ bản (Basic lock manager)

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, TransactionId, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, SOP: OpSet
begin
  repeat
    WAIT(msg)
    case of msg
    Dbop:
    begin
       Op ← dop.opn
       x ← dop.data
       T ←dop.tid
       case of Op
          Begin_transaction:
          begin
            Gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
          end
          Read or Write (Yêu cầu khóa chốt)
```

```
        Begin
            Tìm một đơn vị khóa lu sao cho x ⊆ lu
            If lu chưa bị khóa or khóa lu tương thích với Op then
          begin
                    Thiết lập khóa trên lu với chế độ thích hợp
                    Gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
           end
           else đưa dop vào hàng đợi của lu
           end-if
        end
        Abort or (hoặc) Commit:
        begin
              gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
        end
end-case
Dpmsg:
    begin
        Op ← pm.opn
        res ← pm.result
        T ← pm.tid
        Tìm khóa lu sao cho x ⊆ lu giải phóng khóa trên lu do T giữ
        If không có khóa nào trên lu and không có một hoạt động
           nào đang đợi trong hàng đợi của khóa lu then
        begin
          SOP ←hoạt động đầu tiên trong hàng đợi
                    SOP←SOP∪{O| O là một hoạt động trong hàng
                    đợi mà khóa lu ở chế độ tương thích với các hoạt
                    động trong SOP
```

```
                thiết lập các khóa trên lu đại diện cho các hoạt
                động trong SOP
            for all các hoạt động trong SOP do
                gửi mỗi hoạt động đến bộ xử lý dữ liệu
            end-for
        end-if
    end
end-case
until forever
end. {Basic LM}
```

Thuật toán khóa chốt cơ bản là một thuật toán đơn giản. Tuy nhiên thuật toán không đồng bộ hóa sự thực thi giao dịch một cách hoàn toàn đúng đắn, vì khi đưa ra các lịch biểu khả tuần tự, các thao tác khóa chốt và giải phóng khóa chốt cũng đòi hỏi phải được sắp xếp phối hợp. Vì vậy có thể dẫn đến việc mất đi tính cô lập và tính nguyên tử tổng thể của giao dịch.

Ví dụ 4.12: Xét hai giao dịch sau đây:

T_1:		T_2:	
	Read(x)		Read(x)
	$x \leftarrow x + 1$		$x \leftarrow x*2$
	Write(x)		Write(x)
	Read(y)		Read(y)
	$y \leftarrow y - 1$		$y \leftarrow y*2$
	Write(y)		Write(y)
	Commit		Commit

Thuật toán bộ quản lý khóa cơ bản tạo ra một lịch biểu S như sau:

$S = \{wl_1(x), R_1(x), W_1(x), lr_1(x), wl_2(x), R_2(x), W_2(x), lr_2(x), wl_2(x), R_2(y), W_2(y), lr_2(y), C_2, wl_1(y), R_1(y), W_1(y), lr_1(y), C_1\}$

Ký hiệu $lr_i(z)$ là thao tác giải phóng khóa trên z đang bị T_i giữ. Hiển nhiên lịch biểu S là một lịch biểu không khả tuần tự. Giả sử trước khi thực hiện các giao dịch, giá trị của x là 50 và giá trị của y là 20. Giá trị của x sẽ là 102 và của y là 39 nếu T_1 thực hiện trước T_2, hoặc sẽ là 101 và 39 nếu T_2 thực hiện trước T_1. Kết quả thực hiện S cho giá trị của x là 102 và của y là 39.

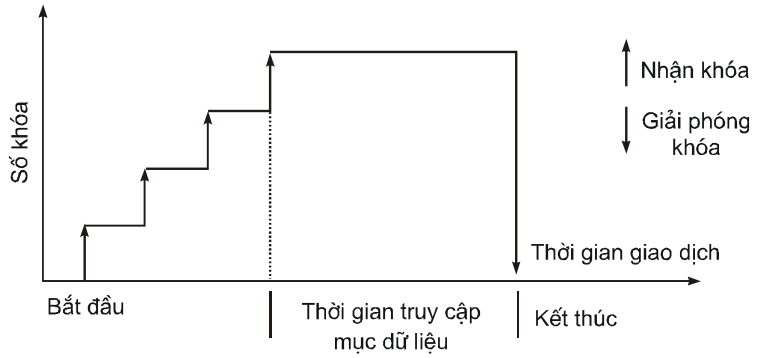
Thuật toán đã giải phóng các khóa khi bị một giao dịch giữ (chẳng hạn T_1) ngay khi lệnh đi kèm (đọc hoặc ghi) được thực hiện và đơn vị khóa (chẳng hạn x) không cần truy cập. Tuy nhiên bản thân giao dịch đó đang khóa những mục khác (chẳng hạn y) sau khi nó giải phóng khóa trên x. Điều này làm tăng khả năng hoạt động đồng thời các giao dịch, cho phép các giao dịch đan xen lẫn nhau, nhưng sẽ vi phạm tính cô lập và tính nguyên tố tổng thể.

4.6.2 Thuật toán khóa chốt 2 pha 2PL

Thuật toán khóa chốt 2 pha (Two Phase Locking - 2PL) giải quyết triệt để những nhược điểm về điều khiển đồng thời các giao dịch trong thuật toán khóa chốt. Dễ dàng mở rộng cho môi trường phân tán, bằng cách trao trách nhiệm quản lý khoá cho một vị trí duy nhất, nghĩa là chỉ có một vị trí là có bộ quản lý khoá. Các bộ quản lý giao dịch ở các vị trí khác nhau phải giao tiếp với bộ quản lý khoá. Cách tiếp cận này được gọi là thuật toán 2PL - vị trí chính (primary site).

Thuật toán khóa chốt 2 pha (2PL) khẳng định rằng không có giao dịch nào yêu cầu khóa sau khi nó đã giải phóng một trong các khóa của nó. Nghĩa là một giao dịch không giải phóng khóa cho đến khi nó không yêu cầu thêm khóa. Các giao dịch trong các thuật toán 2PL thực hiện hai pha, trong pha tăng trưởng nó nhận các khóa và truy cập các mục dữ liệu và pha thu hồi, nó giải phóng các khóa. Điểm khóa (Lock Point) là điểm giao dịch đã nhận được tất cả các khóa nhưng chưa bắt đầu giải phóng bất kỳ khóa nào. Vì thế điểm khóa được xác định cuối pha tăng trưởng và khởi đầu pha thu hồi của một giao dịch.

Tất cả các lịch biểu tạo bởi thuật toán điều khiển đồng thời tuân theo quy tắc 2PL là khả tuần tự.



Hình 4.8: Biểu đồ khóa chốt hai pha nghiêm ngặt

Thuật toán khóa chốt 2 pha làm tăng hoạt động đồng thời, bộ quản lý khóa cho phép các giao dịch đợi khóa tiếp tục truy cập mục dữ liệu và nhận khóa. Tuy nhiên bộ quản lý khóa không biết giao dịch đã nhận đủ khóa và còn truy cập mục dữ liệu hay không. Nếu giao dịch bị hủy bỏ sau khi giải phóng một khóa, nó có thể làm hủy bỏ luôn cả các giao dịch đã truy cập các mục đã mở khóa.

Thuật toán khóa chốt hai pha nghiêm ngặt (Strict Two Phase Locking), thực hiện giải phóng tất cả khóa vào lúc giao dịch kết thúc. Bảo đảm các khóa chỉ được giải phóng nếu thao tác là Commit hay Abort.

Thuật toán khóa chốt hai pha nghiêm ngặt S2PL-LM

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, T: TransactionId, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, SOP: OpSet
begin
  repeat
    WAIT(msg)
```

```
case of msg
Dbop:
begin
   Op ← dop.opn
   x ← dop.data
   T ← dop.tid
   case of Op
      Begin_Transaction:
      begin
        gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
      end
      Read or Write: {yêu cầu khóa}
      begin
        tìm đơn vị khóa lu sao cho x ⊆ lu
        if lu chưa bị khóa or chế độ khóa của lu tương thích với
        Op then
        begin
                đặt khóa trên lu ở chế độ thích hợp
                gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
        end
        else
                đưa dop vào một hàng đợi của lu
        end-if
      end
      Abort or Commit:
      begin
        gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
      end
   end-case
```

```
Dpmsg:
begin
   Op ← pm.opn
   Res ← pm.result
   T ← pm.tid
   if Op = Abort or Op = Commit then
   begin
      for mỗi đơn vị khóa lu bị khóa bởi T do
      begin
        giải phóng khóa trên lu do T giữ
        if không còn khóa nào trên lu and có các thao tác đang
           đợi trong hàng đợi cho lu then
        begin
          SOP ← thao tác đầu tiên trong hàng đợi
          SOP ← SOP ∪ {O| O là một thao tác trên hàng đợi
                         có thể khóa lu ở chế độ khóa tương
                         thích với các thao tác hiện hành
                         trong SOP}
          đặt các khóa trên lu cho các thao tác trong SOP
          for tất cả các phép toán trong SOP do
                gửi mỗi thao tác đến bộ xử lý dữ liệu
          end-for
        end-if
      end-for
   end-if
end
end-case
until forever
end. {S2PL-LM}
```

Thuật toán: Bộ quản lý khóa giao dịch 2PL (2PL-TM)

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, T: TransactionId, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, SOP: OpSet
begin
  repeat
    WAIT(msg)
    case of msg
    Dbop:
    begin
      Op ← dop.opn
      x ← dop.data
      T ← dop.tid
      case of Op
       Read:
       begin
         trả res về cho ứng dụng của người dùng
         (nghĩa là giao dịch)
       end
       Write: {yêu cầu khóa}
       begin
         thông tin cho ứng dụng về việc hoàn tất hành động
         ghi trả res về cho ứng dụng
       end
       Commit:
       begin
```

```
            hủy vùng làm việc của T
            thông tin cho ứng dụng biết về việc hoàn thành giao
            dịch T
        end
        Abort:
        begin
            thông tin cho ứng dụng biết về việc đã hủy bỏ giao
            dịch T
        end
    end-case
  until forever
end. {2PL-TM}.
```

4.6.3 Thuật toán quản lý giao dịch 2PL tập trung (C2PL TM)

Một vị trí duy nhất trên mạng máy tính (vị trí trung tâm) được cài đặt bộ quản lý khóa. Các bộ quản lý giao dịch ở các vị trí khác phải giao tiếp với vị trí chính. Phương pháp giao tiếp này được gọi là thuật toán quản lý giao dịch 2PL tập trung cho các giao dịch đồng thời phân tán.

Khi thực hiện một giao dịch, bộ quản lý giao dịch của vị trí TM điều phối - nơi khởi đầu giao dịch yêu cầu vị trí LM trung tâm trao khóa cho nó. Khi đã được trao khóa, nó yêu cầu các vị trí chứa các bộ xử lý dữ liệu khác tham gia giao dịch. Kết thúc giao dịch, TM điều phối sẽ giải phóng khóa.

1. TM điều phối - khởi đầu giao dịch yêu cầu LM cung cấp khóa.
2. LM trung tâm trao khóa cho TM điều phối.
3. TM điều phối yêu cầu các bộ xử lý dữ liệu tại các vị trí tham gia giao dịch.

4. Sau khi hoàn tất các thao tác giao dịch, TM điều phối giải phóng khóa, trao quyền điều khiển cung cấp khóa cho LM trung tâm.

Thuật toán C2PL-TM phân tán khác với thuật toán TM tập trung là sự cài đặt giao thức điều khiển bản sao nếu cơ sở dữ liệu được nhân bản. Nó cũng khác với thuật toán bộ quản lý khóa 2PL nghiêm ngặt là bộ quản lý khóa trung tâm không gửi các thao tác đến các bộ xử lý dữ liệu tương ứng mà do LM điều phối thực hiện.

Thuật toán 4.4: Quản lý giao dịch 2PL tập trung (C2PL-TM)

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, T: TransactionId, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, SOP: OpSet
begin
  repeat
    WAIT(msg)
    case of msg
      Dbop:
      begin
        Op ← O.opn
        x ← O.data
        T ← O.tid
        case of Op
          Begin_Transaction:
          begin
              S ← ∅
          end
          Read:
```

```
        begin
            S ← S ∪{trạm lưu x và có chi phí truy cập đến x
                    là nhỏ nhất}
            gửi O cho bộ quản lý khóa trung tâm
        end
        Write:
        begin
            S ← S ∪ {Si | x được lưu tại Si}
            gửi O cho bộ quản lý khóa trung tâm
        end
        Abort or Commit:
        begin
            gửi O cho bộ quản lý khóa trung tâm
        end
    end-case
Scmsg: {yêu cầu khóa được trao khi các khóa được giải phóng}
begin
    if yêu cầu khóa được trao then
            gửi O cho các bộ xử lý trong S
    else
            thông tin cho người dùng biết về việc kết thúc
            giao dịch
    end-if
end
Dpmsg:
begin
    Op ← pm.opn
    res ← pm.result
```

```
    T ← pm.tid
    case of Op
     Read:
     begin
        trả res về cho ứng dụng người dùng (nghĩa là giao dịch)
     end
     Write:
     begin
        thông tin cho ứng dụng biết về việc hoàn tất thao tác
        ghi
     end
     Commit:
     begin
        if tất cả các thành viên đều nhận được thông báo
        commit then
              begin
                thông tin cho ứng dụng biết về việc hoàn thành
                giao dịch
                gửi pm cho bộ quản lý khóa trung tâm
              end
        else {đợi cho đến khi tất cả đều nhận được thông báo
              commit}
        ghi nhận sự kiện thông báo commit đến tất cả các trạm
         end-if
     end
Abort:
begin
   thông tin cho ứng dụng biết về việc hủy bỏ giao dịch T
   gửi pm đến bộ quản lý khóa trung tâm
end
```

```
            end-case
          end
        end-case
      until forever
end. {C2PL-TM}
```

Thuật toán quản lý khóa 2PL tập trung (C2PL-LM)

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, T: TransactionId, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, SOP: OpSet
begin
   repeat
   WAIT(msg)
   Op ← dop.opn
   x ← dop.data
   T ← dop.tid
   case of Op
      Read or Write:
      begin
         tìm đơn vị khóa lu sao cho x ⊆ lu
         if lu chưa khóa or chế độ khóa của lu tương thích với Op
     then
         begin
            đặt khóa trên lu ở chế độ thích hợp
            msg ← "Khóa được trao cho thao tác dop"
            gửi msg đến TM điều phối của T
         end
```

```
            else
                đặt Op vào một hàng đợi cho lu
            end-if
        end
        Abort or Commit:
        begin
            for mỗi đơn vị khóa lu bị khóa bởi T do
            begin
                giải phóng khóa trên lu do T giữ
                if còn những thao tác đang đợi lu trong hàng đợi then
                begin
                    SOP ← thao tác đầu tiên (gọi O) từ hàng đợi
                    SOP ← SOP ∪ {O| O là một thao tác trên hàng
                                 đợi có thể khóa lu ở chế độ tương thích
                                 với các thao tác trong SOP}
                    đặt các khóa trên lu cho các thao tác trên SOP
                    for tất cả các phép toán trong SOP do
                    begin
                        msg ← "Khóa được trao cho thao tác dop"
                        gửi msg đến tất cả các TM điều phối
                    end-for
                end-if
            end-for
        msg ← "Các khóa của Tđã giải phóng"
        gửi msg đến TM điều phối của T
        end
    end-case
    until forever
end. {C2PL-LM}
```

4.6.4 Thuật toán 2PL bản chính

Nhược điểm của các thuật toán C2PL là có thể tắc nghẽn tại vị trí LM trung tâm vì vậy độ tin cậy và hiệu năng thuật toán thấp. Thuật toán khóa chốt hai pha bản chính là sự cải tiến thuật toán khóa hai pha tập trung với mục đích cải thiện các vấn đề về hiệu năng thuật toán. Về cơ bản, nó cài đặt các bộ quản lý khóa trên một số vị trí và giao trách nhiệm quản lý một tập đơn vị khóa cho mỗi bộ quản lý. Bộ quản lý giao dịch sẽ gửi các yêu cầu khóa và mở khóa đến các bộ quản lý khóa. Thuật toán sẽ xử lý một bản của mỗi mục dữ liệu như bản chính của nó.

Phiên bản phân tán của thuật toán 2PL bản chính đã được đề xuất thử nghiệm trong hệ INGRES. Đòi hỏi phải có một thư mục phức tạp tại mỗi vị trí, nhưng đã giảm tải cho vị trí trung tâm mà không phải trao đổi quá nhiều giữa các bộ quản lý giao dịch và các bộ quản lý khóa. Thuật toán 2PL bản chính là bước trung gian giữa thuật toán 2PL tập trung và thuật toán 2PL phân tán.

4.6.5 Thuật toán 2PL phân tán

Thuật toán 2PL phân tán cài đặt bộ quản lý khóa trên mỗi vị trí. Nếu cơ sở dữ liệu không nhân bản, thuật toán 2PL phân tán sẽ suy biến từ thuật toán 2PL bản chính. Nếu cơ sở dữ liệu có nhân bản, giao dịch sẽ cài đặt giao thức điều khiển bản sao ROWA. Trao đổi thông tin giữa các vị trí để thực hiện một giao dịch xảy ra giữa bộ quản lý giao dịch tại vị trí khởi đầu giao dịch - TM điều phối với bộ quản lý khoá và các bộ xử lý dữ liệu tại các vị trí có tham gia.

1. TM điều phối - vị trí khởi đầu của giao dịch yêu cầu các vị trí DM có tham gia xử lý giao dịch cung cấp khóa và tham gia xử lý dữ liệu.
2. Sau khi các DM đã hoàn tất các thao tác giao dịch, TM điều phối yêu cầu giải phóng khóa.

Thuật toán quản lý giao dịch 2PL phân tán khác biệt với thuật toán quản lý giao dịch tập trung 2PL-TM trong hai vấn đề:

1. Trong C2PL-TM: các thông báo gửi đến bộ quản lý khóa của vị trí trung tâm. Trong C2PL-TM: các thông báo được gửi đến các bộ quản lý khóa của tất cả các vị trí tham gia trong D2PL-TM.
2. TM điều phối không chuyển các thao tác đến các bộ xử lý dữ liệu, các thao tác này do các bộ quản lý khóa tham gia chuyển đi. Nghĩa là TM điều phối không chờ thông báo "yêu cầu khóa đã được trao".
3. Các bộ xử lý dữ liệu không thông báo "kết thúc thao tác" đến TM điều phối mà gửi đến các bộ quản lý khóa yêu cầu giải phóng khóa và thông báo cho TM điều phối.

4.7 CÁC THUẬT TOÁN ĐIỀU KHIỂN ĐỒNG THỜI BẰNG NHÃN THỜI GIAN

4.7.1 Đặt vấn đề

Khác với các thuật toán dựa vào khóa, các thuật toán điều khiển đồng thời bằng nhãn thời gian không duy trì tính khả tuần tự bằng phương pháp độc quyền truy cập, mà chọn một thứ tự và thực hiện các giao dịch theo thứ tự đó, bằng cách bộ quản lý giao dịch gán cho mỗi giao dịch T_i một nhãn thời gian (Timestamp) duy nhất $ts(T_i)$ vào lúc bắt đầu thực hiện giao dịch.

Mỗi giao dịch được gán cho duy nhất một nhãn thời gian, nhằm phân biệt giữa các giao dịch với nhau và sắp xếp các giao dịch theo thứ tự. Hai nhãn thời gian do một bộ quản lý giao dịch tạo ra phải tăng đơn điệu. Vì vậy, nhãn thời gian là những giá trị được lấy từ một miền có thứ tự toàn phần.

Có nhiều cách gán nhãn thời gian. Một phương pháp thường được sử dụng nhất là cho phép mỗi vị trí tự gán nhãn thời gian theo số đếm cục bộ. Để duy trì tính thống nhất, gán thêm định danh mỗi vị trí vào giá trị đếm. Vì vậy, nhãn thời gian là một bộ hai giá trị có dạng <giá trị đếm cục bộ, định danh vị trí>. Các hệ thống có thể truy cập đồng hồ hệ thống riêng của nó thì có thể sử dụng giá trị đồng hồ hệ thống thay cho giá trị đếm. Việc xếp thứ tự thực hiện các thao tác của các giao dịch theo nhãn thời gian rất đơn giản. Về hình thức, qui tắc xếp thứ tự nhãn thời gian (Timestamp Ordering - TO) có thể được mô tả như sau:

Qui tắc TO: Cho hai thao tác tương tranh O_{ij} và O_{kl} tương ứng các giao dịch T_i và T_k. O_{ij} được thực hiện trước O_{kl} hay gọi T_i là giao dịch già hơn và T_k được gọi là giao dịch trẻ hơn, khi và chỉ khi $ts(T_i) < ts(T_k)$.

Nếu thao tác mới thuộc về một giao dịch trẻ hơn so với các thao tác tương tranh của các giao dịch đã được xếp lịch, thì thao tác này được chấp nhận. Ngược lại nó bị hủy bỏ, làm cho toàn bộ giao dịch phải khởi động lại với một nhãn thời gian mới.

Một bộ lập lịch theo nhãn thời gian hoạt động theo quy tắc TO sẽ bảo đảm tạo ra các lịch biểu khả tuần tự. Việc so sánh nhãn thời gian của các giao dịch chỉ được thực hiện nếu bộ lập lịch đã nhận được tất cả các thao tác cần lập lịch. Để có thể kiểm tra một thao tác đã đi ra khỏi dãy hay không, mỗi mục dữ liệu x được gán hai nhãn thời gian: nhãn thời gian đọc [rts(x)], là nhãn thời gian lớn nhất trong số nhãn thời gian của các giao dịch đã đọc x, và nhãn thời gian ghi [wts(x)], là nhãn thời gian lớn nhất trong số nhãn thời gian của các giao dịch đã ghi x. Như vậy việc so sánh nhãn thời gian của một thao tác với nhãn thời gian đọc và nhãn thời gian ghi của mục dữ liệu mà nó đang cần truy cập có thể kiểm tra một giao dịch với nhãn thời gian lớn hơn đã truy cập đến mục dữ liệu hay chưa.

Bộ quản lý giao dịch có nhiệm vụ gán nhãn thời gian cho giao dịch mới và gán nhãn thời gian này cho thao tác cơ sở dữ liệu mà nó

chuyển đến bộ lập lịch. Theo dõi các nhãn thời gian đọc và nhãn thời gian ghi và kiểm tra tính khả tuần tự.

4.7.2 Thuật toán bộ quản lý giao dịch TO cơ bản

Thuật toán bộ quản lý giao dịch TO cơ bản (Basic TO Transaction Manager - BTO-TM) điều khiển TM điều phối gán nhãn thời gian cho mỗi giao dịch, xác định vị trí lưu trữ dữ liệu và gửi các thao tác có liên quan đến những vị trí này.

Thuật toán TO cơ bản sẽ không gây bế tắc, vì các giao dịch không phải đợi trong khi chúng đang giữ các quyền truy cập trên các mục dữ liệu. Một giao dịch có một thao tác bị bộ lập lịch từ chối phải được khởi động lại bởi bộ quản lý giao dịch với một nhãn thời gian mới. Điều này đảm bảo cho giao dịch được thực hiện lần thử sau. Tuy nhiên cái giá phải trả cho việc không bị khóa gài là phải khởi động giao dịch lại nhiều lần. Khi một giao dịch đã được chấp nhận và được chuyển đến bộ xử lý dữ liệu, bộ lập lịch sẽ thực hiện việc trì hoãn bằng cách chỉ gửi thao tác được chấp nhận cho đến khi thao tác đầu được xử lý và phản hồi. Điều này đảm bảo bộ xử lý dữ liệu thực hiện các thao tác theo đúng thứ tự mà bộ lập lịch gửi đến, nếu không, nhãn thời gian đọc và nhãn thời gian ghi cho mục dữ liệu được truy cập sẽ không chính xác.

Thuật toán BTO-TM

```
Declare-var: T: TransactionId, Op: Operation, x: DataItem,
             msg: Message, O: Dbop, pm: Dpmsg,
             res: Data Val, S: SiteSet.
begin
   repeat
      WAIT(msg)
      case of msg
```

```
Dbop:
begin
  Op ← O.opn
  x ← O.data
  T ← O.tid
  case of Op
     Begin_Transaction:
     begin
          S ← ∅
          gán một nhãn thời gian cho T [ts(T)]
     end
     Read:
     begin
          S ← S ∪ {trạm lưu x và có chi phí truy cập đến
                   x là nhỏ nhất}
          gửi O và ts(T) cho bộ lập lịch tại S
     end
     Write:
     begin
          S ← S ∪ {Si | x được lưu tại Si}
          gửi O và ts(T) cho bộ bộ lập lịch tại S
     end
     Abort or Commit:
     begin
          gửi O đến các bộ lập lịch trong S
     end
end-case
```

```
Scmsg: {thao tác đã bị bộ lập lịch hủy bỏ}
begin
   msg ← "Hủy bỏ T"
   gửi msg đến các bộ lập lịch trong S
   khởi động lại T
end
Dpmsg:
begin
   Op ← pm.opn
   res ← pm.result
   T ← pm.tid
   case of Op
      Read:
      begin
         trả res về cho ứng dụng người dùng
         (nghĩa là giao dịch)
      end
      Write:
      begin
         thông tin cho ứng dụng biết về việc hoàn tất thao
         tác ghi
      end
      Commit:
      begin
         thông tin cho ứng dụng biết về việc hoàn thành
         giao dịch
      end
```

```
            Abort:
            begin
              thông tin cho ứng dụng biết về việc hủy bỏ giao
              dịch T
            end
        end-case
      end
    end-case
  until forever
end. {BOT-TM}
```

Thuật toán bộ xếp lịch BTO-SC

```
Declare-var: msg: Message, dop: Dbop, Op: Operation,
             x: DataItem, T: TransactionId, SOP: OpSet,
begin
  repeat
    WAIT(msg)
    case of msg
      Dbop:
      begin
        Op ← dop.opn
        x ← dop.data
        T ← dop.tid
        lưu các rts(x) và wts(x) khởi đầu
        case of Op
          Read:
          begin
            if ts(T) > rts(x) then
```

```
        begin
            gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
            rts(x) ← ts(T)
        end
        else
        begin
            msg ← "Bỏ T đi"
            gửi msg cho TM điều phối
        end
        end-if
    end {của trường hợp Read}
Write:
begin
    if ts(T) > rts(x) and ts(T) > wts(x) then
    begin
        gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
        rts(x) ← ts(T)
        wts(x) ← ts(T)
    end
    else
    begin
        msg ← "Bỏ T đi"
        gửi msg cho TM điều phối
    end
    end-if
end {của trường hợp Write}
Commit:
```

```
        begin
            gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
        end {của trường hợp Commit}
        Abort:
        begin
            for tất cả x đều đã được T truy cập do
                đặt lại rst(x) và wts(x) về các giá trị khởi đầu của chúng
            end-for
            gửi dop đến bộ xử lý dữ liệu
        end
        end-case
    end
    end-case
  until forever
end. {BTO-SC}
```

4.7.3 Thuật toán TO bảo toàn

Thuật toán TO cơ bản không yêu cầu các giao dịch phải đợi mà thay vào đó sẽ khởi động lại chúng. Đây là một ưu điểm của thuật toán, tránh được bế tắc nhưng phải khởi động lại giao dịch nhiều lần, làm ảnh hưởng đến hiệu năng của thuật toán. Thuật toán TO bảo toàn cố gắng hạ thấp chi phí hệ thống bằng cách làm giảm số lần khởi động lại một giao dịch.

Biết rằng bộ lập lịch TO sẽ khởi động lại giao dịch nếu một giao dịch tương tranh trẻ hơn đã được lập lịch hoặc đã được thực hiện. Giao dịch được khởi động lại sẽ tăng lên, nếu như một vị trí không hoạt động tương đối so với các vị trí khác và không đưa ra các giao dịch trong một thời hạn đã định. Số đếm của giao dịch là một giá trị

nhỏ hơn rất nhiều so với các số đếm tại những vị trí khác. Nếu TM tại vị trí nhận giao dịch, các thao tác được gửi đến các bộ lập lịch nằm tại những vị trí khác chắc chắn bị từ chối, buộc giao dịch phải khởi động lại. Hơn nữa, chính giao dịch đó sẽ tái khởi động nhiều lần cho đến khi giá trị của số đếm tại vị trí ban đầu đạt được ngang mức với các số đếm của những vị trí khác.

Cần phải làm cho các số đếm tại các vị trí luôn đồng bộ. Việc đồng bộ hóa toàn bộ, đòi hỏi phải trao đổi các thông báo không cần thiết khi có một số đếm thay đổi. Vì vậy chi phí trao đổi cao. Khắc phục nhược điểm này bằng cách các bộ quản lý giao dịch từ xa có thể gửi các thao tác đến các bộ quản lý giao dịch trên những vị trí khác, không phải gửi đến bộ lập lịch. Các bộ quản lý giao dịch bên nhận sẽ so sánh giá trị số đếm của nó với giá trị của thao tác đến. Nếu giá trị số đếm của các bộ quản lý nhỏ hơn giá trị đến, tự động tăng thêm một. Điều này đảm bảo không có số đếm nào trong hệ thống chạy quá nhanh hoặc bị tụt lại phía sau quá nhiều. Sử dụng đồng hồ hệ thống thay cho số đếm thì việc đồng bộ hóa xấp xỉ này có thể có được một cách tự động, với điều kiện các đồng hồ có tốc độ chạy gần như nhau.

Thuật toán TO cơ bản cố gắng cho thực hiện thao tác ngay sau khi nó được chấp nhận. Ngược lại, thuật toán bảo toàn sẽ hoãn các thao tác lại cho đến khi nó bảo đảm rằng không có thao tác nào có nhãn thời gian nhỏ hơn đến bộ lập lịch đó. Nếu bảo đảm được điều kiện này, bộ lập lịch sẽ không bao giờ từ chối thao tác. Tuy nhiên, việc trì hoãn đó cũng gây nên khả năng bế tắc.

Kỹ thuật cơ bản trong thuật toán TO bảo toàn dựa trên ý tưởng sau đây: Các thao tác của mỗi giao dịch được đệm cho đến khi có được một thứ tự thực hiện để không xảy ra các loại trừ và chúng được thực hiện theo thứ tự đó.

Giả sử mỗi bộ lập lịch duy trì một hàng đợi cho mỗi bộ quản lý giao dịch trong hệ thống. Bộ lập lịch tại vị trí i lưu tất cả các thao tác mà nó nhận được từ bộ quản lý giao dịch tại vị trí j vào hàng đợi Q_{ij}.

Bộ lập lịch i có một hàng đợi như thế cho mỗi j. Khi nhận được một thao tác từ một bộ quản lý giao dịch, thao tác đó được đặt vào hàng đợi thích hợp của nó theo thứ tự nhãn thời gian tăng dần. Bộ lập lịch tại mỗi vị trí thực hiện các thao tác trong hàng đợi theo thứ tự nhãn thời gian tăng.

Cách tiếp cận này làm giảm đi số lần khởi động lại giao dịch, nhưng không đảm bảo loại bỏ hoàn toàn. Xét tình huống tại vị trí i, hàng đợi cho vị trí j (Q_{ij}) đang trống. Bộ lập lịch tại i sẽ chọn một thao tác, giả sử là R(x) có nhãn thời gian nhỏ nhất và chuyển nó cho bộ xử lý dữ liệu. Tuy nhiên, vị trí j có thể đã gửi cho i một thao tác, giả sử là W(x) có nhãn thời gian nhỏ hơn nhưng hiện còn đang di chuyển trong mạng. Khi đến được i, nó bị từ chối vì vi phạm quy tắc TO: nó muốn truy cập một mục dữ liệu hiện đang được truy cập ở chế độ không tương thích bởi một thao tác khác có nhãn thời gian lớn hơn.

4.7.4 Thuật toán TO đa phiên bản

Thuật toán TO đa phiên bản nhằm loại bỏ hoàn toàn không khởi động lại giao dịch trong môi trường cơ sở dữ liệu tập trung. Trong thuật toán TO đa phiên bản, các phép cập nhật không sửa đổi cơ sở dữ liệu, mỗi thao tác ghi tạo ra một phiên bản mới của mục dữ liệu. Mỗi phiên bản được đánh dấu bằng nhãn thời gian của giao dịch tạo ra nó. Vì thế, thuật toán đa phiên bản phải mất nhiều không gian nhớ để lưu về thời gian. Khi xử lý giao dịch ở một trạng thái của cơ sở dữ liệu được thực hiện tuần tự theo thứ tự nhãn thời gian.

Sự tồn tại của các phiên bản hoàn toàn trong suốt đối với người sử dụng. Người sử dụng đưa ra yêu cầu bằng cách tham chiếu mục dữ liệu mà không chỉ ra phiên bản cụ thể nào. Bộ quản lý giao dịch sẽ gán một nhãn thời gian cho mỗi giao dịch, nó cũng được dùng để theo dõi nhãn thời gian của mỗi phiên bản. Các thao tác được bộ lập lịch xử lý như sau:

1. Thao tác $R_i(x)$ được dịch thành một thao tác đọc trên một phiên bản của x, thực hiện bằng cách tìm một phiên bản của x, giả sử là xv sao cho ts(xv) là nhãn thời gian lớn nhất trong số các nhãn thời gian nhỏ hơn $ts(T_i)$. $R_i(xv)$ được gửi đến bộ xử lý dữ liệu.
2. Thao tác $W_i(x)$ được dịch thành $W_i(xv)$ để $ts(xv) = ts(T_i)$ và được gửi đến bộ xử lý dữ liệu khi và chỉ khi không có giao dịch nào khác có nhãn thời gian lớn hơn $ts(T_i)$ đã đọc giá trị của một phiên bản của x, giả sử là xr với $ts(xr) > ts(xs)$. Nói cách khác nếu bộ lập lịch đã xử lý một thao tác $R_j(xr)$ sao cho $ts(T_i) < ts(xr) < ts(T_j)$ thì thao tác $W_i(x)$ bị loại bỏ.

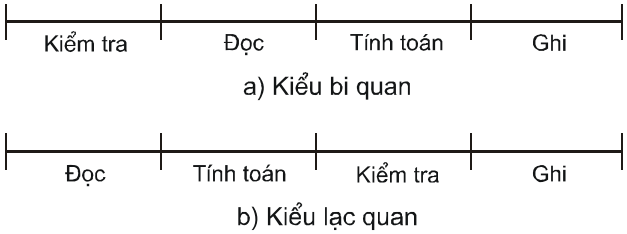
Các quy tắc trên sẽ bảo đảm cho một bộ lập lịch xử lý các yêu cầu đọc và ghi của các giao dịch tạo ra được các lịch biểu khả tuần tự. Các phiên bản của cơ sở dữ liệu có thể được xóa bỏ để tiết kiệm không gian bộ nhớ, nếu hệ quản trị cơ sở dữ liệu không còn nhận một giao dịch nào có yêu cầu truy cập đến các phiên bản đã xóa.

4.8 CÁC THUẬT TOÁN ĐIỀU KHIỂN ĐỒNG THỜI LẠC QUAN

Các thuật toán điều khiển đồng thời bằng khóa chốt và bằng nhãn thời gian giả sử rằng tương tranh giữa các giao dịch thường xảy ra và không cho phép một giao dịch truy cập một mục dữ liệu nếu một giao dịch tương tranh đang truy cập mục dữ liệu đó. Vì vậy, việc thực hiện một thao tác của giao dịch phải tuân thủ các quá trình theo thứ tự: kiểm tra, đọc, tính toán và ghi. Thuật toán không xét đến các giao dịch cập nhật vì chúng gây ra các vấn đề về nhất quán. Các hành động chỉ đọc không có tính toán và ghi. Giả thiết ghi có cả hành động Commit.

Ngược lại, các giao dịch lạc quan (Optimistic) làm chậm quá trình kiểm tra cho đến trước quá trình ghi. Vì vậy, một thao tác được trao cho bộ lập lịch lạc quan không bao giờ bị trễ. Các thao tác đọc, tính toán và ghi được thực hiện tự do mà không có cập nhật vào cơ sở dữ liệu thực sự. Mỗi giao dịch lúc đầu đều cập nhật trên các bản sao cục

bộ của mục dữ liệu và kiểm tra những cập nhật này có duy trì tính nhất quán của cơ sở dữ liệu hay không. Nếu nhất quán, thì các thay đổi được ghi vào cơ sở dữ liệu thực tế. Ngược lại, giao dịch sẽ bị hủy bỏ và phải khởi động lại.



Hình 4.9: Các pha thực hiện giao dịch

Thiết kế thuật toán điều khiển đồng thời lạc quan dựa nhãn thời gian, vì hai lý do:

- Phần lớn các nghiên cứu về các phương pháp đồng thời lạc quan chỉ tập trung vào các hệ quản trị cơ sở dữ liệu tập trung.
- Các thuật toán lạc quan chưa được cài đặt trên bất kỳ một hệ quản trị cơ sở dữ liệu thương mại hoặc thử nghiệm nào. Bản cài đặt duy nhất IMS-FASTPATH của hãng IBM cung cấp các hàm cơ sở truy cập đến cơ sở dữ liệu theo cách thức lạc quan tập trung.

Thuật toán điều khiển đồng thời lạc quan được mở rộng cho các hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán. Khác với thuật toán TO bi quan, không chỉ lạc quan mà còn gán nhãn thời gian. Nhãn thời gian chỉ được liên kết với các giao dịch, không có nhãn thời gian đọc và nhãn thời gian ghi. Hơn nữa, nhãn thời gian không được gán cho giao dịch vào lúc bắt đầu bước kiểm tra, vì nhãn thời gian chỉ cần cho bước kiểm tra và nếu gán sớm có thể gây ra loại bỏ giao dịch một cách không cần thiết.

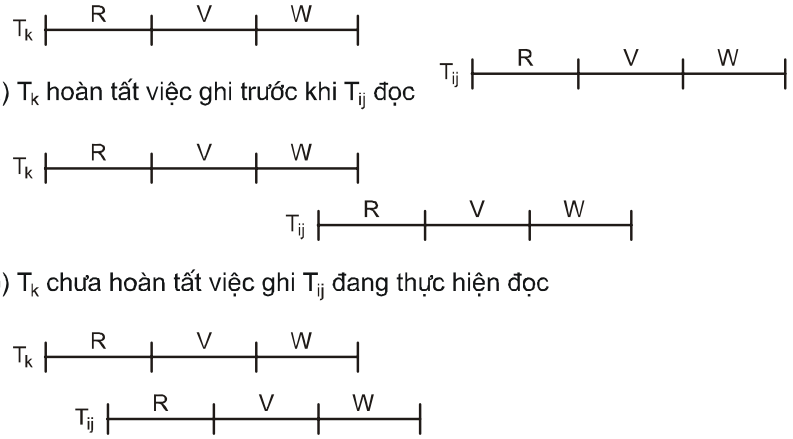
Một giao dịch T_i được chia nhỏ bởi bộ quản lý giao dịch tại vị trí gốc thành một số giao dịch con, mỗi giao dịch con được thực hiện tại

nhiều vị trí khác nhau. Ký hiệu T_{ij} là một giao dịch con của T_i thực hiện tại trạm j. Đến bước kiểm tra, thực hiện cục bộ là một dãy các thao tác được mô tả trong hình 4.10. Một nhãn thời gian được gán cho giao dịch và được sao lại cho tất cả các giao dịch con của nó. Kiểm tra cục bộ của T_{ij} được thực hiện theo các quy tắc sau đây:

Quy tắc 1: Với mọi giao dịch T_k sao cho $ts(T_k) < ts(T_{ij})$ đã hoàn tất bước ghi trước khi T_{ij} bắt đầu quá trình đọc (hình 4.10a), thì việc kiểm tra thành công các bước thực hiện giao dịch theo đúng thứ tự tuần tự.

Quy tắc 2: Nếu có một giao dịch T_k sao cho $ts(T_k) < ts(T_{ij})$ và T_k đã hoàn tất quá trình ghi trong khi T_{ij} đang trong bước đọc (hình 4.10b), thì kiểm tra thành công nếu $WS(T_k) \cap RS(T_{ij}) = \varnothing$.

Quy tắc 3: Nếu có một giao dịch T_k sao cho $ts(T_k) < ts(T_{ij})$ và T_k chưa hoàn tất quá trình đọc trước khi T_{ij} hoàn tất pha đọc (hình 4.10c), thì kiểm tra thành công nếu $WS(T_k) \cap RS(T_{ij}) = \varnothing$ và $WS(T_k) \cap WS(T_{ij}) = \varnothing$.



Hình 4.10: Các tình huống thực thi

Theo quy tắc 1, các giao dịch thực hiện tuần tự theo đúng dấu thời gian. Quy tắc 2 đảm bảo không có mục dữ liệu nào được cập nhật bởi T_k lại được T_{ij} đọc và T_k kết thúc việc ghi các cập nhật của nó vào cơ sở dữ liệu trước khi T_{ij} bắt đầu ghi. Vì thế các cập nhật của T_{ij} sẽ không bị ghi chồng lên bởi các cập nhật của T_k. Quy tắc 3 tương tự như quy tắc 2 nhưng không đòi hỏi T_k kết thúc việc ghi trước khi T_{ij} bắt đầu ghi, chỉ yêu cầu các cập nhật của T_k không ảnh hưởng đến ghi hoặc đọc của T_{ij}.

Khi giao dịch đã được kiểm tra cục bộ để đảm bảo tính nhất quán cục bộ, thì yêu cầu cần phải được kiểm tra toàn cục để đảm bảo rằng tính nhất quán toàn cục. Đáng tiếc hiện nay chưa có phương pháp nào để kiểm tra việc này. Người ta sử dụng phương pháp nếu một giao dịch được kiểm tra toàn cục khi tất cả các giao dịch đi trước nó theo thứ tự tuần tự hóa cục bộ đều kết thúc. Đây là phương pháp bi quan vì nó thực hiện kiểm tra toàn cục sớm và làm trễ một giao dịch. Tuy nhiên, nó đảm bảo cho các giao dịch thực hiện theo cùng một thứ tự tại mỗi trạm.

Các thuật toán điều khiển đồng thời lạc quan cho phép mức độ hoạt động đồng thời cao. Trong trường hợp các tương tranh giao dịch ít xảy ra, cơ chế lạc quan thực hiện hiệu quả hơn là cơ chế khóa. Nhược điểm chủ yếu của các thuật toán lạc quan là chi phí lưu trữ cao. Để kiểm tra một giao dịch, thuật toán phải lưu các tập đọc và tập ghi của nhiều giao dịch đã kết thúc. Đặc biệt là các tập đọc và tập ghi của các giao dịch đã kết thúc nhưng đã đang tiến hành, khi giao dịch T_{ij} đi đến vị trí j cũng phải được lưu lại để kiểm tra T_{ij}.

4.9 QUẢN LÝ BẾ TẮC

Phần lớn các thuật toán điều khiển đồng thời theo khóa và bằng nhãn thời gian có thể dẫn đến bế tắc (Deadlock) trong giao dịch. Các thuật toán điều khiển đồng thời theo khóa truy cập độc quyền đến các dữ liệu và các giao dịch có thể phải đợi để nhận được khóa. Một số thuật toán TO đòi hỏi giao dịch phải chờ đợi, như TO nghiêm ngặt. Vì

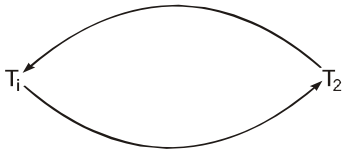
vậy, hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán cần phải có những cơ chế để quản lý sự bế tắc. Một bế tắc có thể xảy ra khi các giao dịch phải chờ đợi một giao dịch khác. Một cách không hình thức, một tình huống bế tắc là một tập các yêu cầu không bao giờ được đáp ứng từ cơ chế điều khiển đồng thời.

Ví dụ 4.13: Xét giao dịch T_i và T_j đang giữ các khóa ghi trên hai thực thể x và y [nghĩa là wli(x) và wlj(y)]. Giả sử T_i cần một rli(y) hoặc một $w_{li}(y)$. Vì y đang bị khóa bởi giao dịch T_j, T_i sẽ phải đợi cho đến khi T_j giải phóng khóa ghi trên y. Tuy nhiên, trong khi chờ đợi, T_j lại yêu cầu một khóa (đọc hoặc ghi) trên x thì có thể xảy ra bế tắc. Vì T_i sẽ bị phong tỏa và chờ đợi T_j giải phóng khóa trên y, trong khi đó, T_j cũng sẽ đợi T_i giải phóng khóa trên x. Như vậy, giao dịch T_i và T_j sẽ cùng phải chờ đợi vô hạn để giao dịch kia giải phóng khóa tương ứng.

Nếu bế tắc đã tồn tại trong hệ thống, thì nó sẽ biến mất cho đến khi có sự can thiệp của bên ngoài. Sự can thiệp có thể do người sử dụng, quản trị hệ thống, hoặc hệ điều hành hoặc hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán.

Sự bế tắc có thể phân tích bằng một đồ thị chờ WFG (Wait For Graph) có hướng được biểu diễn mối liên hệ chờ đợi giữa các giao dịch. Các nút là các giao dịch đang xảy ra đồng thời trong hệ thống. Một cung $T_i \rightarrow T_j$ tồn tại trong WFG nếu giao dịch T_i đang đợi giao dịch T_j giải phóng khóa trên một thực thể nào đó.

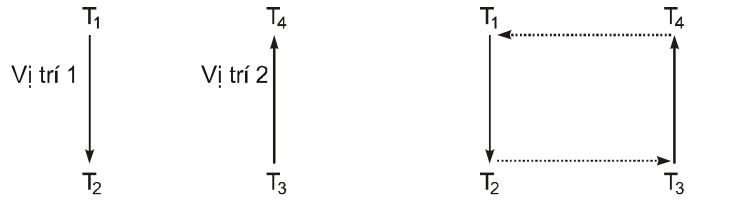
- Giao dịch T_i đang đợi giao dịch T_j giải phóng khóa trên một thực thể y.
- Giao dịch T_j đang đợi giao dịch T_i giải phóng khóa trên một thực thể x.



Hình 4.11: Một ví dụ về đồ thị chờ

Như vậy một bế tắc chỉ xảy ra khi trong WFG tồn tại một chu trình. Trong môi trường phân tán, đồ thị WFG sẽ phức tạp hơn bởi vì hai giao dịch có mặt trong bế tắc có thể đang chạy ở những vị trí khác nhau, gọi là bế tắc toàn cục. Do đó, trong hệ thống phân tán cần phải xây dựng một đồ thị chờ toàn cục GWFG (Global WFG), là hợp của tất cả các đồ thị chờ cục bộ LWFG (Local WFG).

Ví dụ 4.14: Xét bốn giao dịch T_1, T_2, T_3 và T_4 với các mối liên hệ chờ đợi được biểu thị như sau $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow T_4 \rightarrow T_1$. Nếu T_1 và T_2 trên vị trí 1, T_3 và T_4 chạy trên vị trí 2. Với các LWFG tại hai vị trí được trình bày trong hình 4.12a, không thể phát hiện được bế tắc. Bế tắc toàn cục có thể phát hiện được bằng đồ thị toàn cục GWFG được trình bày trong hình 4.12b. Các cung chờ đợi giữa các vị trí được vẽ bằng các đường nét đứt.



Hình 4.12: Một ví dụ về đồ thị LWFG và GWFG

Có ba phương pháp xử lý bế tắc: ngăn chặn, tránh, phát hiện và giải tỏa bế tắc.

4.9.1 Ngăn chặn bế tắc

Ngăn chặn bế tắc (Deadlock Prevention) là phương pháp bảo đảm không để xảy ra bế tắc. Bộ quản lý giao dịch phải kiểm tra giao dịch ngay khi nó bắt đầu và không cho phép nó thực hiện nếu có khả năng gây ra bế tắc. Vì vậy phải khai báo các mục sẽ được truy cập của giao dịch và được lưu trữ tại bộ quản lý giao dịch. Nếu tất cả các mục dữ

liệu cần truy cập có sẵn, bộ quản lý giao dịch cho phép giao dịch tiến hành, ngược lại giao dịch sẽ không được phép tiến hành.

Nhằm đảm bảo an toàn việc truy cập các mục dữ liệu, hệ thống cần phải có một tập cực đại các mục, ngay cả khi kết thúc giao dịch mà vẫn không cần truy cập đến chúng. Điều này sẽ làm giảm các hoạt động đồng thời và cũng phải mất thêm các chi phí đánh giá một giao dịch tiến hành an toàn hay không.

4.9.2 Tránh bế tắc

Phương pháp tránh bế tắc (Deadlock Avoidance) sử dụng kỹ thuật điều khiển đồng thời không gây ra bế tắc hoặc yêu cầu bộ lập lịch phát hiện trước các tình huống bế tắc và ngăn chặn không cho xảy ra được.

Phương pháp đơn giản nhất để tránh bế tắc là xếp thứ tự các tài nguyên, mỗi tiến trình truy cập đến các tài nguyên theo thứ tự đó. Giải pháp này đã được đề xuất cho các hệ điều hành. Các đơn vị khóa trong các cơ sở dữ liệu phân tán được xếp theo thứ tự và các giao dịch yêu cầu khóa theo thứ tự đó. Việc xếp thứ tự các đơn vị khóa có thể thực hiện toàn cục hoặc cục bộ tại các vị trí. Trên các vị trí các đơn vị khóa cũng cần phải xếp thứ tự và yêu cầu các giao dịch truy cập các mục tại nhiều vị trí nhận khóa bằng cách duyệt qua các vị trí theo một thứ tự định trước.

Một phương pháp khác sử dụng nhãn thời gian để đặt quyền ưu tiên cho các giao dịch và giải quyết bế tắc bằng cách hủy bỏ giao dịch có quyền ưu tiên cao hơn hoặc thấp hơn. Bộ quản lý khóa cần được sửa đổi theo hướng, nếu yêu cầu khóa của một giao dịch T_i bị từ chối, thì bộ quản lý khóa không tự động buộc T_i phải chờ đợi. mà nó thực hiện phép kiểm tra dự phòng cho giao dịch đang yêu cầu và giao dịch hiện đang giữ khóa (giả sử là T_j). Nếu việc kiểm tra tốt thì T_i được phép chờ T_j. Ngược lại, một trong hai giao dịch phải bị hủy bỏ.

Các thuật toán WAIT-DIE và WOUND-DIE được thiết kế dựa trên việc gán nhãn thời gian cho giao dịch. WAIT-DIE là thuật toán

không tước quyền (Nonpreempty) nếu yêu cầu khóa của T_i bị từ chối do khóa đang được T_j giữ, thì nó không bao giờ tước quyền T_j. Quy tắc WAIT-DIE như sau: Nếu T_i yêu cầu khóa trên mục dữ liệu đã được khóa bởi T_j thì T_i được phép chờ khi và chỉ khi T_i già hơn T_j. Nếu T_i trẻ hơn T_j thì T_i bị hủy bỏ và được khởi động lại với nhãn thời gian cũ.

Thuật toán WOUND-DIE là thuật toán tước quyền (Preempty) được khẳng định theo quy tắc sau: Nếu T_i yêu cầu khóa trên mục dữ liệu đã được T_j khóa thì T_i được phép chờ khi và chỉ khi nó trẻ hơn T_j. Ngược lại T_j bị hủy và khóa được trao cho T_i.

Như vậy có các trường hợp: T_i chờ, T_i bị hủy bỏ và T_i làm cho T_j bị hủy bỏ. Kết quả hủy bỏ và làm giao dịch khác bị hủy bỏ là như nhau, giao dịch bị hủy bỏ sẽ được khởi động lại. Hai quy tắc trên được mô tả như sau:

- *if* $ts(T_i) < ts(T_j)$ *then* T_i chờ *else* T_i bị hủy bỏ (WAIT-DIE)
- *if* $ts(T_i) < ts(T_j)$ *then* T_j bị hủy bỏ *else* T_i chờ (WOUND-DIE)

Thuật toán WAIT-DIE ưu tiên các giao dịch trẻ và không ưu tiên các giao dịch già. Một giao dịch già phải đợi lâu hơn khi nó trở nên già hơn. Ngược lại quy tắc WOUND-DIE ưu tiên các giao dịch già và nó không bao giờ đợi một giao dịch trẻ. Trong cả hai thuật toán, giao dịch trẻ hơn bị hủy bỏ và chúng có sự tước quyền các giao dịch đang hoạt động hay không.

Phương pháp tránh bế tắc thích hợp hơn các phương pháp ngăn chặn bế tắc trong các môi trường cơ sở dữ liệu. Nhược điểm cơ bản là chúng đòi hỏi phải hỗ trợ lúc chạy để quản lý bế tắc, làm tăng thêm chi phí lúc chạy để thực hiện giao dịch.

4.9.3 Phát hiện và giải tỏa bế tắc

Phát hiện và giải tỏa bế tắc (Deadlock Detection And Resolution) là một phương pháp quản lý bế tắc phổ biến nhất. Việc phát hiện bế

tắc được thực hiện bằng cách phân tích GWFG xem có hình thành chu trình hay không. Giải tỏa bế tắc thông thường được thực hiện bằng cách chọn ra một hoặc nhiều giao dịch tước quyền rồi hủy bỏ chúng nhằm phá vỡ các chu trình trong đồ thị. Với giả thiết là chi phí tước quyền mỗi phần tử của một tập giao dịch bị bế tắc đã được biết. Bài toán chọn tổng chi phí nhỏ nhất để phá vỡ chu trình bế tắc là NP đầy đủ.

Có ba phương pháp phát hiện bế tắc phân tán là phát hiện bế tắc tập trung, phân tán và phân cấp.

***a) Phát hiện bế tắc tập trung*:**

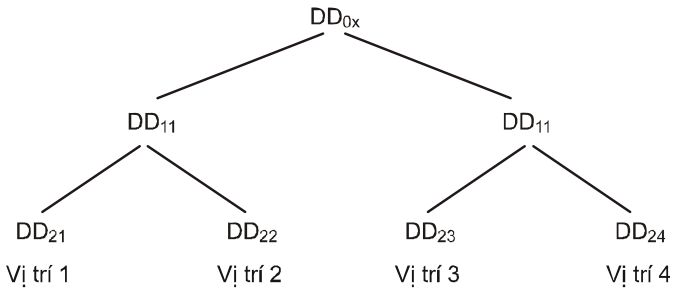
Một vị trí được chọn là bộ kiểm tra (Detector) cho toàn bộ hệ thống. Theo định kỳ, mỗi bộ quản lý khóa gửi LWFG cho bộ kiểm tra và nó sẽ tạo ra một đồ thị GWFG rồi tìm kiếm chu trình trong đó. Bộ quản lý khóa chỉ cần gửi những thay đổi trong đồ thị của nó, nghĩa là các cạnh mới thành lập hoặc mới xóa cho bộ kiểm tra. Thời gian càng nhỏ thì càng dễ phát hiện bế tắc nhưng chi phí truyền thông càng lớn. Phát hiện bế tắc tập trung đã được đề xuất cho hệ INGRES phân tán. Phương pháp này giản và là một lựa chọn nếu thuật toán điều khiển đồng thời 2PL là tập trung.

***b) Phát hiện bế tắc phân cấp*:**

Xây dựng một cây phân cấp các bộ kiểm tra bế tắc. Qua đồ thị cục bộ LWFG có thể phát hiện bế tắc tại vị trí cục bộ. Các vị trí gửi đồ thị của nó đến bộ kiểm tra ở mức kế tiếp. Vì vậy bế tắc phân tán của hai hay nhiều vị trí có thể được phát hiện bởi bộ kiểm tra ở mức thấp hơn kế tiếp có quyền điều khiển trên vị trí đó. Ví dụ, bế tắc ở vị trí 1 sẽ được phát hiện bởi bộ kiểm tra bế tắc (DD) cục bộ tại vị trí 1, ký hiệu là DD_{21} (trong đó 2 là cấp và 1 là vị trí). DD_{11} sẽ phát hiện bế tắc có liên quan đến vị trí 1và vị trí 2. Nếu bế tắc có liên quan đến 4 vị trí, thì DD_{0x} phát hiện nó, trong đó x là một trong các vị trí 1, 2, 3 hoặc 4.

Phương pháp phát hiện bế tắc phân cấp không sự phụ thuộc vào vị trí trung tâm, vì vậy cũng làm giảm chi phí truyền thông. Nhược

điểm của phương pháp này là khi cài đặt sẽ phức tạp hơn và phải sửa đổi các thuật toán quản lý giao dịch và khóa.



Hình 4.13: Phát hiện bế tắc phân cấp

c) Phát hiện bế tắc phân tán:

Cài đặt cho các vị trí phát hiện bế tắc. Vì vậy, cũng như trong phương pháp phát hiện phân cấp, các bộ kiểm tra cục bộ tại các vị trí trao đổi các đồ thị cục bộ có các chu trình bế tắc với nhau. Phương pháp phát hiện bế tắc phân tán có thể khái quát như sau:

Đồ thị cục bộ LWFG được tạo ra và được sửa đổi theo nguyên tắc:

1. Vì các vị trí đều nhận được các chu trình bế tắc tiềm ẩn từ những vị trí khác nên các cạnh này được thêm vào các đồ thị cục bộ.
2. Các cạnh trong đồ thị cục bộ cho biết các giao dịch đang chờ đợi giao dịch tại những vị trí khác sẽ được nối với các cạnh trong các đồ thị cục bộ biểu thị các giao dịch ở xa đang đợi các giao dịch cục bộ.

CÂU HỎI

1. Trình bày trạng thái nhất quán của một cơ sở dữ liệu.
2. Trình bày độ tin cậy.
3. Trình bày quản lý giao dịch (Transaction Management).
4. Trình bày khái niệm giao dịch.
5. Trình bày điều kiện kết thúc giao dịch.
6. Trình bày đặc tính của giao dịch.
7. Trình bày tính chất nguyên tố của giao dịch.
8. Trình bày tính nhất quán giao dịch.
9. Trình bày tính cô lập giao dịch.
10. Trình bày tính bền vững giao dịch.
11. Trình bày các loại giao dịch theo thời gian hoạt động.
12. Trình bày các loại giao dịch dựa trên việc tổ chức các hành động đọc và ghi.
13. Trình bày luồng công việc - WorkFlows.
14. Trình bày tính khả tuần tự lịch biểu.
15. Phân loại các cơ chế điều khiển đồng thời.
16. Trình bày thuật toán quản lý khóa cơ bản (Basic lock manager).
17. Trình bày thuật toán khóa chốt 2 pha 2PL (Two Phase Locking).
18. Trình bày thuật toán quản lý giao dịch 2PL tập trung (C2PL TM).
19. Trình bày thuật toán 2PL bản chính.
20. Trình bày thuật toán 2PL phân tán.

21. Trình bày thuật toán bộ quản lý giao dịch TO cơ bản - BTO TM.

22. Trình bày thuật toán TO bảo toàn.

23. Trình bày thuật toán TO đa phiên bản.

24. Trình bày ngăn chặn bế tắc.

25. Trình bày tránh bế tắc.

26. Trình bày phát hiện và giải tỏa bế tắc.

BÀI TẬP

1. Lịch biểu nào sau đây là tương đương tương tranh (bỏ qua các lệnh ủy thác C và hủy bỏ A).

   $S_1 = W_2(x), W_1(x), R_3(x), R_1(x), C_1, W_2(y), R_3(y), R_3(z), C_3, R_2(z), C_2.$

   $S_2 = R_3(z), R_3(y), W_2(y), R_2(z), W_1(x), W_2(x), W_1(x), C_1, C_3.$

   $S_3 = R_3(z), W_2(x), W_2(y), R_1(x), R_3(x), R_3(y), C_3, C_2, C_1.$

   $S_4 = R_2(z), W_2(x), W_2(y), C_2, W_1(x), R_1(x), A_1, R_3(x), R_3(z), R_3(y), C_3.$

2. Lịch biểu nào sau đây là khả tuần tự?

   $S_1 = W_2(x), W_1(x), R_3(x), R_1(x), C_1, W_2(y), R_3(y), R_3(z), C_3, R_2(z), C_2.$

   $S_2 = R_3(z), R_3(y), W_2(y), R_2(z), W_1(x), W_2(x), W_1(x), C_1, C_3.$

   $S_3 = R_3(z), W_2(x), W_2(y), R_1(x), R_3(x), R_3(y), C_3, C_2, C_1.$

   $S_4 = R_2(z), W_2(x), W_2(y), C_2, W_1(x), R_1(x), A_1, R_3(x), R_3(z), R_3(y), C_3.$

3. Nói rằng lịch biểu S là khôi phục được, nếu mỗi giao dịch T_i đọc một mục x từ giao dịch T_j ($i \neq j$) trong S và C_i xảy ra trong S thì C_j $\propto_S C_i$. T_i đọc x từ T_j trong S nếu:

   a) $W_j(x) \propto_S R_i(x)$

b) A_j not $\propto_S R_i(x)$

c) Nếu có một hành động $W_k(x)$ sao cho $W_j(x) \propto_S W_k(x) \propto_S R_i(x)$ khi đó $A_k \propto_S R_i(x)$.

Lịch biểu nào sau đây là khôi phục được:

$S_1 = W_2(x), W_1(x), R_3(x), R_1(x), C_1, W_2(y), R_3(y), R_3(z), C_3, R_2(z), C_2.$

$S_2 = R_3(z), R_3(y), W_2(y), R_2(z), W_1(x), W_2(x), W_1(x), C_1, C_3.$

$S_3 = R_3(z), W_2(x), W_2(y), R_1(x), R_3(x), R_3(y), C_3, C_2, C_1.$

$S_4 = R_2(z), W_2(x), W_2(y), C_2, W_1(x), R_1(x), A_1, R_3(x), R_3(z), R_3(y), C_3.$

4. Xây dựng thuật toán cho bộ quản lý giao dịch và bộ quản lý khóa cho phương pháp khóa chốt hai pha phân quyền.

5. Sửa lại thuật toán 2PL tập quyền để giải quyết ảnh ảo.

6. Giải thích mối quan hệ giữa yêu cầu lưu trữ bộ quản lý giao dịch và kích thước giao dịch (số thao tác của giao dịch) cho một bộ quản lý giao dịch bằng cách sử dụng một sắp xếp nhãn thời gian lạc quan để điều khiển đồng thời.

7. Xét các mục dữ liệu x và y được nhân bản trên các vị trí như sau:

Vị trí 1	**Vị trí 2**	**Vị trí 3**	**Vị trí 4**
x	x		x
	y	y	y

a) Gán các biểu quyết cho mỗi vị trí và cho biết lượng biểu quyết theo quy định đọc và ghi.

b) Xác định các tình huống có thể gây ra một phân hoạch mạng và với mỗi tình huống hãy mô tả xem trong nhóm vị trí nào một giao dịch cập nhật x (đọc và ghi) có thể kết thúc được và tình huống kết thúc là gì?

Chương 5

CÁC HỆ CƠ SỞ DỮ LIỆU SONG SONG

Chương này trình bày một số khái niệm cơ bản về hệ cơ sở dữ liệu song song, một cách khái quát về mô hình kiến trúc của hệ cơ sở dữ liệu song song, các kỹ thuật hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song, các thuật toán được sử dụng khi thực hiện xử lý dữ liệu song song. Nội dung của chương gồm:

- Chức năng hệ xử lý song song
- Kiến trúc hệ cơ sở dữ liệu song song
- Các kỹ thuật hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song.

5.1 MỤC TIÊU XỬ LÝ SONG SONG

5.1.1 Giới thiệu chung

Cùng với sự phát triển của Internet và các công nghệ khác trong lĩnh vực mạng máy tính, vấn đề quản lý dữ liệu phân tán đã và đang là vấn đề được nhiều người quan tâm. Để quản lý cũng như xử lý dữ liệu phân tán, yêu cầu hệ thống có hiệu năng cao và tốc độ xử lý nhanh. Áp dụng các kiến trúc song song cho quản lý dữ liệu phân tán đã trở nên phổ biến. Thuật ngữ "cơ sở dữ liệu song song" nhằm chỉ các cơ sở dữ liệu được cài đặt dựa trên các kiến trúc song song.

Các hệ cơ sở dữ liệu song song là một trong các giải pháp để đạt được hệ quản trị dữ liệu phân tán có tính hiệu quả và tính sẵn sàng cao, phát triển dựa trên các kiến trúc đa bộ xử lý hiện đại bằng các giải pháp hướng phần mềm cho việc quản lý dữ liệu. Các hệ thống cơ sở dữ liệu xử lý song song, là hệ thống cơ sở dữ liệu trên các máy tính

song song được mở rộng bằng kỹ thuật cơ sở dữ liệu phân tán. Không có sự khác biệt rõ ràng giữa hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán và hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song. Các hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song khai thác các kiến trúc máy tính đa bộ xử lý để xây dựng các máy chủ dữ liệu với khả năng thực, tính sẵn sàng cao với giá thành rẻ hơn nhiều so với các máy tính lớn.

Sự tích hợp của các vị trí trong môi trường phân tán cho phép phân phối chức năng hiệu quả hơn các chương trình ứng dụng chạy trên máy chủ, được gọi là các máy chủ ứng dụng (Application Server), trong khi các chức năng dữ liệu được điều khiển bởi các máy tính chuyên dụng, gọi là các máy chủ dữ liệu (Database Server), dẫn đến khuynh hướng cấu trúc hệ thống phân tán ba bên (Three Tie Distributed System Architecture), trong đó các vị trí được tổ chức thành các đại lý chuyên trách (Specialized Server), không tổ chức với mục đích chung chung.

Một hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song có thể được định nghĩa như là một hệ quản trị cơ sở dữ liệu thực thi trên một máy tính đa bộ xử lý, bao gồm các thay đổi từ các cổng truyền thẳng của một hệ thống cơ sở dữ liệu đang tồn tại đến sự kết hợp phức tạp của xử lý song song và các chức năng hệ thống cơ sở dữ liệu vào một kiến trúc phần cứng và phần mềm mới. Cách tiếp cận này tạo điều kiện cho việc khai thác đầy đủ các lợi thế của những hệ thống đa bộ xử lý trong môi trường phân tán.

5.1.2 Mục tiêu của xử lý song song

Xử lý song song sử dụng các máy tính đa bộ xử lý để chạy các chương trình ứng dụng bằng cách dùng nhiều bộ xử lý để cải thiện hiệu năng. Các hệ cơ sở dữ liệu song song tổ hợp khả năng quản lý cơ sở dữ liệu và khả năng xử lý song song để làm tăng hiệu năng và độ khả dụng. Cơ chế song song đã giải quyết vấn đề tắc nghẽn tại các node khi thực hiện xuất/nhập (I/O), vì thời gian truy xuất cao hơn nhiều so với thời gian truy xuất bộ nhớ chính. Ví dụ, một cơ sở dữ liệu

có kích thước D được lưu trên một thiết bị nhớ có lưu lượng là T. Như vậy lưu lượng của hệ thống sẽ bị chặn bởi T. Ngược lại nếu phân mảnh cơ sở dữ liệu và cấp phát trên n vị trí, mỗi vị chứa D/n và lưu lượng T, như vậy sẽ có lưu lượng n*T.

5.2 ƯU ĐIỂM CỦA CƠ SỞ DỮ LIỆU SONG SONG

Các hệ thống dữ liệu song song kết hợp việc quản trị dữ liệu và xử lí song song làm tăng hiệu năng và tính sẵn sàng của hệ thống. Hiệu năng là mục tiêu của các máy cơ sở dữ liệu (Database Machine) với hệ quản trị cơ sở dữ liệu truyền thống thường xảy ra ùn tắc trong vào/ra do thời gian truy cập bộ nhớ phụ cao hơn so với thời gian truy cập bộ nhớ chính. Việc phân vùng cơ sở dữ liệu trên nhiều đĩa sẽ đạt được khả năng song song của các liên truy vấn và nội truy vấn (Inter and Intra Query), cải thiện một cách đáng kể về thời gian đáp ứng và thông lượng các giao tác.

Một hệ cơ sở dữ liệu song song có thể định nghĩa đơn giản như một hệ quản trị cơ sở dữ liệu được cài đặt trên bộ đa xử lý kết chặt (Tightly Couple), bao gồm từ kết nối hệ quản trị cơ sở dữ liệu hiện có với yêu cầu ghi lại các thủ tục giao diện hệ điều hành đến sự kết hợp phức tạp giữa xử lí song song và các chức năng hệ thống cơ sở dữ liệu thành kiến trúc phần cứng/phần mềm mới.

Hệ thống cơ sở dữ liệu song song hoạt động như một Database Server cho Application Server trong mô hình Client/Server của mạng máy tính. Hệ thống cơ sở dữ liệu song song hỗ trợ các chức năng cơ sở dữ liệu và giao diện Client/Server và có thể chức năng đa năng. Để hạn chế trao đổi thông tin giữa Client và Server, cần thiết có một giao diện ở mức cao khuyến khích xử lý dữ liệu trên máy chủ.

Tỷ lệ giá thành/hiệu năng của các hệ cơ sở dữ liệu song song tốt hơn so với máy tính lớn (Mainframe) tương ứng, cũng là những ưu điểm của các hệ cơ sở dữ liệu phân tán.

5.2.1 Hiệu năng cao

Hiệu năng cao (High Performance) có thể đạt được bằng các giải pháp hỗ trợ hệ điều hành nhận biết các yêu cầu của cơ sở dữ liệu, khả năng song song, tối ưu hóa và cân bằng tải. Hệ điều hành nhận biết các yêu cầu cụ thể của một cơ sở dữ liệu sẽ làm đơn giản hóa khả năng cài đặt các chức năng cơ sở dữ liệu ở mức thấp, vì vậy sẽ làm giảm chi phí. Cơ chế hoạt động song song có thể làm tăng lưu lượng bằng việc sử dụng khả năng song song liên truy vấn, giảm thời gian đáp ứng các giao tác bằng việc sử dụng khả năng song song của các nội truy vấn. Tuy nhiên, việc làm giảm thời gian đáp ứng các truy vấn phức tạp qua cơ chế song song quy mô lớn cũng có thể sẽ tăng tổng thời gian (thêm thời gian truyền thông) và làm ảnh hưởng đến lưu lượng. Do đó, việc tối ưu và so sánh các truy vấn nhằm giảm tối thiểu các khả năng song song, ví dụ như việc ràng buộc tính song song của câu truy vấn. Cân bằng tải là khả năng hệ thống chia khối lượng công việc bằng nhau giữa tất cả các bộ xử lý. Nó phụ thuộc vào kiến trúc bộ xử lý, nó có thể được lưu giữ bởi thiết kế cơ sở dữ liệu tĩnh hoặc động.

5.2.2 Tính sẵn sàng cao

Hệ cơ sở dữ liệu song song có nhiều tàanh phần tương tự nhau. Khả năng nhân bản dữ liệu trên các vị trí của mạng làm tăng tính sẵn sàng của cơ sở dữ liệu khi truy cập dữ liệu. Trong hệ thống song song, các mảnh dữ liệu được cài đặt trên các thiết bị lưu trữ tại các node của mạng, xác suất đĩa hỏng ở bất cứ thời điểm nào cũng có thể xảy ra. Tuy nhiên các sự cố đĩa hỏng không làm mất cân bằng tải bằng giải pháp phân vùng nhân bản trên các vị trí, có thể truy cập song song.

5.2.3 Khả năng mở rộng

Trong môi trường song song, khả năng mở rộng (Extensibility) hệ thống dễ dàng hơn. Có thể dễ dàng tăng kích thước cơ sở dữ liệu hoặc tăng thông lượng băng thông. Tính mở rộng hệ thống là mở rộng khả năng xử lý và lưu trữ cho hệ thống. Hay nói cụ thể hơn khả năng mở

rộng mở rộng tuyến tính (Linear Scaleup) và tốc độ tuyến tính Linear Speedup). Mở rộng tuyến tính là hiệu năng vẫn được duy trì khi tăng tuyến tính kích thước cơ sở dữ liệu và khả năng xử lý và lưu trữ. Tăng tốc độ tuyến tính nghĩa là nói đến sự tăng tuyến tính về hiệu năng trên một cơ sở dữ liệu không đổi về kích thước và tăng tuyến tính về khả năng xử lý và lưu trữ. Việc mở rộng hệ thống đòi hỏi phải tổ chức lại ít nhất trên cơ sở dữ liệu đã có.

5.3 KIẾN TRÚC HỆ CƠ SỞ DỮ LIỆU SONG SONG

Với cách tiếp cận Client/Server, kiến trúc của một hệ cơ sở dữ liệu song song bao gồm 3 bộ quản lý chính như sau:

5.3.1 Bộ quản lý phiên

Bộ quản lý phiên (Session Manager - SM) giám sát giao dịch, hỗ trợ các giao dịch giữa Client với Server. Thực hiện kết nối và giải phóng kết nối các tiến trình giữa các Client và giữa hai hệ thống bộ quản lý yêu cầu và bộ quản lý dữ liệu. Vì thế nó khởi tạo và đóng các phiên giao dịch người sử dụng có nhiều giao tác.

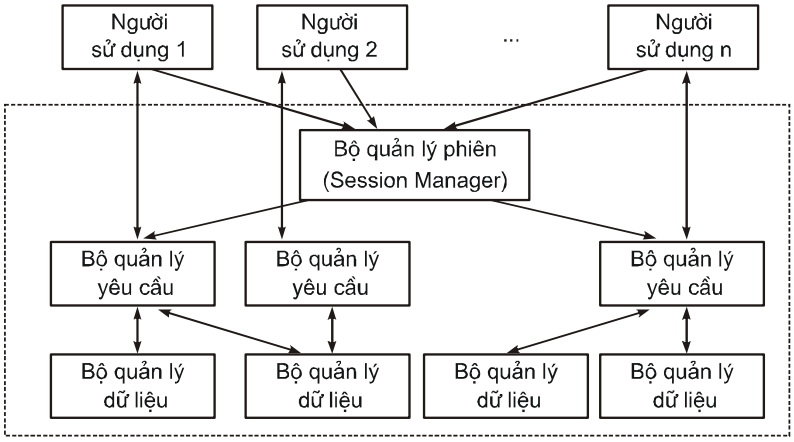
5.3.2 Bộ quản lý yêu cầu

Bộ quản lý yêu cầu (Request Manager - RM) tiếp nhận các yêu cầu từ phía Client có liên quan đến việc biên dịch và thực thi truy vấn. Nó có thể truy xuất vào thư mục cơ sở dữ liệu chứa các thông tin về cấu trúc dữ liệu và chương trình. Phụ thuộc vào từng yêu cầu mà bộ xử lý này sẽ thực hiện nhiều pha biên dịch khác nhau, kích hoạt cho việc thực thi các câu truy vấn, trả kết quả cũng như mã lỗi về cho ứng dụng Client. Vì bộ quản lý yêu cầu giám sát việc thực thi và xác nhận giao dịch nên nó có thể kích hoạt thủ tục khôi phục trong trường hợp sự cố giao dịch bị lỗi. Để tăng tốc độ biên dịch câu truy vấn nó có thể tối ưu hóa và song song hóa câu truy vấn vào lúc biên dịch.

5.3.3 Bộ quản lý dữ liệu

Bộ quản lý dữ liệu (Data Manager - DM) cung cấp tất cả các chức năng cần thiết để chạy song song các câu truy vấn đã biên dịch. Nghĩa

là, thực hiện các toán tử cơ sở dữ liệu, hỗ trợ giao dịch song song, quản lý bộ nhớ Cache,... Nếu bộ quản lý yêu cầu có khả năng biên dịch các lệnh điều khiển dòng dữ liệu thì việc đồng bộ hóa và giao tiếp giữa các bộ quản lý dữ liệu có thể thực hiện. Nếu không, việc điều khiển giao dịch và đồng bộ hóa phải được thực hiện bằng module quản lý yêu cầu.



Hình 5.1: Kiến trúc tổng quát của một hệ cơ sở dữ liệu song song

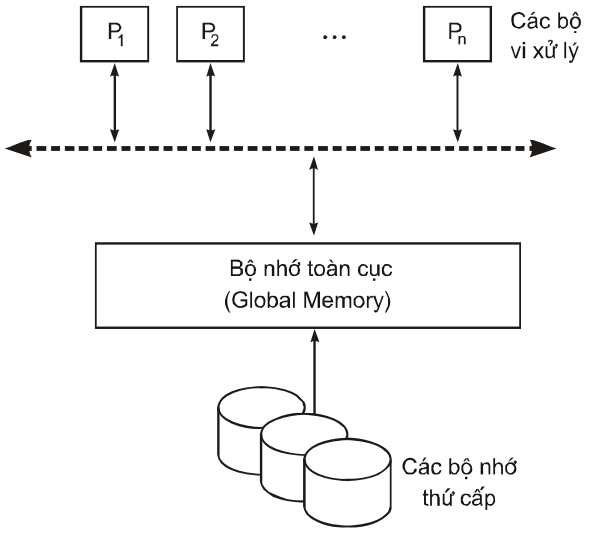
5.4 CÁC KIẾN TRÚC HỆ THỐNG SONG SONG

5.4.1 Tổng quan về kiến trúc song song và hệ thống song song

Một hệ thống song song là một hệ thống bao gồm nhiều bộ vi xử lý được kết nối với nhau và kết nối với các thành phần phần cứng khác. Như vậy, một hệ thống song song là kết quả kết hợp các cách thiết kế khác nhau nhằm cung cấp những ưu điểm về hiệu năng, tính khả dụng và tính mở rộng với tỷ lệ chi phí/hiệu năng tốt hơn so với một máy tính lớn tương đương. Các thành phần phần cứng liên kết với nhau bằng môi trường truyền vật lý. Có hai loại kiến trúc song song cơ bản là: kiến trúc chia sẻ bộ nhớ và kiến trúc không chia sẻ bộ nhớ. Kiến trúc lai kết hợp ưu điểm của 2 kiến trúc chia sẻ bộ nhớ và kiến trúc không chia sẻ bộ nhớ, ví dụ như kiến trúc NUMA (Non Uniform Memory Access) truy cập bộ nhớ không đồng dạng.

5.4.2 Kiến trúc chia sẻ bộ nhớ

Kiến trúc chia sẻ bộ nhớ (Shared-Memory) là kiến trúc đơn giản của hệ thống song song. Trong kiến trúc này, mỗi bộ xử lý truy cập đến một mô-đun nhớ hoặc một đơn vị đĩa bất kỳ qua một liên kết tốc độ cao, chẳng hạn như bus tốc độ nhanh hoặc chuyển mạch chữ nhật. Mô hình của kiến trúc chia sẻ bộ nhớ được thể hiện như trong hình 5.2.



Hình 5.2: Kiến trúc chia sẻ bộ nhớ

Một trong những mô hình thông dụng nhất của kiến trúc chia sẻ bộ nhớ là mô hình máy song song truy cập ngẫu nhiên (Parallel Random Access Machine - PRAM). Mô hình này có thể được mở rộng tùy theo số lượng bộ vi xử lý, được đồng bộ hóa ở mức xử lý lệnh. Vì vậy, mỗi bộ vi xử lý sẽ thực hiện những tập lệnh của bản thân nó và sẽ được hệ thống điều hành ở mức chu kỳ lệnh.

Một số hệ thống song song dựa trên kiến trúc chia sẻ bộ nhớ như: XPRS, DBS2 và Volcano. Hệ quản trị cơ sở dữ liệu trên máy tính đa bộ vi xử lý chia sẻ bộ nhớ, sự thực thi của DB2 trên máy IBM 3090 với 6 bộ vi xử lý. Hầu hết các sản phẩm thương mại chia sẻ bộ nhớ đều lợi dụng song song hóa các liên truy vấn (Inter - Query) để cung

cấp khả năng thông qua các giao dịch lớn và song song qua các nội truy vấn (Intra - Query), nhằm giảm thời gian đáp của truy vấn hỗ trợ quyết định.

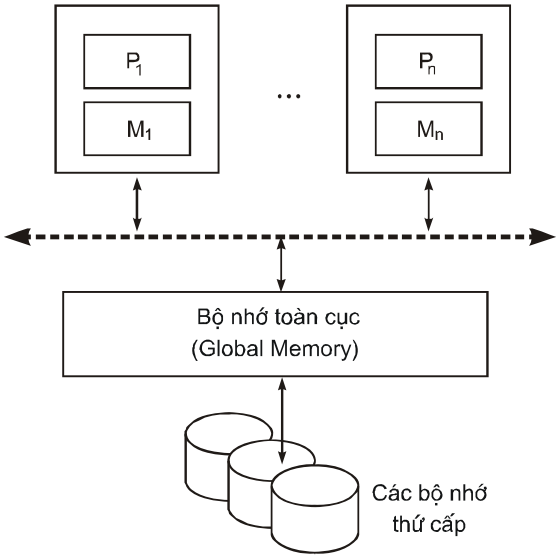
Kiến trúc song song dựa trên việc chia sẻ bộ nhớ có những ưu điểm và nhược điểm khi triển khai cơ sở dữ liệu phân tán. Kiến trúc chia sẻ bộ nhớ có 2 ưu điểm chính là: đơn giản và cân bằng tải. Song song hóa các bộ vi xử lý có tính đơn giản. Các khái niệm liên quan đến bộ nhớ và các chính sách quản lý bộ nhớ không thay đổi. Thông tin về thư mục và các thông tin điều khiển (bảng khóa...) có thể được chia sẻ bởi tất cả các bộ xử lý, vì vậy phần mềm ghi cơ sở dữ liệu không có sự khác biệt so với máy tính có một bộ xử lý. Cụ thể hơn, việc song song hóa các truy vấn giữa những bộ vi xử lý khác nhau có thể thực hiện một cách dễ dàng. Việc song song hóa truy vấn trong mỗi vi xử lý yêu cầu thực hiện một vài giao dịch song song nhưng đơn giản. Về cân bằng tải, kiến trúc chia sẻ bộ nhớ dễ dàng đạt được cân bằng tải khi thực thi, vì tất cả các đơn vị lưu trữ đều được sử dụng chung.

Tuy nhiên, kiến trúc chia sẻ bộ nhớ còn tồn tại một số vấn đề cần xem xét, như giá cả, giới hạn khả năng mở rộng và tính khả dụng kém. Giá thành cao vì có các liên kết phức tạp và số lượng liên kết lớn khi mỗi bộ vi xử lý phải kết nối với mỗi mô-đun bộ nhớ hay đĩa. Với các bộ vi xử lý tốc độ nhanh, dùng chung bộ nhớ trong quá trình truy cập bộ nhớ có thể dẫn đến số lượng xung đột lớn, vì vậy làm giảm hiệu năng hệ thống. Còn nữa, khi tăng thêm vi xử lý, ngoài việc phải tăng thêm nhiều kết nối, sự xung đột giữa các vi xử lý cũng vì đó có thể tăng nhanh, vì vậy khả năng mở rộng của hệ thống sử dụng kiến trúc này bị giới hạn trong phạm vi chục bộ vi xử lý. Nhược điểm cuối cùng là, vì không gian nhớ được chia sẻ bởi tất cả bộ vi xử lý, một bộ nhớ có lỗi, có thể ảnh hưởng đến tất cả các bộ vi xử lý, do đó làm giảm tính khả dụng của cơ sở dữ liệu.

5.4.3 Kiến trúc chia sẻ đĩa

Khác với kiến trúc chia sẻ bộ nhớ, trong kiến trúc chia sẻ đĩa (Shared-Disk), mỗi bộ vi xử lý truy cập đến một đơn vị đĩa bất kỳ

thông qua liên kết bên trong có bộ nhớ chính của riêng nó. Kiến trúc chia sẻ đĩa được biểu diễn trong hình 5.3.



Hình 5.3: Kiến trúc chia sẻ đĩa

Trong kiến trúc này, một số bộ xử lý truy cập đến các đơn vị đĩa thông qua liên kết nối nhưng không được phép (không chia sẻ) truy cập dến bộ nhớ chính. Khi đó mỗi bộ xử lý có thể truy cập đến các trang dữ liệu (database page) trên ổ đĩa chia sẻ và sao chép chúng đến bộ nhớ catche của nó. Để tránh xung đột khi truy cập đến cùng một trang, cần phải có cơ chế khóa toàn cục (Global Locking) và các giao thức dùng để bảo trì sự gắn kết của cache.

Các ví dụ về các hệ thống CSDL song song chia sẻ ổ đĩa bao gồm sản phẩm chia sẻ dữ liệu IMS/VS của IBM và các sản phẩm VAX DBMS, Rdb của DEC. Sự thực thi của Oracle trên VAXcluster của DEC và các máy tính NCUBE cũng sử dụng kiến trúc chia sẻ ổ đĩa cứng khi nó yêu cầu mở rộng của hệ quản trị cơ sở dữ liệu quan hệ (RDBMS).

Chia sẻ đĩa có một số ưu điểm về giá thành, khả năng mở rộng, cân bằng tải trọng, tính sẵn sàng và dễ dàng di chuyển từ các hệ thống có một bộ xử lý. Giá thành của liên kết nối (Interconnect) giảm đáng kể so với phương pháp chia sẻ bộ nhớ từ khi công nghệ Bus được dùng. Cho rằng mỗi bộ xử lý co đủ bộ nhớ cache, sự truy cập vào đĩa chia sẻ là nhỏ nhất, do đó sự mở rộng có thể tốt hơn. Khi bộ nhớ bị lỗi có thể bị cô lập với các bộ xử lý khác, các node nhớ, tính sẵn sàng có thể cao hơn. Cuối cùng sự di chuyển từ hệ thống trung tâm tới đĩa chia sẻ dễ dàng hơn vì dữ liệu trên đĩa không cần tổ chức lại.

Chia sẻ đĩa có độ phức tạp cao hơn và hiệu năng cao hơn. Nó yêu cầu các giao thức của hệ phân tán dữ liệu như khóa phân tán và commit hai giai đoạn. Việc bảo trì độ kết dính của các bản sao có thể làm quá tải truyền thông giữa các node. Việc truy cập đĩa chia sẻ có thể gây ra hiện tượng "nút cổ chai".

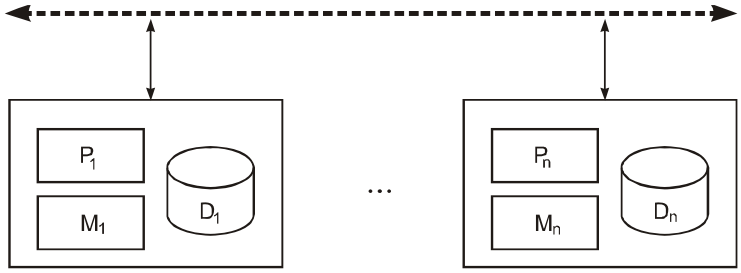
5.4.4 Kiến trúc không chia sẻ

Trong kiến trúc không chia sẻ, mỗi bộ xử lý truy cập độc lập đến bộ nhớ chính và đơn vị ổ đĩa. Vì vậy mỗi node có thể được xem như một site cục bộ (về cơ sở dữ liệu và phần mềm) trong một hệ cơ sở dữ liệu phân tán. Vì vậy phần lớn các giải pháp được thiết kế cho các hệ phân tán như phân đoạn dữ liệu, quản lý phân tán giao dịch và xử lý truy vấn phân tán có thể được áp dụng. Các ví dụ về các hệ thống song song không chia sẻ như DBC của Teradata và NonStopSQL của Tandem. Các sản phẩm truyền thống như GRACE, EDS, GAMMA, BUBBA, PRISMA cũng hiệu quả.

Các sản phẩm kiến trúc không chia sẻ có ba ưu điểm: giá thành, khả năng mở rộng và tính sẵn sàng. Ưu điểm về giá thành của phương pháp này cũng như kiến trúc chia sẻ đĩa. Hệ cơ sở dữ liệu phân tán được cài đặt trong kiến trúc này có thể dễ dàng tăng thêm hiệu năng khi thêm các node mới, khả năng mở rộng tốt hơn (có thể lên tới hàng ngàn node). Ví dụ hệ thống DBC của Teradata có thể cung cấp 1024 bộ xử lý. Với các phân vùng dữ liệu có ích được đặt trên nhiều đĩa.

Tốc độ tăng lên theo tuyến tính và phạm vi tăng tuyến tính có thể đạt được khối lượng công việc đơn giản. Việc tạo các bản sao dữ liệu trên nhiều node có thể tăng tính sẵn sàng dữ liệu.

Kiến trúc không chia sẻ phức tạp hơn kiến trúc chia sẻ bộ nhớ bởi vì sự cần thiết phải cài đặt các chức năng phân tán dữ liệu tại nhiều vị trí khác nhau. Không như kiến trúc chia sẻ bộ nhớ và chia sẻ đĩa, độ cân bằng tải quyết định vị trí dữ liệu và tải không hiện thực của hệ thống, hơn nữa khi thêm các node mới vào hệ thống có thể yêu cầu phải tổ chức lại dữ liệu vì có liên quan đến vấn đề độ cân bằng tải.



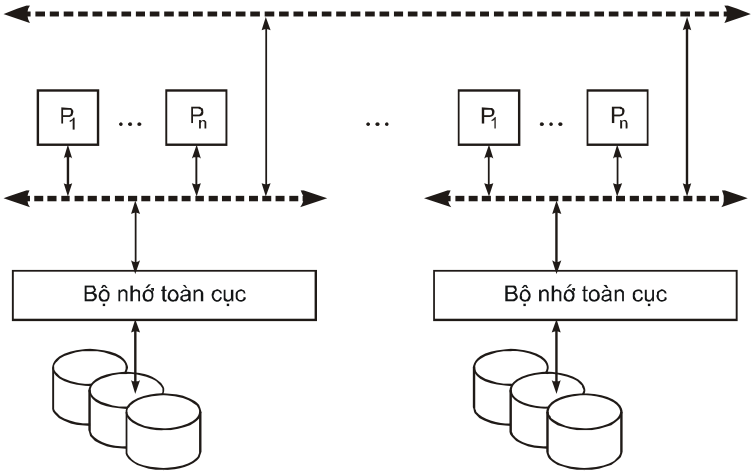
Hình 5.4: Kiến trúc không chia sẻ

5.4.5 Các kiến trúc phân cấp

Kiến trúc phân cấp (Hierachical Architectures) hay còn gọi là kiến trúc nhóm (Cluster Architecture) là sự kết hợp giữa kiến trúc không chia sẻ và kiến trúc chia sẻ bộ nhớ. Kiểu kiến trúc không chia sẻ, nhưng các node được thiết kế có kiến trúc chia sẻ chung một bộ nhớ. Kiến trúc này được đề xuất bởi Bhide, sau đó là Pirahesh và Boral. Một mô tả chi tiết được đề xuất bởi Graefe.

Ưu điểm của kiến trúc phân cấp là hiển nhiên. Nó kết hợp đặc điểm linh hoạt và hiệu năng của thành phần chia sẻ bộ nhớ với khả năng mở rộng của thành phần không chia sẻ. Trong mỗi node chia sẻ chung một bộ nhớ (SM-Node) giao tiếp được thực thi có hiệu quả bởi thành phần chia sẻ bộ nhớ của kiến trúc, do đó hiệu năng tăng lên. Độ cân bằng tải cũng tăng bởi thành phần chia sẻ bộ nhớ.

Mặc dù kiến trúc phân cấp có hiệu năng và tính khả dụng cao, nhưng hiệu năng hệ thống phụ thuộc vào hiệu quả của mỗi node và trao đổi thông tin giữa chúng. Sự không đồng bộ giữa các node sẽ dễ dàng dẫn đến sự mất cân bằng của hệ thống và ảnh hưởng rất lớn đến hiệu năng, đặc biệt là những chênh lệch về tốc độ và bộ nhớ giữa các node. Mặt khác, khi phát sinh lỗi, khả năng cô lập của hệ thống không linh hoạt, vì việc sử dụng bộ nhớ chung, ảnh hưởng hiệu năng của hệ thống.



Hình 5.5: Kiến trúc phân cấp

5.5 KỸ THUẬT HỆ QUẢN TRỊ CƠ SỞ DỮ LIỆU SONG SONG

Việc cài đặt các hệ CSDL song song thường dựa trên các kỹ thuật cơ sở dữ liệu phân tán, là những vấn đề về sắp xếp dữ liệu, truy vấn song song, xử lí dữ liệu song song và tối ưu hóa truy vấn song song. Giải pháp cho những vấn đề này phức tạp hơn khi số lượng các node tăng. Các kĩ thuật hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song được thiết kế trên kiến trúc không chia sẻ, là trường hợp tổng quát nhất và các kỹ thuật cài đặt của nó cũng có thể áp dụng cho các kiến trúc khác.

5.5.1 Sắp đặt dữ liệu

Khái niệm sắp đặt dữ liệu trong hệ cơ sở dữ liệu song song tương tự như các khái niệm phân mảnh ngang và phân mảnh dọc trong cơ sở dữ liệu phân tán. Việc phân mảnh sẽ làm tăng tính song song và cân bằng tải. Trong hệ cơ sở dữ liệu song song, khái niệm sắp đặt dữ liệu là khái niệm partitioning và partition, tương ứng với khái niệm phân mảnh ngang và phân mảnh dọc trong cơ sở dữ liệu phân tán.

Có hai khác biệt quan trọng so với cách tiếp cận CSDL phân tán, đó là:

- Không cần tăng tối đa việc xử lý cục bộ tại mỗi node, vì người sử dụng không được liên kết với một node cụ thể nào.
- Việc cân bằng tải rất khó đạt được khi số lượng lớn các node quá lớn. Mặt khác khi giải quyết các vấn đề về tranh chấp tài nguyên, dẫn đến sụp đổ toàn bộ hệ thống, ví dụ một node xử lý chiếm tất cả các tài nguyên, trong khi các node khác không được thực hiện. Vì các chương trình được chạy trên các node chứa dữ liệu. Việc chọn đặt dữ liệu là một vấn đề rất quan trọng về hiệu năng.

Việc sắp đặt dữ liệu phải nhằm làm tăng tối đa hiệu năng hệ thống bằng việc tổ hợp tổng công việc thực hiện hệ thống và thời gian đáp ứng cho các câu truy vấn. Việc tăng tối đa thời gian đáp ứng của các truy vấn thực hiện song song làm cho tổng chi phí thời gian trao đổi giữa các node tăng lên và tổng công việc cũng tăng lên. Nếu làm tụ tất cả các dữ liệu cần thiết cho một chương trình, sẽ làm giảm tổng lượng công việc được thực hiện bởi hệ thống khi thực hiện chương trình đó. Tóm lại vấn đề đặt dữ liệu theo hướng phân mảnh ngang dữ liệu sẽ làm tăng tối đa thời gian đáp ứng hoặc thực hiện song song truy vấn. Nếu theo hướng làm tụ dữ liệu sẽ làm giảm thiểu tổng lượng công việc. Bài toán này trong cơ sở dữ liệu phân tán được giải quyết với các phương thức tĩnh, Người quản trị cơ sở dữ liệu có trách nhiệm

kiểm tra theo định kỳ về tần số tham chiếu mảnh và khi cần phải di chuyển và tổ chức cấp phát lại các mảnh trên mạng máy tính.

Giải pháp lựa chọn cho việc sắp đặt dữ liệu là phân vùng toàn bộ (Full Partitioning). Trong đó mỗi một quan hệ được phân mảnh ngang tới tất cả các node trong hệ thống. Phân vùng toàn bộ được sử dụng trong DBC/1012. GAMMA, Nonstoip SQL. Dưới đây là ba chiến lược cơ bản cho việc phân vùng dữ liệu: Round-Robin (Xoay vòng), Hashing (hàm băm), Interval (khoảng).

Phân mảnh xoay vòng: Là chiến lược đơn giản nhất, đảm bảo sự phân tán dữ liệu được đồng nhất. Với n vùng Partition, hàng thứ i được chèn vào vùng thứ i mod n. Chiến lược này cho phép truy cập tuần tự tới một quan hệ được thực hiện song song. Tuy nhiên, khả năng truy cập tới các hàng riêng lẻ dựa trên việc truy cập đến các yêu cầu, thuộc tính của toàn bộ quan hệ.

Khi sử dụng kĩ thuật xoay vòng, kết quả của phân mảnh sẽ đưa ra chính xác. Phương thức của phân mảnh cung cấp một phân phối dữ liệu trên nhiều đĩa, không cần chọn khóa phân mảnh hoặc khóa băm. Tuy nhiên, vì các dòng được phân phối một cách ngẫu nhiên, không thực hiện các thực thi trên những phân mảnh đã được xác định và các phép toán kết nối.

Phân mảnh băm: Hàm băm h-function được hiểu như sau: Nếu mỗi bản ghi có một khóa là giá trị số (x), hàm băm h(x) nhận một giá trị trong khoảng [0-k] với k là một số giá trị nguyên dương , k thường là một số nguyên tố, ví dụ h(x) = x mod k.

Chiến lược phân mảnh băm áp dụng hàm băm cho một vài thuộc tính và tạo ra một số Partition. Chiến lược này cho phép một node nhất định xử lý các truy vấn chính xác để lựa chọn các thuộc tính và tất cả các node xử lý tất cả các truy vấn khác một cách song song. Để thực hiện phân mảnh băm, phân chia tập hợp các bản ghi của tệp dữ liệu thành các cụm (Buckets). Mỗi cụm bao gồm một hoặc nhiều khối

(Block). Mỗi khối chứa một số lượng cố định các bảng ghi. Việc tổ chức lưu trữ dữ liệu trong mỗi cụm được áp dụng theo đống, tức là các bản ghi được lưu trữ kế tiếp nhau trong các khối và không tuân theo một thứ tự đặc biệt nào và không có một tổ chức đặc biệt nào được áp dụng với các khối. Với mỗi tệp được được lưu trữ theo phương pháp này cần có một hàm băm h(x) lấy đối số là giá trị khóa của tệp và sinh ra một số nguyên từ 0 đến một giá trị cực đại B-1, B là số cụm của tổ chức tệp băm. Nếu x là một giá trị khóa, h(x) xác định chỉ số của cụm mà bản ghi có giá trị khóa này được tìm thấy nếu nó được chứa trong tệp dữ liệu.

Phân mảnh theo khoảng: Phân mảnh các bộ dựa trên các khoảng giá trị của một thuộc tính. Phân mảnh theo khoảng rất thích hợp cho truy vấn phân mảnh băm và các truy vấn khoảng. Ví dụ, một truy vấn "A nằm giữa A_1 và A_2" có thể được xử lý trên các node chứa các bộ giá trị A nằm trong đoạn [A_1, A_2]. Tuy nhiên, phân mảnh khoảng có thể dẫn đến một sự khác biệt rất lớn về kích thước các phân hoạch. Phân mảnh khoảng cho phép người sử dụng xác định các khoảng dữ liệu không bị trùng và sau đó đặt mỗi dòng vào những vùng thích hợp, dựa trên giá trị của những cột đặc thù trong dòng. Vì vậy, yêu cầu chọn cột, được gọi là "khóa dành riêng (Partition key)", bởi những phần dữ liệu sẽ được chỉ ra vị trí vật lý rõ ràng. Ví dụ, trong quan hệ khách hàng (customers), có thể chọn cột "Last_Name" như một khóa riêng và xác định đánh dấu khoảng A-E trên một đĩa, khoảng từ F-J trên một đĩa khác...

Muốn xác định khóa dành riêng tại cột thường xuyên, sử dụng mệnh đề WHERE của lệnh SELECT. Ví dụ nếu thường xuyên quan tâm đến kiểu của các loại xe trong cơ sở dữ liệu Car-Sales, sử dụng cột type_car là một lựa chọn hợp lý làm khóa dành riêng. Sau đó, tạo phân mảnh bảng Car_Sales.

```
CREATE TABLE Car_Sales (
        type CHAR
```

```
model CHAR
price NUM
dealer CHAR
sale_date DATE)
PARTITION BY VALUE
type = 'Mercedes' IN partition_1,
type = 'Porsche' IN partition_2,
type = 'BMW' IN partition_3,
type = 'Volvo' IN partition_4;
```

Giả sử thực thi câu truy vấn sau:

```
SELECT    type, model, price, dealer, sale_date
FROM      Car_Sales
WHERE     type = 'BMW' AND
          price BETWEEN (30000 and 45000)
```

Dữ liệu được yêu cầu (xe BMW) chỉ nằm ở trong partition_3, vì thế không cần phải sử dụng bất kỳ tài nguyên nào để truy vấn dữ liệu ngoài một đĩa và một CPU để phục vụ quá trình tìm kiếm này. Thay vì việc sử dụng cả 4 CPU và cả 4 đĩa, chỉ cần sử dụng một mảnh đã được xác định nghĩa là chỉ cần đến 1 CPU và 1 đĩa, và như vậy quá trình tìm kiếm đã làm giảm được 75% thời gian tìm dữ liệu.

Phân mảnh khoảng có thể tạo ra những câu truy vấn có hiệu quả rõ rệt bằng những phân mảnh đã được xác định. Cần chú ý về kích thước dữ liệu, khi dữ liệu không được chia bằng nhau giữa các phân mảnh.

Phân mảnh khoảng và băm rất có ích khi thực thi có sử dụng việc kết nối theo cụm (Clustered) và trong kiến trúc MPP. Phân mảnh được xác định trong những node riêng biệt và những node đó có thể kết nối với tốc độ cao và có thể tối thiểu hóa dữ liệu chuyển trong mạng để

đạt được tối ưu hóa độ mềm dẻo. Sử dụng phân mảnh băm hoặc phân mảnh khoảng trong khóa nối cho mọi bản ghi với những câu truy vấn có nối, đảm bảo nối luôn luôn tìm thấy trong cùng một phân mảnh và trong cùng một node. Dữ liệu chuyển trong một node sẽ được tối thiểu hóa vì mọi phép nối được thực hiện nội bộ và vì thế hiệu năng thực thi sẽ tăng lên.

So sánh ba chiến lược

Round-robin partitioning	Hash partitioning	Range partitioning
Dữ liệu phân chia đều	Dữ liệu được phân chia đều, giả sử có một hàm băm tốt	Phù hợp với truy vấn vùng trong một thuộc tính phân mảnh
Phù hợp cho kiểm tra truy vấn quan hệ đầy đủ	Phù hợp truy vấn điểm và kết nối bằng trong thuộc tính phân mảnh	Chọn thuộc tính để phân mảnh là quan trọng
Không phù hợp với truy vấn vùng	Không phù hợp với truy vấn khoảng	Lựa chọn thuộc tính sai sẽ dẫn đến dữ liệu phân chia không đều và thực thi cũng không đều

Hiệu năng phân mảnh hoàn toàn được so sánh với hiệu năng làm tụ các quan hệ vào một đĩa duy nhất. Các kết quả chỉ ra rằng với nhiều loại tải trong phân mảnh luôn tốt hơn. Tuy nhiên, làm tụ có thể trội hơn khi xử lý các vấn tin phức tạp, ví dụ các phép toán nối. Lưu lượng của một hệ thống khi có sự phân mảnh hoàn toàn được chứng minh là tăng một cách tuyến tính với 32 node.

Mặc dù phân mảnh hoàn toàn có những ưu điểm về hiệu năng, việc thực thi song song nhiều cũng dẫn đến chi phí lớn với những câu truy vấn phức tạp có kết nối. Ví dụ, trong một kiến trúc 1024 node, số lượng thông báo trong trường hợp xấu nhất cho một kết nối hai ngôi không có chọn sẽ lên đến 10242. Hơn nữa phân mảnh hoàn toàn không thích hợp cho các quan hệ nhỏ trải dài qua một số ít khối trên đĩa. Những nhược điểm này cần tìm ra sự cân đối giữa làm tụ và phân mảnh hoàn toàn.

Người ta đề xuất một giải pháp cho vấn đề sắp xếp dữ liệu bằng phương pháp phân mảnh thay đổi. Mức độ phân hoạch, tức là số node mà một quan hệ được phân mảnh, là một hàm theo kích thước và tần số truy xuất của quan hệ. Chiến lược này phức tạp hơn so với phân mảnh hoàn toàn và kĩ thuật tụ. Những thay đổi về phân phối dữ liệu có thể dẫn đến việc phải tổ chức lại.

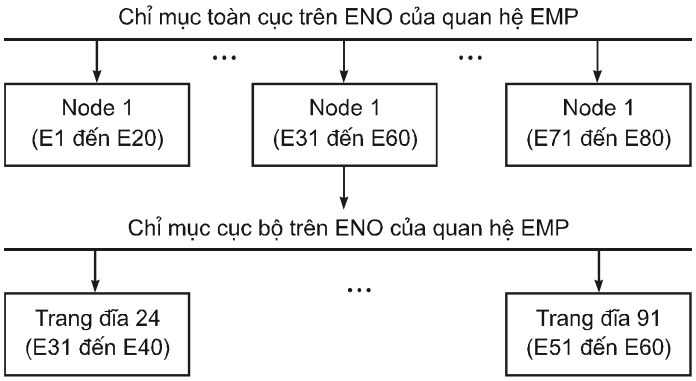
Phân mảnh thay đổi nếu được sử dụng trong một hệ thống song song mức cao, việc tổ chức lại theo định kỳ để cân bằng tải có vai trò quyết định và cần được thực hiện thường xuyên trừ khi tải trọng khá ổn định và chỉ có một số ít được cập nhật. Việc tổ chức lại phải được vô hình đối với các chương trình đã được biên dịch và chạy trên đại lý cơ sở dữ liệu. Vì thế các chương trình đã được biên dịch cần được giữ độc lập với vị trí dữ liệu. Sự độc lập có thể đạt được nếu hệ thống lúc chạy có hỗ trợ phương thức truy xuất kết hợp đến dữ liệu phân tán. Điều này khác với một cơ sở dữ liệu phân tán, trong đó truy xuất kết hợp có thể đạt được vào lúc biên dịch nhờ thể xử lý truy vấn bằng cách dùng thư mục dữ liệu.

Cơ chế chỉ mục: Một giải pháp cho vấn đề truy xuất kết hợp là dùng một cơ chế chỉ mục toàn cục được nhân bản tại mỗi node. Chỉ mục toàn cục sẽ chỉ ra chỗ đặt một quan hệ trên một tập node. Về mặt khái niệm, chỉ mục toàn cục là một chỉ mục hai mức với mức tụ chính theo tên quan hệ và mức tụ phụ trên một thuộc tính nào đó của quan hệ. Chỉ mục toàn cục hỗ trợ cho phân mảnh thay đổi, ở đó mỗi quan hệ có một phân mảnh khác nhau. Cấu trúc chỉ mục dựa trên kỹ thuật băm hoặc trên một tổ chức B-tree. Trong cả hai trường hợp, các truy vấn giống hệt được xử lý bằng một truy xuất node. Tuy nhiên với kỹ thuật băm, các truy vấn khoảng được xử lý hiệu quả bằng cách truy xuất tất cả các node có chứa dữ liệu từ quan hệ đang được vấn tin. Sử dụng chỉ mục B-tree cho phép xử lý các vấn tin khoảng hiệu quả hơn, trong đó chỉ các node chứa dữ liệu trong khoảng được yêu cầu mới được truy xuất.

Ví dụ 5.1: Xét quan hệ EMP (ENO, ENAME, DEPT, TITLE).

Giả sử muốn xác định các phần tử trong quan hệ EMP có giá trị ENO là E50. Chỉ mục mức thứ nhất trên tập tên ánh xạ tên EMP vào chỉ mục trên thuộc tính ENO của quan hệ EMP cung cấp các kết quả thử nghiệm cho phân mảnh thay đổi với một tải trọng được tạo ra do trộn lẫn các giao dịch ngắn và các giao dịch phức tạp. Kết quả chỉ ra rằng khi phân mảnh tăng lên, lưu lượng tiếp tục tăng với các giao dịch ngắn. Tuy nhiên, với các giao dịch phức tạp cần thực hiện nhiều phép nối, phân mảnh tiếp tục sẽ làm giảm lưu lượng do chi phí truyền giao dịch tăng lên.

Sắp đặt dữ liệu cần giải quyết các vấn đề phân phối dữ liệu lệch có thể dẫn đến việc phân mảnh không thống nhất và ảnh hưởng đến cân bằng tải. Ảnh hưởng do lệch của phân mảnh khoảng thường cao hơn so phân mảnh xoay vòng hoặc băm. Một giải pháp xử lý vấn đề phân phối dữ liệu lệch của các phân mảnh không thống nhất là phân mảnh tiếp tục cho các phân mảnh lớn, tách biệt giữa các node logic và vật lý, vì một node logic có thể tương ứng với nhiều node vật lý.



Hình 5.6: Ví dụ về chỉ mục toàn cục và cục bộ

Nhân bản dữ liệu: Nhân bản dữ liệu nhằm đảm bảo độ khả dụng cao. Giải pháp đơn giản là duy trì hai bảng sao của cùng một dữ liệu, một bảng chính và một bảng dự phòng trên hai máy riêng biệt. Đây là

kiến trúc đĩa ảnh (Mirrored Disk) như đã được vận dụng trong hệ thống nonStop SQL của Tandem. Tuy nhiên trong trường hợp một node bị sự cố tải trọng có thể nhân đôi tại node có bản sao, vì thế sẽ ảnh hưởng đến cân bằng tải. Để tránh vấn đề này, nhiều chiến lược nhân bản dữ liệu đã được đề xuất cho các cơ sở dữ liệu song song. Một giải pháp khác là phân mảnh đan xen của Teradata, phân mảnh bảng dự phòng trên một số node. Khi có sự cố, tải trọng của bảng chính sẽ được cân đối giữa các node có bảng sao. Nếu cả hai node xảy ra sự cố thì quan hệ đó không truy xuất được, làm ảnh hưởng đến độ khả dụng. Xây dựng lại bản chính từ bản sao dự phòng có thể tốn nhiều chi phí. Trong tình huống bình thường, để duy trì tính nhất quán cho các bảng có thể có chi phí cao.

Node	**1**	**2**	**3**	**4**
Bản chính	R_1	R_2	R_3	R_4
Bản dự phòng		$r_{1.1}$	$r_{1.2}$	$r_{1.3}$
	$r_{2.3}$		$r_{2.1}$	$r_{2.2}$
	$r_{3.2}$	$r_{3.3}$		$r_{3.1}$

Hình 5.7: Ví dụ phân mảnh đan xen

Phân mảnh đan xen xâu mắt xích của Gamma, bản chính và bản dự phòng được lưu trên hai node kế nhau. Phân mảnh sao cho xác suất bị sự cố hai node kế nhau nhỏ hơn xác suất bị sự cố hai node bất kỳ. Trong trường hợp bị sự cố, tải của node bị sự cố và các node dự phòng được cân đối cho các node còn lại bằng cách sử dụng node bản chính và bản dự phòng. Chi phí duy trì tính nhất quán các bản thấp hơn. Việc chọn đặt dự liệu có xem xét đến nhân bản dữ liệu, tương tự như việc cấp phát mảnh trong cơ sở dữ liệu phân tán, được xem xét như một bài toán tối ưu hóa.

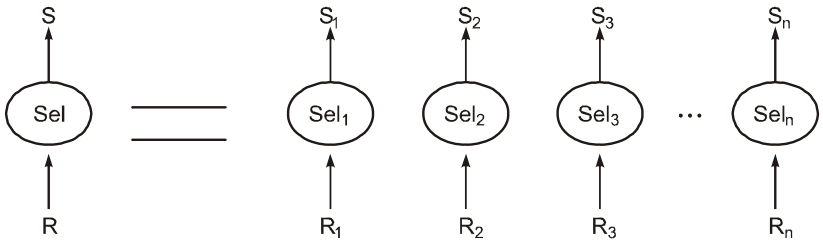
Node	**1**	**2**	**3**	**4**
Bản chính	R_1	R_2	R_3	R_4
Bản dự phòng	r_4	r_1	r_2	r_3

Hình 5.8: Ví dụ phân mảnh mắt xích

5.5.2 Truy vấn song song

Truy vấn song song theo nghĩa thực hiện song song, đồng thời nhiều câu vấn tin được sinh ra bởi nhiều giao dịch đồng thời. Truy vấn song song làm tăng lưu lượng giao dịch. Trong một câu truy vấn (song hành nội truy vấn), song hành nội toán tử và liên toán tử được sử dụng để giảm thời gian đáp ứng. Song hành liên toán tử có được bằng cách cho thực thi song song nhiều toán tử của cấu trúc cây vấn tin. Trên nhiều bộ xử lý trong khi đó song hành nội toán tử, một toán tử sẽ được nhiều bộ xử lý thực hiện, mỗi bộ xử lý thao tác trên một tập con dữ liệu.

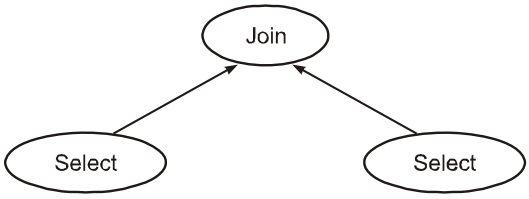
Song hành nội toán tử dựa trên việc phân rã một toán tử thành tập con các toán tử độc lập, được gọi là thể hiện toán tử (Operator Instance), bằng cách sử dụng kỹ thuật phân mảnh tĩnh hoặc động cho các quan hệ. Mỗi thể hiện toán tử sẽ thực hiện một phân mảnh quan hệ, được gọi là lô (Batch). Để minh họa cho việc song hành nội toán tử, xét một truy vấn chọn - nối đơn giản. Toán tử chọn (Select) có thể phân rã trực tiếp thành nhiều toán tử chọn, mỗi toán tử thao tác trên một phân mảnh khác nhau không cần phải thực hiện tái phân phối.



Hình 5.9: Ví dụ song hành nội toán tử

Song hành liên toán tử có thể được sử dụng với song hành ống dẫn (Pipeline Parallelism) nhiều toán tử với một đường nối sản xuất - tiêu dùng được thực thi song song. Ví dụ toán tử Select được thực thi song song với toán tử nối (Join) kế tiếp. Ưu điểm của thự thi theo phương pháp này là kết quả trung gian không phải cụ thể hóa (không phải lưu lại), vì thế tiết kiệm bộ nhớ và truy xuất đĩa. Tuy nhiên, nó

chỉ có thể xảy ra với cách thực thi nhiều nhánh và đòi hỏi nhiều tài nguyên hơn.



Hình 5.10: Ví dụ về một song hành liên toán tử

5.5.3 Xử lý dữ liệu song song

Cơ sở cho việc thực hiện truy vấn dữ liệu song song là việc phân mảnh dữ liệu và cấp phát dữ liệu. Việc cấp phát các mảnh dữ liệu có vai trò rất quan trọng trong việc thiết kế các thuật toán song song và điều khiển việc xử lý dữ liệu một cách hiệu quả bằng các toán tử đại số quan hệ. Thực hiện câu truy vấn dữ liệu gồm nhiều toán tử. Vì vậy cần phải đảm bảo sự cân bằng giữa tính song song và chi phí cho quá trình trao đổi thông tin. Thuật toán song song cho các toán tử quan hệ đại số được xây dựng thành các khối cần thiết cho việc xử lý truy vấn song song.

Xử lý dữ liệu song song có thể sử dụng nhiều phép toán song hành nội toán tử. Xử lý toán tử Select trong ngữ cảnh sắp xếp dữ liệu phân mảnh cũng như xử lý toán tử Select trong trong cơ sở dữ liệu phân tán. Nếu chỉ mục được tổ chức dưới dạng cấu trúc B-tree khi đó toán tử Select với một kích cỡ xác định có thể chỉ được thực hiện bởi những node lưu trữ dữ liệu thích hợp.

Việc xử lý song song cho toán tử kết nối Join phức tạp hơn nhiều so với toán tử chọn Select. Tính sẵn sàng của toàn bộ chỉ mục tại thời gian chạy cung cấp đem lại nhiều thuận lợi cho việc thực hiện song song một cách có hiệu quả. Sau đây là ba thuật toán kết nối song song cơ bản cho việc phân mảnh dự liệu: Thuật toán vòng lặp lồng song song (The Parallel Nested Loop - PNL), thuật toán nối kết hợp song

song (The Parallel Associative Join - PAJ) và thuật toán nối băm song song (The Parallel Hash Join - PHJ).

Giả sử quan hệ R được phân thành m mảnh và cấp phát trên m vị trí. Quan hệ S đã được phân mảnh n và cấp phát trên n vị trí. Giả thiết m node và n node tách rời nhau. Các node chứa các mảnh của quan hệ R được ký hiệu là R-node và tương tự, node chứa mảnh dữ liệu của S ký hiệu là S-node

Thuật toán vòng lặp lồng song song (Parallel Nested Loop - PNL) tạo ra song song tích Đề các của các quan hệ R và S. Vì vậy có thể hỗ trợ cho các vị từ nối phức tạp. Thuật toán INGRES phân tán là phiên bản của thuật toán này. Kết quả kết nối sinh ra tại các S-node. Sau đây là thuật toán:

Thuật toán PNL

Input: $R_1, R_2 ... R_m$: Các mảnh của quan hệ R;
$S_1, S_2 ... S_n$: Các mảnh của quan hệ S;
JP: Vị từ xác nhận kết nối;

Output: $T_1, T_2, ... T_n$: Các đoạn kết quả;

```
Begin
   For i from 1 to m do in parallel
      Gửi Ri đến mỗi node có chứa một mảnh của S
   end for
   for j from 1 to n do in parallel {Thực hiện nối tại mỗi S-node}
   begin
         R← ∪ Ri {Nhận Ri từ các R-node; R được nhân bản trên
                  các S-node}
         Tj←JOIN(R,Si,JP)
   end-for
end. {PNL}
```

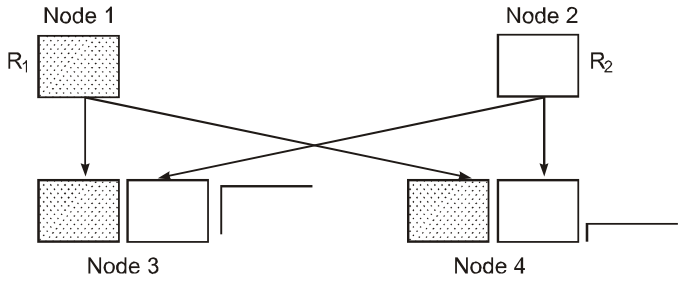
Giải thích hoạt động thuật toán:

- Mỗi mảnh của R được gửi và nhân bản tại mỗi S-node (có n node). Vì R có m mảnh nên sẽ có m node được thực hiện song song và mỗi mảnh được truyền theo phương thức quảng bá (Broadcast) đến n node. Như vậy tổng chi phí cho m thông báo.
- Sau khi các S-node nhận tất cả các mảnh quan hệ R, thực hiện đồng thời, song song việc kết nối R với mảnh S tại các S-node. Việc thực hiện kết nối cục bộ xảy ra như trong môi trường tập trung. Có thể xử lý kết nối ngay khi mỗi S-node nhận dữ liệu. Nếu áp dụng thuật toán nối vòng lặp lồng PNL, việc xử lý có thể được thực hiện theo kiểu đường ống ngay khi bộ dữ liệu của R đi vào. Trong trường hợp áp dụng thuật toán nối sắp xếp trộn SMJ, tất cả dữ liệu phải nhận được trước khi kết nối của các quan hệ đã sắp.

Thuật toán vòng lặp lồng song song PNL thay thế toán tử $R \rhd\lhd S$ bằng:

$$\cup (R \rhd\lhd S_i).$$

Ví dụ 5.2: Xét thuật toán lặp lồng song song PNL với m = n = 2 trên 4 node.



Hình 5.11: Ví dụ về thuật toán vòng lặp lồng song song PNL

*Thuật toán nối kết hợp song song (PAJ): G*iả sử vị từ kết nối là thuộc tính A của R và B của S. Giả sử quan hệ S thì được phân mảnh

theo hàm băm h và được kết nối theo thuộc tính B, nghĩa là tất cả bộ dữ liệu của S có cùng giá trị h(B) sẽ được dặt tại một node. Áp dụng thuật toán nối kết hợp song song PAJ sẽ sinh ra kết quả kết nối tại các S-node.

Input: R_1, R_2,... R_m; các mảnh của quan hệ R;
S_1, S_2,... S_n; các mảnh hệ S;
JP; vị từ kết nối;

Output: T_1,T_2,... T_n: các mảnh kết quả;

```
Begin {R.A = S.B và quan hệ S là các phân mảnh theo hàm h(B)}
   For i from 1 to m do in parallel {Truyền R đến S-node}
      begin
        Rij ← apply h(A) to Ri (j = 1,..., n)
        for j from 1 to n do
            send Rij to the node storing Sj
        end-for
   end-for
   for j from 1 to n do in parallel {thực hiện việc nối tại S-node}
      begin
         Rj ← ∪ Rij , i = 1,..., m
         bj ← JOIN(Rj, Sj, JP)
      end-for
end. (PAJ)
```

Thuật toán thực hiện như sau:

- Quan hệ R truyền và kết hợp với các S-node dựa trên hàm h được áp dụng cho thuộc tính A. Điều này đảm bảo rằng một bộ dữ liệu của R cùng với giá trị băm v chỉ được gửi tới S-node chứa các bộ với giá trị hàm băm v. Giai đoạn này thực hiện

song song bởi m R-node. Không như thuật toán PNL, các bộ dữ liệu của R được phân tán nhưng không được nhân bản trong các S-node.

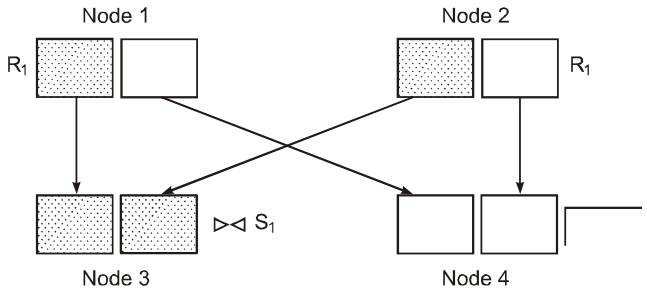
- S-node nhận song song các mảnh R và kết nối tại các mảnh S-node. Xử lý kết nối cục bộ được thực hiện như trong thuật toán vòng lặp lồng song song PNL.

Tóm lại, thuật toán toán nối kết hợp song song PAJ thay thế toán tử $R \rhd\lhd S$ bằng:

$$\cup (R_i \rhd\lhd S_i).$$

Ví dụ 5.3: Thuật toán nối kết hợp song song với n = m = 2 và trên 4 node. Các hình vuông có cùng màu là các mảnh với hàm băm giống nhau.

Thuật toán nối băm song song PHJ (Parallel Hash Join) là sự tổng quát hoá của thuật toán nối kết hợp song song, được áp dụng trong trường hợp kết nối bằng nhau không cần sự phân mảnh cụ thể nào của quan hệ toán hạng. Ý tưởng cơ bản của thuật toán là phân mảnh các quan hệ R và S thành p mảnh: $R_1, R_2,..., R_p$ và $S_1, S_2,..., S_p$ sao cho: $R \rhd\lhd S = \cup (R_i \rhd\lhd S_i)$.



Hình 5.12: Ví dụ về thuật toán nối kết hợp song song PAJ

Thuật toán PHJ

Input: $R_1, R_2,..., R_m$: các mảnh của quan hệ R;
$S_1, S_2,..., S_n$: các mảnh của quan hệ S;
JP: vị từ kết nối

Output: $T_1, T_2, \ldots, T_n$: Kết quả của các mảnh;

begin: {giả thiết JP là R.A = S.B và h là một hàm băm trả về một phần tử từ [1,p]}

for i from 1 to m do in parallel {băm R trên thuộc tính nối}

begin

$R_{ij} \leftarrow$ apply h(A) to R_i (j = 1,..., p)

for j from 1 to p do

send R_{ij} to node j

end-for

end-for

for i from 1 to n do in parallel {băm S trên thuộc tính kết nối}

begin

$S_{ij} \leftarrow$ apply h(B) to S_i (j = 1,..., p)

for j from 1 to p do

send S_{ij} to node j

end-for

end-for

for j from 1 to p do in parallel {thực hiện kết nối tại mỗi S-node}

begin

$R_j \leftarrow \cup R_{ij}$ (i=1,.., p)

$S_j \leftarrow \cup S_{ij}$ (i=1,.., p)

$T_j \leftarrow \cup$ JOIN(R_j, S_j, JP)

end-for

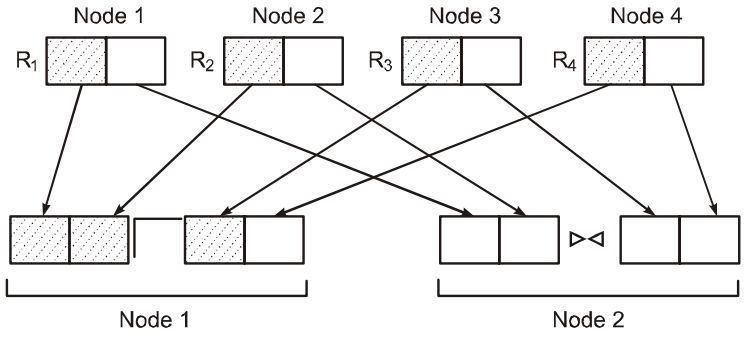
end-for

end (PAJ)

Các quan hệ R và S phân mảnh dựa trên cùng một hàm băm trên thuộc tính kết nối bằng nhau. Các phép $R_i \triangleright\triangleleft S_i$ được thực hiện đồng

thời song song và kết quả được sinh ra tại p node lúc chạy dựa vào tải của hệ thống. Khác với thuật toán nối kết hợp song song là sự phân mảnh của S phải cần thiết và kết quả sinh ra tại p node thay vì tại n S-node.

Ví dụ 5.4: Thuật toán nối băm song song với n = m = 2 và trên 4 vị trí. Giả sử kết quả trên node 1 và node 2. Mũi tên đi node 1 đến node 1 hay từ node 2 đến node 2 chỉ là một chuyển tải tại chỗ.



Hình 5.13: Ví dụ về thuật toán nối băm PHJ

Ưu, nhược điểm các thuật toán kết nối song song: Trong các kiến trúc đa bộ xử lý, thuật toán kết nối song song băm PHJ được cải tiến, chia thành hai pha: pha xây dựng (Build Phase) và pha dò tìm (Probe Phase) dẫn luồng kết quả kết nối đến toán tử kế tiếp. Pha xây dựng băm R trên thuộc tính kết nối, gửi nó cho p node đích, trên đó mảnh băm được xây dựng cho mỗi bộ đến. Pha dò tìm gửi S kết hợp đến các node đích p trên đó chúng dò tìm mảnh băm cho mỗi bộ đến. Như vậy khi xây dựng mảnh băm cho R, các bộ dữ liệu S có thể được gửi và xử lý theo kiểu ống dẫn bằng cách dò tìm mảnh băm. Các thuật toán kết nối song song có một số ưu điểm trong việc xử lý kết nối song song mức n hoặc p. Vì mỗi thuật toán yêu cầu di chuyển ít nhất một quan hệ toán hạng. Chi phí các thuật toán là chi phí truyền thông ký hiệu C_{COM} và chi phí xử lý ký hiệu là C_{PRO}. Tổng chi phí mỗi thuật toán thì được tính:

$$Cost(Alg) = C_{COM}(Alg) + C_{PRO}(Alg)$$

Giả sử C_{COM} không bao gồm chi phí truyền các thông báo điều khiển cần để bắt đầu và kết thúc những tác vụ cục bộ. Ký hiệu msg(#tup) là chi phí truyền một thông báo gửi #tup các bộ dữ liệu giữa các node. Tổng chi phí của quá trình I/O và chi phí CPU sẽ được căn cứ vào hàm CLOC(m,n). Cần phải tính chi phí xử lý cục bộ để kết nối hai quan hệ có lực lượng tương ứng là m và n. Giả thiết việc thực hiện song song được cấp phát đều cho tất cả các node đã được cấp phát cho toán tử.

- Thuật toán vòng lặp lồng song song PNL cần chi phí truyền (n*m) thông báo, trong đó mỗi thông báo chứa một mảnh của R có kích thước card(R)/m. Như vậy

$$C_{COM}(PNL) = m*n*msg(card(R)/m).$$

- Thuật toán nối kết hợp song song PAJ, mỗi S-node phải kết nối với R đòi hỏi mỗi R-node phân mảnh một mảnh của R thành n tập con có kích thước card(R)/(m*n) và gửi chúng đến n S-node.

  Như vậy $C_{COM}(PAJ) = m*n*msg(card(R)/(m*n))$ và

$$C_{PRO}(PAJ) = n* CLOC(card(R)/n,card(S)/n).$$

- Thuật toán nối băm song song PHJ đòi hỏi cả hai quan hệ R và S phân mảnh vào p node như thuật toán nối kết hợp song song PAJ:

$$C_{COM}(PHJ) = m*p*msg(card(R)/(m*p)) + C_{COM}(PNL)$$
$$= n*p* msg(card(S)/(n*p)) và$$
$$C_{PRO}(PHJ) = p*CLOC(card(R)/p,card(S)/p).$$

- Với p = n, khi đó chi phí quá trình xử lý kết nối của thuật toán PAJ và PHJ bằng nhau. Thuật toán PNL có chi phí cao hơn, vì mỗi S-node phải thực hiện kết nối các mảnh R. Như vậy, từ các phương trình trên, thuật toán PAJ có chi phí truyền thông là thấp nhất. Chi phí quá trình truyền thông thấp của thuật toán PNL và PHJ phụ thuộc vào sự phân mảnh quan hệ.

- Nếu p < n, chi phí truyền thông của thuật toán PHJ thấp nhất, nhưng ngược lại, chi phí xử lý kết nối lại cao nhất.
- Nếu p = 1, phép nối được xử lý cho cơ sở dữ liệu tập trung.

Tóm lại, thuật toán nối kết hợp song song PAJ có chi phí thực hiện thấp hơn chi phí thực hiện của hai thuật toán PNL và PHJ. Tổng chi phí toàn bộ thấp nhất giữa hai thuật toán PNL và PHJ phụ thuộc vào p.

Thuật toán CHOOSE_JA

```
input:   prof(R): hiện trạng của quan hệ R;
         prof(S): hiện trạng của quan hệ S;
         JP: vị từ kết nối;
output: JA: Thuật toán kết nối;
begin
   if JP là một nối bảng then
      if một quan hệ phân mảnh theo thuộc tính kết nối then
         JA ←PAJ
         else if Cost(PNL) < Cost(PHJ) then
                  JA ←PNL
                  else
                           JA ←PHJ
                  end-if
         end-if
      else
         JA ←PNL
      end-if
end {CHOOSE_JA}
```

5.6 TỐI ƯU HÓA TRUY VẤN SONG SONG

5.6.1 Mở đầu

Câu truy vấn được phân rã và cục bộ dữ liệu, thứ tự hoán vị trong câu truy vấn khác nhau có thể cho ra nhiều chiến lược tương đương. Mục tiêu của tối ưu hóa truy vấn song song là tìm ra một chiến lược hoạch định thực thi truy vấn (Query Execution Plan) chứa các câu truy vấn đại số quan hệ đặc tả theo các mảnh và phép toán truyền dữ liệu, hạ thấp hàm chi phí mục tiêu: chi phí xuất nhập, chi phí CPU và chi phí trao đổi thông tin. Nguyên liệu chính được thể tối ưu sử dụng để tính chi phí thực thi là số liệu thống kê của các mảnh và các công thức đánh giá lực lượng của các quan hệ trung gian được tạo ra.

Tối ưu hóa truy vấn song song tận dụng ưu điểm của song hành nội toán tử và song hành liên toán tử. Thực chất của hệ thống song song là sự mở rộng hệ cơ sở dữ liệu phân tán, vì vậy có thể sử dụng một số kỹ thuật được cải tiến lại của các hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán.

Tối ưu hóa là một đơn thể phần mềm thực hiện tối ưu hóa, thường được cấu tạo bởi ba thành phần: Không gian tìm kiếm (Search Space), mô hình chi phí (Cost Model) và chiến lược tìm kiếm (Search Strategy).

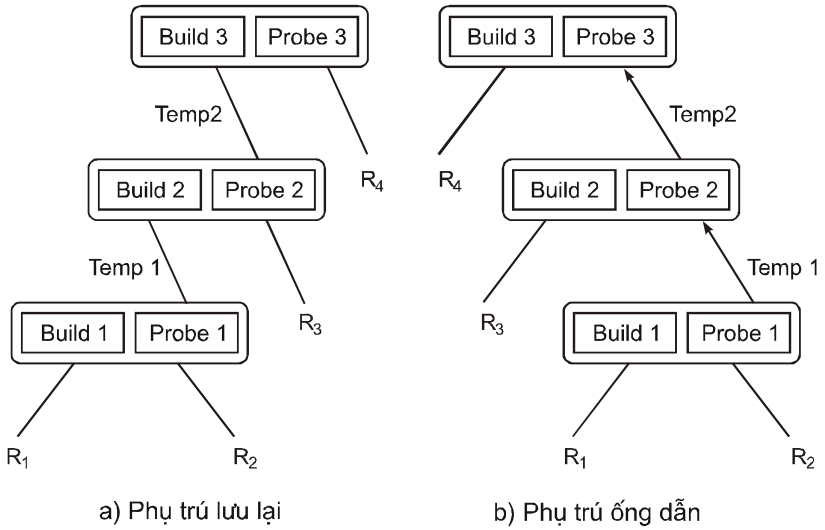
5.6.2 Không gian tìm kiếm

Tập các phương án thực thi tương đương một biểu diễn cho một câu truy vấn, theo nghĩa sinh ra cùng một kết quả nhưng khác nhau về thứ tự thực hiện các toán tử và cách cài đặt chúng. Phương án thực thi được trừu tượng qua cây toán tử (Operator Tree), định nghĩa thứ tự thực hiện của cây toán tử. Hai toán tử liên tiếp có thể thực thi theo kiểu ống dẫn hay phụ trú lưu lại.

Phụ trú ống dẫn và phụ trú lưu lại ràng buộc sự xếp lịch của các phương án thực thi. Tách cây toán tử thành cây con không gối chồng lên nhau gọi là các pha. Các toán tử trong ống dẫn được thực thi trong

cùng một pha. Phụ trú lưu lại sẽ thiết lập ranh giới của một pha và pha tiếp theo. Một số toán tử và thuật toán đòi hỏi một toán hạng sẽ được lưu lại.

Thuật toán nối băm song song gồm hai pha liên tiếp: Pha xây và Pha dò tìm. Trong pha xây, một bảng băm được xây dựng trên thuộc tính nối quan hệ nhỏ nhất. Trong pha dò tìm, quan hệ lớn nhất được quét tuần tự và bảng băm được tham vấn cho mỗi bộ của nó.

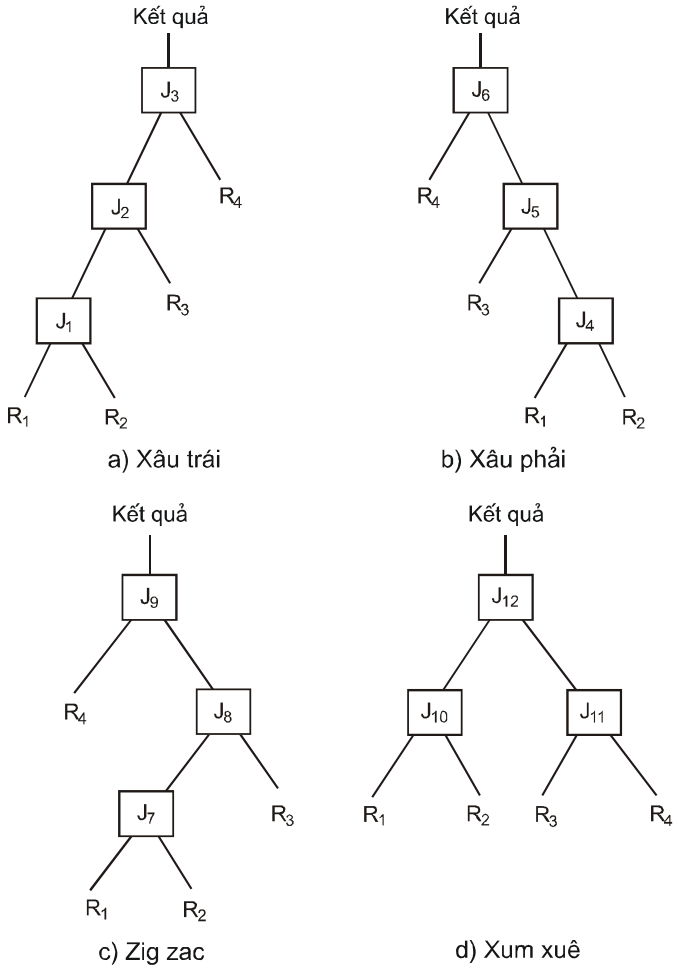


Hình 5.14: Hai cây nối băm với thứ tự thực thi khác nhau

Trong phụ trú lưu lại, trạng thái tạm temp1 sẽ được tạo ra hoàn toàn và bảng băm trong Buil2 phải được hoàn tất trước khi Probe2 bắt đầu sử dụng R_3. Temp2 và Buil3, Probe3 cũng tương tự. Cây được xây dựng qua bốn pha liên tiếp: xây dựng bảng băm của R_1, rồi dò tìm với R_2, xây dựng bảng băm của temp1 rồi dò tìm nó với R_3, xây dựng bảng băm với temp2 rồi dò tìm nó với R_4 và sinh ra kết quả. Trong phụ trú ống dẫn, được chỉ ra bằng mũi tên. Cây được thực thi trong hai pha nếu đủ bộ nhớ xây dựng các bảng băm: xây dựng các bảng băm cho R_1, R_3 và R_4 rồi thực thi R_2, Probe1, Prope2, Probe3 theo kiểu ống dẫn.

Tập hợp các node lưu trữ quan hệ gọi là vị chủ (home) của nó. Vị chủ của một toán tử là tập các node nơi nó thực thi và phải là vị chủ của các toán hạng để toán tử đó truy xuất toán hạng của nó. Với các toán tử hai ngôi như kết nối, có thể kéo theo việc phân hoạch lại một trong hai toán hạng. Thể tối ưu hóa cũng có khi cần phải tái phân hoạch cả hai toán hạng. Cây phụ trú thực thi chỉ ra việc tái phân hoạch

Hình 5.15 biểu diễn cây toán tử nối.



Hình 5.15: Các cây toán tử biểu diễn các phương án thực thi

Một cây toán tử là cây nhị phân có nhãn, node lá là các quan hệ của câu truy vấn và node không phải node lá là một node toán tử (ví dụ kết nối, phép hợp...), kết quả là một quan hệ trung gian. Một node nối thực hiện nối giữa các toán hạng của. Các cung có hướng (hoặc vô hướng) được hiểu là quan hệ trung gian sinh ra bởi một node được sử dụng theo kiểu ống dẫn (hay lưu lại) bởi node tiếp theo. Cây toán tử cũng có thể thuộc loại tuyến tính, nghĩa là ít nhất một toán hạng của mỗi node nối là một quan hệ cơ sở hoặc thuộc loại xum xuê. Trong hình 5.15, có bốn cây toán tử. Cây toán tử xâu trái là kiểu phụ trú lưu lại và cây toán tử xâu phải là kiểu phụ trú ống dẫn, hai cây toán tử còn lại là các quan hệ trung gian.

Sẽ rất tiện lợi khi biểu diễn các quan hệ ống dẫn như nguyên liệu bên phải của một toán tử với việc cây xâu phải biểu diễn kiểu ống dẫn hoàn toàn và cây xâu trái thể hiện vật chất hóa hoàn toàn các kết quả trung gian, thì cây xâu phải sẽ thực hiện hiệu quả hơn các cây xâu trái tương ứng nhưng có xu hướng chi phí nhiều bộ nhớ hơn để lưu lại các quan hệ bên trái.

Các kiểu cây song song cũng rất đáng chú ý. Cây xum xuê ở trên là những cây duy nhất cho song hành độc lập. Song hành độc lập có hiệu quả khi các quan hệ thực hiện phân hoạch trên các vị chủ rời nhau. Trong hình 5.15, có hai phân hoạch R_1 và R_2; R_3 và R_4 trên hai vị chủ rời nhau. Các nối J_1 và J_2 có thể thực thi song song một cách độc lập bởi tập các node cấu tạo nên.

Có sự thực hiện song hành giữa phụ trú và ống dẫn, các cây Zic zac là các quan hệ trung gian giữa cây xâu phải và cây xâu trái, sử dụng bộ nhớ chính tốt. Một Heuristic hợp lý là ưu tiên chọn các cây xâu phải hoặc zic zac khi các quan hệ phân mảnh một phần trên các vị chủ tách biệt và các quan hệ trung gian khá lớn. Trong trường hợp này thì các cây xum xuê thường dùng nhiều pha và mất nhiều thời gian thực thi hơn. Đảo lại khi các quan hệ trung gian nhỏ, thì ống dẫn không hiệu quả, vì khó cân bằng tải giữa các giai đoạn của ống dẫn.

5.6.3 Mô hình chi phí

Để xác định chính xác mô hình chi phí thực thi của một phương án cần phải biết được môi trường thực thi song song. Mô hình chi phí của thể tối ưu hóa đánh giá chi phí của một phương án thực thi, gồm hai phần: phần phụ thuộc kiến trúc và phần độc lập kiến trúc. Phần độc lập kiến trúc được cấu tạo bởi các hàm chi phí của các thuật toán tử, ví dụ thuật toán vòng lặp lồng cho các nối và truy xuất tuần tự cho phép chọn. Nếu bỏ qua hoạt động đồng thời, thì chỉ có hàm chi phí phân hoạch lại dữ liệu và chi phí bộ nhớ là khác nhau và cấu tạo nên phần phụ thuộc kiến trúc. Việc phân hoạch lại các bộ của một quan hệ trong hệ thống kéo theo việc di chuyển dữ liệu qua các kênh kết nối, trở thành hành động băm trong các hệ thống bộ nhớ chung, chi phí bộ nhớ trong hệ thống riêng rất phức tạp bởi sự song hành liên toán tử. Trong hệ thống bộ nhớ chung tất cả toán tử đọc và ghi thông qua bộ nhớ toàn cục và rất dễ kiểm tra xem có đủ không gian để thực hiện song song hay không, nghĩa là tổng số chi phí nhỏ hơn bộ nhớ còn còn lại.

Trong các hệ thống riêng, mỗi bộ xử lý có riêng một bộ nhớ, có thể biết được toán tử nào thực thi song song trên cùng một bộ xử lý. Vì thế để đơn giản, giả thiết rằng tập các bộ xử lý được gán để thực thi các toán tử sẽ không gối chồng lên nhau, nghĩa là phần giao của tập các bộ xử lý là rỗng hoặc đồng nhất.

Một phương án có khả năng thực thi song song được định nghĩa gồm ba thành phần tổng công việc TW (Total Work), thời gian đáp ứng RT (Response Time) và sự chi phí bộ nhớ MC (Memory Comsumption). TW và RT tính theo giây và MC tính theo KByte. Thành phần TW và RT diễn tả việc hoán đổi thời gian giữa đáp ứng và lưu lượng. Thành phần thứ ba biểu diễn kích thước bộ nhớ cần cho việc thực thi phương án. Hàm chi phí là tổ hợp của hai thành phần đầu tiên và các phương án cần nhiều bộ nhớ hơn bộ nhớ sẵn có sẽ bị loại bỏ.

Một phương án khác, lưu lượng cực đại được hạ xuống để giảm thời gian đáp ứng. Cho phương án P, hàm chi phí:

$$\text{Cost}(Wrt, Wtw)(p) = \begin{cases} Wrt*RT + Wtw*TW & \text{Nếu MC của P không vượt quá bộ nhớ còn trống} \\ \text{Vô cùng} & \text{Ngược lại} \end{cases}$$

Trong đó:

Wrt và Wtw là các số nằm giữa 0 và 1 sao cho Wrt + Wtw = 1

Tổng chi phí có thể tính bằng cách cộng tất cả thành phần chi phí CPU, I/O và chi phí truyền dữ liệu như tối ưu hóa truy vấn phân tán. Thời gian đáp ứng phức tạp hơn, vì phải xét đến khả năng ống dẫn, thời gian đáp ứng của phương án P, được xếp lịch theo các pha, mỗi pha ký hiệu là ph, được tính như sau:

$$RT(p) = \Sigma(\max_{opph}(\text{respTime}(op) + \text{pipe\_delay}(op)) + \text{store\_delay}(ph))$$

Trong đó, op biểu thị cho một toán tử và respTime(op) là thời gian đáp ứng của của op, pipe_delay(op) là thời gian trễ cần thiết để bên sinh (producer) chuyển các bộ kết quả đầu tiên, bằng 0 nếu quan hệ nguyên liêu op được lưu lại. store_delay(op) là thời gian cần để lưu kết quả của pha ph, bằng 0 nếu pha ph là pha cuối cùng với giả thiết kết quả chuyển ngay khi chúng được sinh ra.

Công thức tính thời gian truyền dữ liệu hoàn toàn tương tự, thực hiện hàm băm, lưu kết quả trung gian trong mô hình phụ trú ống dẫn, và phụ trú lưu lại.

Để đánh giá chi phí phương án thực thi, mô hình chi phí sử dụng số liệu thống kê cơ sở dữ liệu và thông tin tổ chức, chẳng hạn lực lượng quan hệ.

5.6.4 Chiến lược tìm kiếm

Khám phá không gian tìm kiếm và chọn lựa ra phương án theo thứ tự nào tốt nhất, không nhất thiết phải khác nhau trong truy vấn phân tán hay tập trung.

Các thể tối ưu thường sử dụng chiến lược tìm kiếm (Search Strategy) quy hoạch động (Dynamic Programming) với tính chất đơn định (Deterministic), bằng cách xây dựng các hoạch định bắt đầu từ

quan hệ cơ sở, kết nối thêm nhiều quan hệ tại mỗi bước cho đến khi thu được tất cả các hoạch định khả hữu. Quy hoạch động xây dựng tất cả kế hoạch khả hữu theo hướng ngang (Breadth First) trước khi chọn ra hoạch định tốt nhất. Để hạ thấp chi phí tối ưu hóa, các hoạch định từng phần rất có thể không dẫn tới khả năng dẫn tới một hoạch định tối ưu đều được xén bỏ ngay khi có thể. Ngược lại một chiến lược đơn định khác là thuật toán thiển cận chỉ xây dựng một hoạch định theo chiều sâu (Depth First).

Bản chất của quy hoạch động là thực hiện vét cạn và bảo đảm tìm ra được các hoạch định. Nó phải trả một chi phí thời gian và theo không gian thấp, khi số quan hệ trong câu truy vấn không nhiều. Tuy nhiên kiểu tiếp cận này có chi phí khá cao khi số quan hệ lớn hơn 5. Vì vậy, người ta chỉ quan tâm vào chiến lược ngẫu nhiên (Randomize Strategy) để làm giảm độ phức tạp của tối ưu hóa nhưng không đảm bảo tìm được hoạch định tốt nhất. Không như đơn định các chiến lược ngẫu nhiên hóa cho phép thể tối ưu hóa đánh đổi thời gian thời gian tối ưu hóa với thời gian thực thi. Chiến lược ngẫu nhiên hóa tìm kiếm lời giải tối ưu xung quanh một số đặc điểm nào đó, không đảm bảo thu được lời giải tốt nhất nhưng tránh được chi phí quá cao tính theo sự sử dụng bộ nhớ và thời gian. Trước hết, một hoạch định được xây dựng bắt đầu bằng việc xây dựng chiến lược thiển cận (Neighbor) của nó. Một lân cận thu được bằng cách áp dụng một biến đổi ngẫu nhiên cho một hoạch định. Ví dụ một biến đổi ngẫu nhiên của hoạch định, chứng tỏ rằng các chiến lược ngẫu nhiên hóa có hiệu năng tốt hơn các chiến lược đơn định khi truy vấn có chứa khá nhiều quan hệ.

Hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song là sự mở rộng hệ quản trị cơ sở dữ liệu phân tán trên mạng máy tính song song với hai thuật toán song hành nội toán tử và song hành liên toán tử. Cách tiếp cận chia sẻ dữ liệu trên các node làm tăng lưu lượng mạng. Các thể tối ưu gồm ba thành phần: không gian tìm kiếm, mô hình chi phí, chiến lược tìm kiếm và thực hiện theo kiểu phụ trú có ống dẫn hay phụ trú lưu lại hoặc mô hình trung gian phụ thuộc vào mạng máy tính. Với kiểu phụ

trú có ống dẫn đòi hỏi phải có bộ nhớ lớn để thực hiện các hàm băm và đối với kiểu lưu lại thì hạn chế về tốc độ thực thi ,vì đòi hỏi vật chất hóa các trạng thái trung gian

Đối với truy vấn song song không gian tìm kiếm có xu hướng lớn hơn nhiều vì có nhiều phương án thực thi song song hơn. Vì thế chiến lược tìm kiếm ngẫu nhiên nói chung thực thi tốt hơn nhiều so với chiến lược đơn định.

CÂU HỎI

1. Hiểu thế nào là cơ sở dữ liệu song song?
2. Hiểu thế nào là một hệ quản trị cơ sở dữ liệu song song?
3. Trình bày mục tiêu của xử lý song song.
4. Trình bày các ưu điểm cơ sở dữ liệu song song.
5. Trình bày bộ quản lý phiên SM (Session Manager).
6. Trình bày bộ quản lý yêu cầu RM (Request Manager).
7. Trình bày bộ quản lý dữ liệu DM (Data Manager).
8. Trình bày kiến trúc chia sẻ bộ nhớ (Shared-Memory).
9. Trình bày kiến trúc chia sẻ đĩa (Shared-Disk).
10. Trình bày kiến trúc không chia sẻ.
11. Trình bày các kiến trúc phân cấp (Hierachical Architectures).
12. Trình bày kỹ thuật sắp đặt dữ liệu.
13. So sánh ba chiến lược: Round-robin partitioning, Hash partitioning và Range partitioning.
14. Trình bày truy vấn song song.
15. Trình bày xử lý dữ liệu song song.
16. Trình bày khái niệm tối ưu hóa truy vấn song song.
17. Trình bày không gian tìm kiếm.
18. Trình bày mô hình chi phí.
19. Trình bày chiến lược tìm kiếm (Search Strategy).

HỆ QUẢN TRỊ CƠ SỞ DỮ LIỆU ĐỐI TƯỢNG PHÂN TÁN

Chương 6 trình bày một số khái niệm cơ bản về hệ cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán. Mô hình hướng đối tượng cung cấp một tập các chức năng, các công cụ hỗ trợ cho các ứng dụng phân tán. Quản lý, định đanh đối tượng, điều chế con trỏ, di trú đối tượng, xoá đối tượng, thực thi phương thức và tác vụ quản lý chỗ dự trữ tại server. Việc lưu trữ dữ liệu đối tượng phân tán dựa trên khái niệm định danh logic và định danh vật lý. Nội dung của chương gồm:

- Khái niệm cơ bản về đối tượng và mô hình dữ liệu đối tượng
- Thiết kế phân tán đối tượng
- Các mô hình kiến trúc đối tượng phân tán
- Quản lý đối tượng
- Xử lý truy vấn đối tượng.

6.1 GIỚI THIỆU

Một hệ quản trị cơ sở dữ liệu thực hiện các chức năng quản lý dữ liệu về mặt vật lý và về mặt logic. Có ba loại cơ sở dữ liệu phổ biến: cơ sở dữ liệu phân cấp, cơ sở dữ liệu quan hệ và cơ sở dữ liệu đối tượng. Tuy nhiên, phổ biến hơn là cơ sở dữ liệu đối tượng vì nó phù hợp với môi trường đa người dùng trong sự phát triển rất nhanh của môi trường mạng Internet. Các hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán xuất hiện giúp cho việc quản lý và tổ chức cơ sở dữ liệu phân tán trên mạng máy tính, ví dụ như các hệ quản trị Oracle, SQL Server, MySQL...

Với các hệ thống vừa và nhỏ cho các doanh nghiệp, SQLServer là phù hợp. Nhưng với các hệ thống thông tin trong các doanh nghiệp lớn, trong môi trường Internet, các hệ quản trị cơ sở dữ liệu như Oracle là công cụ phù hợp để quản trị cơ sở dữ liệu nhiều chủng loại, đa phương tiện, khổng lồ và phức tạp.

Hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán được xây dựng trên khái niệm đối tượng (Object). Một đối tượng bao gồm dữ liệu và các thao tác trên dữ liệu đó.

6.2 KHÁI NIỆM CƠ BẢN VỀ ĐỐI TƯỢNG VÀ MÔ HÌNH DỮ LIỆU ĐỐI TƯỢNG

Hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng là một hệ thống sử dụng "đối tượng" làm đơn vị cơ bản để mô hình hóa và truy xuất dữ liệu. Nói chung không có một mô hình đối tượng nào được thừa nhận rộng rãi và được đặc tả một cách hình thức như trong hệ quản trị cơ sở dữ liệu quan hệ. Phần lớn các đặc tả của mô hình có một số đặc trưng chung, nhưng trong mỗi mô hình ngữ nghĩa có các đặc trưng này khác nhau. Một số đặc tả mô hình đối tượng chuẩn xuất hiện như một phần của các chuẩn ngôn ngữ, tuy nhiên nó không được thừa nhận rộng rãi. Trước tiên, hãy xem xét khái niệm đối tượng trong hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán.

Đối tượng biểu diễn một thực thể xác định trong hệ thống đang được mô hình hóa. Đơn giản nhất nó được biểu diễn bằng một cặp (OID, trạng thái), trong đó OID là một định danh đối tượng (Object Identifier) và trạng thái tương ứng là một biểu diễn nào đó cho trạng thái hiện tại của đối tượng. Định danh đối tượng là một tính chất bất biến của đối tượng, có thể phân biệt các đối tượng với nhau về mặt logic và vật lý, không phụ thuộc vào trạng thái của nó. Điều này cho phép dùng chung đối tượng bằng cách tham chiếu và là cơ sở để hỗ trợ các cấu trúc hợp phần và cấu trúc phức. Trong một số mô hình, sự bằng nhau của OID là một so sánh nguyên thủy duy nhất còn với một

số mô hình khác, người định nghĩa kiểu sẽ đặc tả ngữ nghĩa của phép so sánh. Theo đó hai đối tượng được xem là đồng nhất (Indentical) nếu chúng có cùng OID và bằng nhau (Equal) nếu chúng có cùng OID và trạng thái.

Trạng thái (State) của một số mô hình đối tượng được định nghĩa bằng một giá trị nguyên tử hoặc một giá trị được xây dựng. Gọi D là tập các miền do hệ thống định nghĩa và miền của các kiểu dữ liệu trừu tượng ADT (Abstract Data Type) do người sử dụng định nghĩa. Gọi I là miền các định danh đặt tên các đối tượng, và gọi A là miền tên các thuộc tính. Một giá trị sẽ được định nghĩa như sau:

- Một phần tử của D là một giá trị và được gọi là trị nguyên tử (Atomic Value).
- $[a_1: v_1,... a_n: v_n]$ được gọi là trị bộ (Tuple Value), trong đó a_i là một phần tử của A và v_i là một giá trị hoặc là một phần tử của I. [] được gọi là toán tử dựng bộ (Tuple Contruction).
- $\{v_1,..., v_n\}$ được gọi là trị tập hợp hoặc trị tập (Set Value), với v_i là một giá trị hoặc là một phần tử của I. {} được gọi là toán tử dựng tập (Set Contruction).

Những mô hình này là định danh của đối tượng như giá trị. Tập và bộ là các toán tử xây dựng dữ liệu và có vai trò chủ yếu trong xây dựng các ứng dụng cơ sở dữ liệu. Những toán tử xây dựng khác, như danh sách hoặc mảng, cũng sẽ được đưa vào để làm tăng sức mạnh của mô hình.

6.3 THIẾT KẾ PHÂN TÁN ĐỐI TƯỢNG

Trong các cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán, bài toán thiết kế phân tán bằng cách xem xét việc phân mảnh và cấp phát trong ngữ cảnh mô hình đối tượng. Giả sử một mô hình đối tượng không phân biệt giữa lớp và kiểu. Thiết kế phân tán trong thế giới đối tượng dẫn đến những vấn đề phức tạp mới do việc bao gói các phương thức cùng với trạng

thái đối tượng. Sẽ khó khăn hơn, vì các phương thức được cài đặt theo kiểu và được dùng chung bởi tất cả các đối tượng thể hiện bởi kiểu đó. Vì thế phải xem xét có nên phân mảnh trên các thuộc tính và nhân các phương thức ra cho mỗi mảnh hay phân mảnh luôn cả các phương thức. Vấn đề cũng tương tự đối với vị trí các đối tượng ứng với kiểu của các thuộc tính. Ngoài ra, miền các thuộc tính có thể là lớp khác. Phân mảnh các lớp ứng với một thuộc tính có thể ảnh hưởng đến những lớp khác. Cuối cùng nếu phân mảnh được thực hiện ứng với các phương thức, cần phân biệt giữa các phương thức đơn giản và các phương thức phức. Các phương thức đơn giản là các phương thức không kích hoạt các phương thức khác.

Tương tự như trong cơ sở dữ liệu quan hệ, có ba kiểu phân mảnh cơ bản: phân mảnh ngang, phân mảnh dọc và phân mảnh lai. Ngoài ra có thể định nghĩa phân hoạch ngang dẫn xuất (Derived Horizontal Partitioning), phân hoạch ngang kết hợp (Associated Horizontal Partitioning), phân hoạch đường dẫn (Path Partitioning). Phân hoạch ngang dẫn xuất có ngữ nghĩa tương tự như trong cơ sở dữ liệu quan hệ. Phân hoạch ngang kết hợp tương tự phân hoạch ngang dẫn xuất ngoại trừ không có "mệnh đề vị từ" ràng buộc các thể hiện đối tượng. Để cho đơn giản, giả sử rằng mô hình đối tượng dựa trên lớp và không phân biệt giữa kiểu và lớp.

6.3.1 Phân hoạch ngang lớp

Có nhiều điểm giống nhau giữa phân mảnh ngang trong cơ sở dữ liệu đối tượng và trong cơ sở dữ liệu quan hệ. Phân mảnh ngang nguyên thủy trong trường hợp cơ sở dữ liệu đối tượng như trong trường hợp quan hệ. Tuy nhiên phân mảnh dẫn xuất có nhiều khác biệt. Trong cơ sở dữ liệu đối tượng, phân mảnh ngang dẫn xuất có thể xảy ra một số vấn đề như sau:

1. Khi phân mảnh một lớp chuyên biệt hơn, sẽ phải phân mảnh các lớp con của nó. Vì thế kết quả của phân mảnh phải được phản ánh trong trường hợp tổng quát hơn. Phân mảnh theo một

lớp con có thể gây xung đột với phân mảnh theo những lớp con khác, vì vậy có thể bắt đầu phân mảnh lớp chuyên biệt nhất và di chuyển dần lên trong lớp, phản ánh tác dụng của nó trên những lớp cha.

2. Phân mảnh của một thuộc tính phức hợp có thể ảnh hưởng đến việc phân mảnh lớp chứa nó.
3. Phân mảnh của một lớp dựa trên một dãy kích hoạt phương thức từ một lớp đến một lớp khác có thể cần phản ánh trong thiết kế. Điều này xảy ra trong trường hợp các phương thức phức được định nghĩa ở trên.

Phân mảnh ngang nguyên thủy trong trường hợp phân mảnh một lớp có các thuộc tính và phương thức đơn giản, có thể thực hiện theo một vị từ được xác định trên các thuộc tính lớp. Cho lớp C cần phân hoạch, cần tạo ra các lớp C_1,..., C_n, sao cho mỗi lớp nhận được các thể hiện của C thỏa mãn vị từ phân hoạch cụ thể. Nếu các vị từ này độc quyền tương hỗ, thì các lớp C_1,..., C_n, là tách biệt. Trong trường hợp này, có thể định nghĩa C_1,..., C_n, như là những lớp con của C và định nghĩa C thành lớp trừu tượng - là lớp không có một thể hiện nào. Vì các lớp con không được định nghĩa đặc biệt hơn lớp cha, buộc phải định nghĩa việc sinh kiểu con để nó được sử dụng trong nhiều hệ thống. Sẽ khó khăn hơn, nếu vị từ phân hoạch không độc quyền tương hỗ, chưa có giải pháp nào trong trường hợp này. Một số mô hình đối tượng cho phép mỗi đối tượng thuộc nhiều lớp. Nếu là một tùy chọn, cần phải định nghĩa các "lớp gối chồng" để giữ các đối tượng thỏa mãn nhiều vị từ.

Ví dụ 6.1: Xét định nghĩa của lớp Engine:

```
Class Engine as Object
        attributes
                no_cylinder: Integer
                capacity: Real
                horsepower: Integer
```

Trong định nghĩa Engine ở trên, tất cả các thuộc tính đều là giản đơn. Xét các vị từ phân hoạch sau:

P_1: horsepower ≤ 150

P_2: horsepower > 150

Khi đó, Engine phân mảnh thành hai lớp Engine1 và Engine2, kế thừa tất cả các tình chất của lớp Engine, được định nghĩa là một lớp trừu tượng. Các đối tượng của lớp Engine1 và Engine2 dựa trên giá trị của thuộc tính horsepower (mã lực).

Phân mảnh ngang nguyên thủy các lớp được áp dụng cho tất cả các lớp cần phải phân mảnh trong hệ thống. Quá trình sẽ thu được các lược đồ phân mảnh cho mỗi lớp. Tuy nhiên, các lược đồ này không phản ánh tác dụng của phân mảnh dẫn xuất như kết quả của phân mảnh lớp con (giống như ví dụ 6.1). Vì thế, tiếp theo cần tạo ra một tập các mảnh dẫn xuất cho mỗi lớp cha bằng cách sử dụng tập vị từ ở bước trước đó. Điều này chỉ đòi hỏi phải lan truyền các quyết định phân mảnh của các lớp con đến các lớp cha. Thành phần của bước này là tập các mảnh nguyên thủy được tạo ra trong bước hai và tập các mảnh dẫn xuất từ bước ba.

Các mảnh ngang của một lớp được cấu tạo bởi các đối tượng được truy xuất bởi các ứng dụng chỉ chạy trên một lớp và những ứng dụng chạy trên các lớp con của nó. Vì vậy, phải xác định mảnh nguyên thủy thích hợp nhất để trộn với mỗi mảnh dẫn xuất của mỗi lớp. Có thể dùng nhiều Heuristic đơn giản, chẳng hạn chọn mảnh nguyên thủy lớn nhất hoặc nhỏ nhất, hoặc mảnh nguyên thủy gối chồng nhiều nhất với mảnh dẫn xuất. Những Heuristic này dù đơn giản và trực quan, cũng chỉ bao hàm các thông tin định lượng về cơ sở dữ liệu đối tượng phân tán. Phương pháp phát triển dựa trên số đo lực hút (Affinity Measure) giữa các mảnh cho kết quả là các mảnh được khi kết nối lại với các mảnh có lực hút với chúng cao nhất.

Xét phân mảnh ngang một lớp với các biến thể hiện dựa trên đối tượng, nghĩa là miền biến thiên của một số biến thể hiện là một lớp

khác, với các phương thức đơn giản. Trong trường hợp này, mối liên hệ hợp phần (Composition Relationship) giữa các lớp đã có tác dụng. Theo một nghĩa nào đó, mỗi liên hệ hợp phần thiết lập mối liên hệ chủ nhân - thành viên. Nếu lớp C_1 có một thuộc tính A_1 với miền biến thiên của nó là C_2, thì C_1 là chủ nhân và C_2 là thành viên. Vì thế phân mảnh C_1 tuân theo nguyên tắc như phân mảnh ngang dẫn xuất.

Với các phương thức đơn giản, phân mảnh ứng với các thuộc tính. Khi xét các phương thức phức cần phải cận trọng hơn. Ví dụ xét trường hợp tất cả các thuộc tính đơn giản nhưng các phương thức lại phức tạp, khi đó việc phân mảnh có thể dựa trên thuộc tính đơn giản để thực hiện như mô tả ở trên. Tuy nhiên với các phương thức, điều cần thiết vào lúc biên dịch là cần xác định đối tượng được truy xuất bởi một kích hoạt phương thức. Điều này có thể thực hiện với những phân tích tĩnh. Rõ ràng hiệu năng tối ưu sẽ có được nếu các phương thức cần kích hoạt chung với phương thức kích hoạt trong cùng một mảnh. Tối ưu hóa đòi hỏi phải đặt các đối tượng cần truy xuất chung với nhau vào cùng một mảnh, làm tăng tối đa các truy xuất cục bộ liên quan với nhau và giảm thiểu các truy xuất cục bộ không liên quan đến nhau.

Trong trường hợp một lớp có các thuộc tính phức và các phương thức phức, mối liên hệ kiểu con, mối liên hệ hợp phần và mối liên hệ các kích hoạt phương thức cần phải được xem xét. Vì thế phương pháp phân mảnh là hợp các phương pháp trên. Xét duyệt qua các lớp nhiều lần, sinh ra một số mảnh, rồi dùng phương pháp dựa trên lực hút trộn chúng lại.

6.3.2 Phân hoạch dọc lớp

Phân hoạch dọc một lớp C cho trước thành các mảnh C_1,..., C_m, sinh ra một số lớp, mỗi lớp chứa một số thuộc tính và một số phương thức. Mỗi mảnh sẽ được định nghĩa ít hơn so với lớp ban đầu. Cần giải quyết các vấn đề mối liên hệ của các lớp phân mảnh với nhau và vị trí

các phương thức. Nếu tất cả các phương thức đều đơn giản thì chúng có thể được phân hoạch dễ dàng. Ngược lại, nếu chúng phức tạp thì vị trí của chúng trở thành một vấn đề cần giải quyết.

6.3.3 Phân hoạch đường dẫn

Đồ thị hợp phần là một biểu diễn các đối tượng hợp phần. Nhiều ứng dụng cần truy xuất toàn bộ đối tượng hợp phần. Phân hoạch đường dẫn (Path Partitioning) là một khái niệm mô tả việc làm tụ tất cả các đối tượng tạo ra một đối tượng hợp phần vào một phân hoạch. Một phân hoạch đường dẫn bao gồm việc nhóm các đối tượng thuộc tất cả các lớp tương ứng với tất cả các biến thể hiện trong cây con có gốc tại đối tượng hợp phần đó. Một phân hoạch đường dẫn có thể được biểu diễn bằng một cây phân cấp với các node tạo thành một chỉ mục cấu trúc. Mỗi node của chỉ mục trỏ đến các đối tượng thuộc lớp miền của đối tượng thành phần. Vì thế chỉ mục chứa các tham chiếu đến tất cả các đối tượng thành phần của một đối tượng hợp phần, loại bỏ nhu cầu duyệt qua cây nhị phân cấp hợp phần. Các thể hiện của chỉ mục cấu trúc là một tập các OID chỉ đến tất cả các đối tượng thành phần của một lớp hợp phần. Chỉ mục cấu trúc là một cấu trúc cắt ngang lược đồ cơ sở dữ liệu đối tượng, nó nhóm tất cả các OID của các đối tượng thành phần của một đối tượng hợp phần vào một lớp chỉ mục cấu trúc.

6.3.4 Các thuật toán phân hoạch

Mục đích của phân hoạch lớp là cải thiện hiệu năng các câu truy vấn và ứng dụng bằng cách làm giảm các truy xuất dữ liệu không cần thiết. Phân hoạch lớp là kỹ thuật thiết kết cơ sở dữ liệu logic, trong đó cấu trúc lại lược đồ cơ sở dữ liệu đối tượng dựa trên ngữ nghĩa úng dụng. Phân hoạch lớp là một bài toán NP-complete. Các thuật toán phân hoạch lớp dựa trên cách tiếp cận lực hút và chi phí.

a) Phương pháp dựa vào lực hút

Lực hút giữa các thuộc tính được sử dụng để phân mảnh dọc các quan hệ. Tương tự, lực hút giữa các biến thể hiện và phương thức, lực hút giữa các phương thức có thể được sử dụng để phân hoạch ngang và dọc lớp. Các thuật toán phân hoạch ngang và dọc lớp dựa trên việc phân loại các biến thể hiện và phương thức theo kiểu đơn giản hoặc phức tạp. Một thể hiện phức là biến thể hiện dựa trên đối tượng và là bộ phận của cây phân cấp hợp phần lớp. Mở rộng thể ước lượng phân hoạch (Partition Evaluator) của các cơ sở dữ liệu quan hệ cho các cơ sở dữ liệu hướng đối tượng và thuật toán sử dụng cách liệt kê vét cạn, phát triển thành một phương pháp thu được lược đồ phân hoạch. Áp dụng ngữ nghĩa phương thức và sinh các mảnh làm các phương thức phù hợp với các yêu cầu dữ liệu.

b) Phương pháp dựa theo chi phí

Cách tiếp cận dựa trên lực hút cung cấp các lược đồ phân hoạch một cách trực quan, người ta chứng minh rằng các lược đồ phân hoạch không phải lúc nào cũng có thể giảm số lần truy xuất đĩa khi xử lý một tập các ứng dụng. Một mô hình chi phi theo số lượng truy xuất đĩa xử lý các truy vấn lẫn phương thức trên một cơ sở dữ liệu hướng đối tượng. Hơn nữa một Heuristic "leo đồi" sử dụng phương pháp lực hút cho giải pháp khởi đầu và phương pháp chi phí, để điều chỉnh cũng đã được đề xuất. Phát triển các phân cấp chỉ mục nối cấu trúc cho các truy xuất đối tượng phức hợp, và tính hiệu quả của nó đối với phương pháp duyệt trỏ và những phương pháp khác, như phân cấp chỉ mục nối cấu trúc, quan hệ đa chỉ mục và hỗ trợ truy xuất. Mỗi phân cấp chỉ mục nối là một dạng vật chất hóa của phân mảnh đường dẫn, tạo dễ dàng cho việc truy xuất trực tiếp đến một đối tượng phức hợp và các đối tượng thành phần của nó.

6.3.5 Cấp phát

Cấp phát dữ liệu trong cơ sở dữ liệu đối tượng gồm cấp phát phương thức và cấp phát lớp. Bài toán cấp phát phương thức có liên

quan chặt chẽ đến bài toán cấp phát lớp do vấn đề bao gói. Vì thế cấp phát các lớp kéo theo cấp phát phương thức các lớp chủ tương ứng của chúng. Nhưng vì các ứng dụng trên các cơ sở dữ liệu hướng đối tượng có kích hoạt phương thức, việc cấp phát các phương thức ảnh hưởng đến hiệu năng các ứng dụng. Tuy nhiên việc cấp phát các phương thức cần truy xuất nhiều lớp nằm ở những vị trí khác nhau lại là một bài toán chưa được giải quyết. Có bốn chọn lựa được đưa ra:

1. *Hành vi cục bộ - đối tượng cục bộ:* Là trường hợp tầm thường, tạo ra trường hợp cơ bản. Hành vi, đối tượng mà nó áp dụng và các đối tượng, tất cả đều ở chung một vị trí. Vì thế không cần đến một cơ chế đặc biệt xử lý trường hợp này.
2. *Hành vi cục bộ - đối tượng xa*: Đây là một trong những trường hợp hành vi và đối đượng mà nó áp dụng nằm tại các vị trí khác nhau. Một giải pháp di chuyển đối tượng ở xa về vị trí có chứa hành vi. Giải pháp thứ hai là di chuyển cài đặt hành vi về vị trí của đối tượng.
3. *Hành vi ở xa - đối tượng cục bộ:* Đây là trường hợp đảo ngược của (2).
4. *Hành vi ở xa - đối tượng xa*: Đây là trường hợp ngược lại (1).

Các thuật toán lực hút cấp phát tĩnh các mảnh sử dụng kỹ thuật phân hoạch đồ thị không áp dụng để cấp phát phương thức và không xét đến sự phụ thuộc qua lại giữa các phương thức và lớp. Vấn đề này được xem xét bằng một giải pháp cho việc cấp phát phương thức và lớp.

6.3.6 Nhân bản

Nhân bản gây một khó khăn mới cho bài toán thiết kế. Đối tượng, lớp các đối tượng hoặc tập thể đối tượng đều có thể là các đơn vị nhân bản. Quyết định ít nhất cũng phụ thuộc một phần vào mô hình đối tượng. Đặc tả kiểu nào cũng được đặt tại mỗi vị trí hay không đều có thể được xem là một bài toán nhân bản.

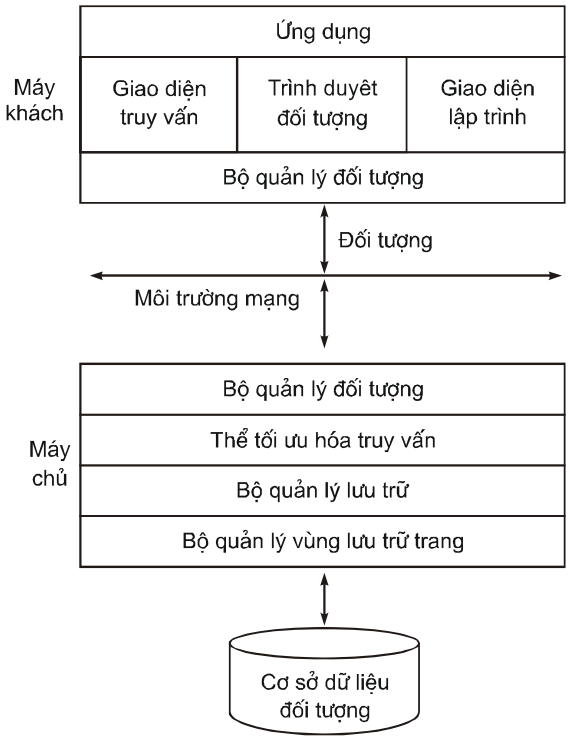
6.4 CÁC MÔ HÌNH KIẾN TRÚC ĐỐI TƯỢNG PHÂN TÁN

Một phương pháp phát triển hệ phân tán là phương pháp khách/chủ (Client/Server). Phần lớn các hệ cơ sở dữ liệu đối tượng hiện nay là các hệ khách/chủ. Khi xem xét các mô hình kiến trúc đối tượng phân tán, cần lưu ý đến những đặc điểm sau:

- Dữ liệu và thủ tục được bao gói thành các đối tượng. Đơn vị dữ liệu trao đổi giữa máy khách và máy chủ có thể là một trang, một hoặc một nhóm đối tượng.
- Đối tượng không phải là những dữ liệu thụ động, mà có liên quan đến và các vị trí, nơi mà các phương thức của đối tượng được thực thi.
- Trong mô hình khách/chủ, máy khách gửi câu truy vấn đến máy chủ tiếp nhận và thực hiện rồi trả kết quả về cho máy khách, được gọi là chuyển gửi chức năng (Function Shipping). Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS khách/chủ đối tượng, việc duyệt qua các cấu trúc đối tượng phức hoặc hợp phần của chương trình ứng dụng, dữ liệu phải được chuyển cho máy khách. Phần lớn các DBMS đối tượng thương mại đều sử dụng phương pháp khóa chốt để diều khiển đồng thời. Vấn đề kiến trúc căn bản là việc đặt các khóa chốt và có nên trữ các khóa chốt cho máy khách hay không.
- Đối tượng có thể thuộc loại hợp phần hoặc phức, có khả năng gửi các đối tượng thành phần. Các hệ khách/chủ quan hệ thường không phải gửi trước dữ liệu.

6.4.1 Các kiểu kiến trúc máy khách/chủ

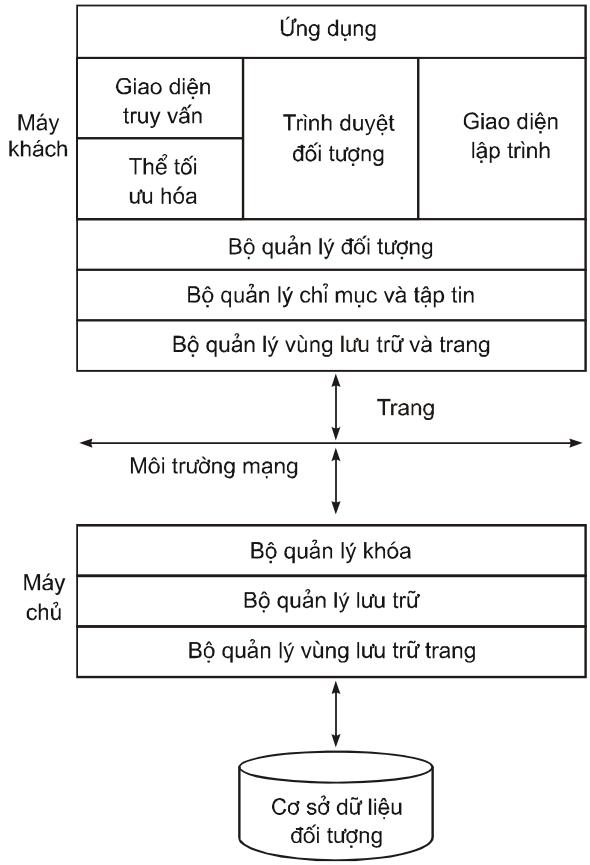
Có hai kiểu kiến trúc máy khách/chủ: Máy chủ đối tượng (Object Server) và máy chủ trang (Page Server). Phân biệt hai kiểu kiến trúc dựa trên độ mịn (Granularity) của dữ liệu được chuyển đi giữa máy máy khách và máy chủ và các chức năng được cung cấp cho máy khách và máy chủ.



Hình 6.1: Kiến trúc máy khách/chủ đối tượng

Máy khách yêu cầu máy chủ cung cấp các "đối tượng" và máy chủ truy tìm từ cơ sở dữ liệu rồi trả chúng về cho máy khách. Những hệ thống này được gọi là máy chủ đối tượng. Trong các máy chủ đối tượng máy chủ thực hiện phần lớn các dịch vụ của hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS, máy khách về cơ bản chỉ cung cấp môi trường thực thi cho các ứng dụng và một mức độ nào đó về chức năng quản lý đối tượng. Tầng quản lý đối tượng được nhân đôi ở cả bên máy khách và bên máy chủ, cho phép cả hai có thể thực hiện các chức năng đối tượng. Bộ quản lý đối tượng cung cấp một số chức năng, trước hết, nó cung cấp một ngữ cảnh để thực thi các phương thức. Nhân bản bộ quản lý đối tượng ở cả bên máy chủ và bên máy khách cho phép các phương thức có thể chạy được ở cả hai bên. Thực thi các phương thức

ở bên máy khách có thể kích hoạt thực thi các phương thức không được chuyển đến máy chủ cùng với đối tượng. Tối ưu hóa việc thực thi là bài toán quan trọng. Bộ quản lý đối tượng cũng giải quyết với việc cài đặt các định danh đối tượng (logic, vật lý hoặc ảo) và việc xóa các đối tượng (xóa thực sự hoặc dọn rác). Ở trên máy chủ, nó còn hỗ trợ việc làm tụ đối tượng và truy xuất phương thức. Cuối cùng các bộ quản lý đối tượng bên máy khách và bên máy chủ cài đặt một vùng trữ đối tượng (Cache) ngoài vùng lưu trữ trang ở máy chủ.



Hình 6.2: Kiến trúc máy chủ trang đối tượng

6.4.2 Lưu trữ đối tượng phân tán

Việc lưu trữ đối tượng phân tán có hai vấn đề: Làm tụ đối tượng và dọn rác phân tán. Các đối tượng và hợp phần cung cấp nhiều phương pháp làm tụ dữ liệu trên đĩa, sao cho chi phí xuất nhập đĩa cần cho việc truy xuất chúng được giảm thiểu. Dọn rác là bài toán trong các cơ sở dữ liệu đối tượng, cho phép chia sẻ dựa trên tham chiếu. Vì vậy việc xoá đối tượng và tái sử dụng đòi hỏi phải được chú ý đăc biệt

a) Làm tụ đối tượng

Mô hình đối tượng cung cấp tính độc lập dữ liệu vật lý ở mức độ cao. Ánh xạ mô hình khái niệm thành mô hình lưu trữ vật lý là bài toán kinh điển của cơ sở dữ liệu. Có 2 loại mối liên hệ giữa các kiểu: mối liên hệ sinh kiểu con và mối liên hệ hợp phần, bằng cách cung cấp một cách thức tốt đến các tối tượng.

Làm tụ đối tượng nghĩa là nhóm các đối tượng trong các vật chứa vật lý, theo các tính chất chung chẳng hạn theo giá trị giống nhau của một thuộc tính hoặc theo các đối tượng con của cùng một đối tượng. Có thể truy xuất nhanh đến các đối tượng được làm tụ.

Một đồ thị lớp có ba mô hình lưu trữ cơ bản làm tụ đối tượng:

1. Mô hình lưu trữ phân rã DSM (Decomposition Storage Model): Phân hoạch lớp đối tượng vào các quan hệ hai ngôi (OID, attribute) dựa trên định danh logic. Mô hình loại này đơn giản.
2. Mô hình lưu trữ chuẩn tắc NSM (Normalized Storage Model): Lưu mỗi lớp như một quan hệ riêng biệt. Có thể sử dụng với OID logic và vật lý. Tuy nhiên nó chỉ có định danh logic cho phép phân hoạch dọc các đối tượng theo mối liên hệ kế thừa.
3. Mô hình lưu trữ trực tiếp (Direct Storage Model) cho phép làm tụ nhiều lớp đối tượng phức dựa trên mối quan hệ hợp phần. Mô hình này tổng quát hoá các kỹ thuật của các cơ sở dữ liệu phân cấp và mạng và các hoạt động tốt với định danh vật lý. Rất ưu việt, khi các kiểu mẫu truy xuất đã được xác định.

Mô hình lưu trữ phân rã và mô hình lưu trữ chuẩn tắc đều đơn giản khi sử dụng phân mảnh ngang. DSM cung cấp tính linh hoạt, và hiệu năng khi sử dụng một bộ nhớ và vùng trữ lớn. Cài đặt mô hình lưu trữ trực tiếp trong một kiến trúc lưu trữ đơn cấp phân tán, trong đó mỗi đối tượng có một định danh vật lý có giá trị đối với toàn hệ thống. Cơ chế nhóm Eos dựa trên khái niệm các đường nối hợp phần có liên quan nhất và giải quyết được bài toán về đối tượng dùng chung có nhiều cha. Khi một đối tượng di chuyển đến một node khác, nó nhận một định danh mới. Để tránh sự giám định các đối tượng đã di chuyển, các tham chiếu đến đối tượng được thay đổi trong quá trình dọn rác mà không mất thêm chi phí. Cơ chế nhóm được thực hiện theo phương thức động để đạt được sự cân bằng tải và thích ứng được với những thay đổi của đồ thị đối tượng.

b) Dọn rác phân tán

Các đối tượng có thể tham chiếu đến nhau qua định danh đối tượng. Khi các chương trình sửa đổi và xoá bỏ các tham chiếu, một đối tượng trường tồn khi mà không còn đối tượng nào tham chiếu đến nó, đối tượng đó được gọi là "Rác" và cần được thu hồi bởi thể dọn rác. Trong các DMBS quan hệ, việc cập nhật liên tục cũng được xem như là hình thái đơn giản của dọn rác "thủ công". Trong ngữ cảnh các hệ điều hành hoặc ngữ cảnh ngôn ngữ lập trình gây ra lỗi do đó cần phải có cơ chế dọn rác phân tán tự động trong các hệ đối tượng phân tán. Các thuật toán dọn rác cơ bản được phân chia thành loại đếm tham chiếu và loại dò vết.

6.5 QUẢN LÝ ĐỐI TƯỢNG

6.5.1 Quản lý định danh đối tượng

Định danh đối tượng được hệ thống phát sinh và được dùng để xác định một cách duy nhất một đối tượng (ngắn hạn hay trường tồn do hệ thống tạo hay người dùng tạo) trong hệ thống việc cài đặt các đối tượng trường tồn nói chung khác hẳn so với cài đặt các đối tượng ngắn hạn.

a) Định danh cho các đối tượng trường tồn

Có hai giải pháp dưa trên định danh logic và định danh vật lý:

- Phương pháp dùng định danh vật lý là phương pháp định danh đối tượng bằng địa chỉ của đối tượng, có thể là địa chỉ trang và một địa chỉ offset. Ưu điểm có thể nhận ra đối tượng một cách trực tiếp qua định danh đối tượng của nó. Nhược điểm là tất cả các đối tượng cha và các chỉ mục đều phải được cập nhật mỗi khi một đối tượng được di chuyển đến một trang khác.
- Phương pháp dùng định danh logic: Gồm có cấp phát một định danh đối tượng (OID) duy nhất cho mỗi đối tượng trên toàn bộ hệ thống. Vì OID là bất biến nên không phải trả chi phí nào khi di chuyển đối tượng.

Nói chung cả hai phương pháp có thể xem giá trị đối tượng như định danh của chúng. Các hệ cơ sở dữ liệu hướng đối tượng dùng phương pháp định danh logic và nó hỗ trợ các môi trường động tốt hơn.

b) Định danh cho các đối tượng ngắn hạn

- Định danh vật lý: Có thể là địa chỉ ảo hay thực của đối tượng, tùy thuộc vào việc bộ nhớ ảo có được cung cấp hay không. Phương pháp này có hiệu quả nhất, nhưng không cho phép di chuyển các đối tượng.
- Định danh logic: Xử lý các đối tượng thông qua bảng giám định có tính cục bộ đối với sự thực thi của chương trình. Bảng này liên kết một định danh logic, được gọi là con trỏ hướng đối tượng OPP (Object Oriented Pointer) trong Smalltalk, chỉ đến định danh vật lý của đối tượng. Việc di chuyển đối tượng được phép, nhưng phải mất một bước tìm kiếm cho mỗi truy xuất đối tượng.

6.5.2 Quản lý con trỏ

Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng, có thể duyệt một đối tượng này đến một đối tượng khác bằng cách dùng các biểu thức

đường dẫn có chứa các thuộc tính với các giá trị của chúng dựa trên đối tượng. Về cơ bản chúng đều là con trỏ. Thông thường trên đĩa định danh đối tượng được dùng để biểu diễn con trỏ này. Tuy nhiên trong bộ nhớ, dùng con trỏ nội nhớ để duyệt từ đối tượng này đến đối tượng khác. Quá trình chuyển con trỏ trên đĩa thành con trỏ nội nhớ được gọi là "điều chế con trỏ". Các lược đồ dựa trên phần cứng và dựa trên phần mềm là hai loại cơ chế điều chế con trỏ.

- Lược đồ phần cứng: Cơ chế khuyết trang của hệ điều hành được dùng khi một trang được đưa vào bộ nhớ. Tất cả các con trỏ trong đó đều được điều chế và chúng chỉ đến các khung nhớ ảo dành riêng. Các trang dữ liệu tương ứng với các khung ảo này chỉ được tải vào bộ nhớ khi có truy xuất đến chúng.
- Lược đồ mềm: Một bảng đối tượng được dùng cho mục đích điều chế con trỏ. Nghĩa là một con trỏ được điều chế chỉ đến một vị trí trong bảng tương đối. Có các biến thể "hăng hái" và "trễ nải" của các lược đồ mềm, tùy thuộc vào con trỏ cần được điều chế. Vì thế mỗi truy xuất đối tượng đều có một mức độ giám định đi kèm với nó.

Ưu điểm của lược đồ phần cứng là nó tốt hơn khi phải duyệt lặp đi lặp lại một cây phân cấp đối tượng vì không có sự hiện diện của một mức độ giám định cho mỗi truy xuất đối tượng. Tuy nhiên khi chỉ có một ít các đối tượng cần truy xuất mỗi trang, chi phí cao cho cơ chế khuyết trang làm cho lược đồ phần cứng không tối ưu.

6.5.3 Di trú đối tượng

Trong hệ phân tán theo thời gian, các đối tượng cần di chuyển giữa các vị trí, vì vậy nảy sinh ra một số vấn đề về đơn vị di trú. Trong các hệ thống có trạng thái tách rời phương thức, có thể di chuyển trạng thái của đối tượng mà không di chuyển phương thức. Tương ứng của tình huống này trong các hệ chỉ thuần phân mảnh một đối tượng theo các hành vi của nó. Nếu đối tượng là đơn vị di trú, việc tái định vị trí của chúng có thể đưa chúng xa khỏi các đặc tả kiểu và người ta quyết

định xem các kiểu của nó có được nhân bản tại mỗi vị trí có chứa các thể hiện hay phải truy xuất kiểu từ xa khi các hành vi hoặc phương thức được áp dụng cho các đối tượng. Có 3 khả năng được xem xét khi di trú các lớp (kiểu):

- Mã nguồn được di chuyển và được biên dịch lại tại vị trí đích.
- Phiên bản đã biên dịch của một lớp được di trú như các đối tượng khác.
- Mã nguồn của định nghĩa lớp được di chuyển nhưng không di chuyển các thao tác đã được biên dịch của nó mà sẽ sử dụng chiến lược di chuyển muộn.

Việc di chuyển đối tượng phải được theo vết để có thể tìm ra những chỗ mới của chúng. Một cách thường dùng để theo vết là để lại các đại diện hoặc các đối tượng uỷ nhiệm. Đây là những đối tượng giữ chỗ được để lại tại vị trí cũ của đối tượng và chỉ đến vị trí mới. Truy xuất đến các đối tượng uỷ nhiệm được hệ thống chuyển hướng một cách vô hình đến đúng các đối tượng tại vị trí mới.

Di trú đối tượng có thể thực hiện trên các trạng thái hiện hành của chúng. Đối tượng có thể ở một trong bốn trạng thái sau:

- Sẵn sàng: Các đối tượng sẵn sàng hiện không được kích hoạt, hoặc chưa nhận được thông báo, nhưng sẵn sàng được kích hoạt khi nhận được một thông báo.
- Đương hoạt (Active): các đối tượng đương hoạt có mặt trong một hoạt động đáp lại một kích hoạt hoặc một thông báo.
- Chờ (Waiting): Đối tượng chờ đã được kích hoạt, hoặc đã gửi một thông báo cho một đối tượng khác và đang chờ trả lời.
- Treo (Suspended): Các đối tượng treo, tạm ngừng hiện, tạm thời không sẵn sàng đối với kích hoạt.

Các đối tượng đang trong trạng thái đương hoạt hoặc chờ không được di trú vì hoạt động mà chúng đang tham gia sẽ bị phá vỡ. Việc di trú gồm các bước:

1. Chuyển tải đối tượng từ nguồn đến đích và

2. Tạo ra một uỷ nhiệm tại nguồn để thế đối tượng ban đầu.

Các vấn đề liên quan đến việc bảo trì thư mục hệ thống:

Vấn đề 1: Khi đối tượng di chuyển thư mục hệ thống phải được cập nhật để phản ánh vị trí mới. Điều này được thực hiện muộn khi một đối tượng đại diện hoặc một uỷ nhiệm định hướng lại một kích hoạt vào lúc di chuyển.

Vấn đề 2: Trong một môi trường năng động nơi mà các đối tượng di chuyển thường xuyên, xâu đại diện hoặc xâu uỷ nhiệm có thể rất dài. Hệ thống khi đó cần "cô đặc" những xâu này lại theo thời gian. Tuy nhiên kết quả "cô đặc" phải được phản ánh vào trong thư mục và nó có thể không được thực hiện muộn.

Một vấn đề quan trọng khác nảy sinh của di trú khi di chuyển các đối tượng hợp phần. Chuyển tải một đối tượng hợp phần có thể phải chuyển tải cả những đối tượng được đối tượng hợp phần tham chiếu đến, giải quyết bằng cách tổng hợp đối tượng.

6.6 XỬ LÝ TRUY VẤN ĐỐI TƯỢNG

Các hệ quản trị cơ sở dữ liệu quan hệ được xây dựng dựa trên cơ sở toán học rất chặt chẽ và tập các đại số nguyên thủy được sử dụng phổ biến. Các hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng được xây dựng dựa trên khả năng truy vấn khai báo như một đặc trưng cơ bản của DBMS đối tượng. Phần lớn các bộ xử lý truy vấn đối tượng đều dùng các kỹ thuật tối ưu hóa của các hệ thống quan hệ. Tuy nhiên có một số vấn đề xử lý tối ưu hóa truy vấn trong các DBMS đối tượng phức tạp hơn nhiều.

Kết quả của một phép toán đại số đối tượng có thể là một tập các đối tượng. Nếu ngôn ngữ truy vấn đối tượng được đóng bên dưới các phép toán đại số, tập các đối tượng hỗn tạp có thể là toán hạng cho phép toán khác. Điều này đòi hỏi phải phát triển các lược đồ suy diễn kiểu chi tiết để xác định những phương thức nào có thể áp dụng cho

tất cả các đối tượng trong một tập như thế. Hơn nữa, các phép đại số đối tượng thường thao tác trên các kiểu tập hợp (ví dụ: set, bag, list). Chính vì vậy đòi hỏi phải xác định rõ kiểu kết quả của các phép toán trên các tập của nhiều kiểu đối tượng có các kiểu khác nhau.

Việc đóng gói các phương thức với dữ liệu mà chúng thao tác trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng làm nảy sinh nhiều vấn đề khó khăn. Trước hết, ước lượng chi phí thực thi các phương thức khó khăn hơn nhiều so với tính toán chi phí truy xuất một thuộc tính theo một đường truy xuất. Tối ưu hóa cần phải quan tâm việc thực thi phương thức mà việc này thì không phải là một bài toán dễ vì các phương thức có thể được viết bằng một ngôn ngữ lập trình tổng quát. Thứ hai, việc đóng gói làm nảy sinh vấn đề có liên quan đến tính khả năng truy xuất thông tin bởi các thể xử lý truy vấn thông tin. Một số hệ thống giải quyết khó khăn này bằng cách xen thể tối ưu hóa truy vấn như một ứng dụng đặc biệt, có thể phá bỏ sự đóng gói và truy xuất trực tiếp các thông tin. Những hệ thống khác đề xuất một cơ chế mà qua đó các đối tượng "bộc lộ" chi phí của chúng như một phần trong giao diện của chúng.

Đối tượng có cấu trúc phức tạp, qua đó trạng thái của một đối tượng tham chiếu đến một đối tượng khác. Truy xuất các đối tượng phức tạp như thế phải chứa cả biểu thức đường dẫn. Tối ưu hóa biểu thức đường dẫn là một vấn đề quan trọng trong ngôn ngữ truy vấn đối tượng. Mặt khác, giữa các đối tượng còn có quan hệ phân cấp kế thừa. Tối ưu hóa việc truy xuất các đối tượng qua phân cấp kế thừa cũng là bài toán phân biệt xử lý truy vấn đối tượng với xử lý truy vấn quan hệ.

Xử lý và tối ưu hóa truy vấn thông tin đối tượng đã là chủ đề của nhiều hoạt động nghiên cứu. Nhưng phần lớn các nghiên cứu này không được mở rộng cho các hệ thống đối tượng phân tán. Vì thế, những phần tiếp theo chỉ tập chúng vào một số các vấn đề quan trọng: Kiến trúc bộ xử lý truy vấn thông tin đối tượng; Tối ưu hóa truy vấn thông tin đối tượng và Các chiến lược thực thi truy vấn.

6.6.1 Kiến trúc xử lý truy vấn đối tượng

Tối ưu hóa truy vấn đối tượng được mô hình hóa một bài toán tối ưu mà lời giải là sự lựa chọn trạng thái tối ưu với mỗi một biểu thức truy vấn đại số dựa trên một hàm chi phí trong một không gian tìm kiếm biểu diễn cho một họ các biểu thức truy vấn đại số tương đương. Về mặt kiến trúc, bộ xử lý truy vấn khác nhau ở cách thức chúng mô hình hóa những thành phần này.

Nhiều thể tối ưu hóa hệ quản trị cơ sở dữ liệu hướng đối tượng được cài đặt như thành phần của bộ quản lý đối tượng bên trên một hệ thống lưu trữ hoặc như các mô-đun máy khách trong kiến trúc máy khách/chủ. Thể tối ưu hóa dựa trên quy tắc cung cấp một số khả năng mở rộng bằng cách cho phép định nghĩa những quy tắc biến đổi mới. Tuy nhiên, chúng không cho phép mở rộng theo những trục khác. Trong mục này, sẽ thảo luận một số đề xuất mới về khả năng mở rộng trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu hướng đối tượng.

Thể tối ưu hóa truy vấn Open OODB định nghĩa một bộ khung kiến trúc mở cho các hệ quản trị cơ sở dữ liệu hướng đối tượng và mô tả không gian thiết kế cho những hệ thống này. Mô-đun truy vấn là một tính năng mở rộng. Thể tối ưu hóa truy vấn xây dựng bằng cách dùng bộ sinh thể tối ưu hóa Volcano có thể mở rộng ứng với các toán tử đại số, các quy tắc biến đổi logic, các thuật toán thực thi, các quy tắc cài đặt, hàm đánh giá chi phí. Sự tách biệt giữa các cấu trúc phân tích cú pháp của ngôn ngữ truy vấn với đồ thị toán tử được thể tối ưu hóa truy vấn cho phép thay thế chính ngôn ngữ hay chính thể tối ưu hóa. Sự tách biệt giữa các toán tử đại số và các thuật toán thực thi cho phép khám phá những phương pháp cài đặt khác nhau cho các toán tử đại số. Thể xử lý truy vấn Open OODB gồm có một động cơ thực thi truy vấn chứa những cái đặt hiệu quả của các thao tác quét, quét chỉ mục, nối băm lại và tổng hợp đối tượng phức hợp.

Thể tối ưu hóa truy vấn EPOP là một cách tiếp cận khác về vấn đề mở rộng khả năng tối ưu hóa vấn tin. Không gian tìm kiếm được

chia thành các vùng. Mỗi vùng tương ứng với một họ các biểu thức truy vấn tương đương có thể đến được từ những họ khác. Các vùng không nhất thiết phải hoàn toàn độc lập và khác nhau về các truy vấn mà chúng thao tác, các chiến lược điều khiển được dùng, các quy tắc biến đổi vấn tin, và các mục tiêu tối ưu hóa cần đạt được. Một vùng có thể bao quát các biến đổi sẽ giải quyết với các truy vấn chọn đơn giản, còn vùng khác có thể giải quyết với các biến đổi cho các truy vấn lồng. Tương tự một vùng có thể có mục tiêu cực tiểu hóa hàm chi phí, còn một vùng khác có thể cố gắng biến đổi các truy vấn thành một dạng mong muốn nào đó. Mỗi vùng có thể được lồng đến một số mức, cho phép tìm kiếm phân cấp bên trong một vùng. Vì các vùng không biểu diễn cho các lớp tương đương, chiến lược điều khiển toàn cục cần phải có để xác định xem thể tối ưu hóa truy vấn cần chuyển từ vùng này sang vùng khác như thế nào.

Thể tối ưu hóa truy vấn TIGUKAT sử dụng cách tiếp cận đối tượng để mở rộng khả năng xử lý vấn tin. Mô hình đối tượng TIGUKAT là mô hình hành vi thống nhất có thể mở rộng, được đặc trưng bởi một ngữ nghĩa hành vi đơn thuần và một cách tiếp cận thống nhất đối với đối tượng. Mô hình này có đặc trưng hành vi ở chỗ cách duy nhất để truy xuất được các đối tượng là áp dụng các hành vi cho các đối tượng. Hành vi được định nghĩa trên kiểu (Kiểu và lớp là khác nhau) và cài đặt của chúng được mô hình hóa như các hàm. Các truy vấn hoạt tác trên các tập hợp và trả lại tập hợp. Mỗi khái niệm, kể cả các kiểu, lớp, tập hợp... là lớp đối tượng hạng nhất (first-class object). Tính thống nhất của mô hình đối tượng mở rộng cho mô hình vấn tin, xử lý truy vấn như các đối tượng hạng nhất. Một kiểu truy vấn (Query) được định nghĩa như kiểu con của kiểu hàm (Function). Vì thế truy vấn là một loại hàm đặc dụng có thể được biên dịch và thực thi.

Mô hình hóa các đơn vị xây dựng của thể tối ưu hóa dựa trên chi phí như các đối tượng đã cung cấp có thể tối ưu hóa khả năng mở rộng vốn có trong các mô hình đối tượng. Thể tối ưu hóa về cơ bản cài đặt

một chiến lược tìm kiếm có liên kết một chiến lược tìm kiếm và một hàm chi phí với mỗi truy vấn.

6.6.2 Các vấn đề xử lý truy vấn đối tượng

a) Tối ưu hóa đại số

Trong cơ sở dữ liệu quan hệ, các phép toán đại số cũng tương tự như trong cơ sở dữ liệu đối tượng. Tối ưu hoá đại số dựa trên các biến đổi truy vấn dạng phép tính quan hệ. Trong quá trình này việc áp dụng các quy tắc biến đổi cho phép đơn giản hoá truy vấn nhờ loại bỏ các biểu thức con chung và các biểu thức không có hiệu lực. Các truy vấn có được từ quá trình phân rã và cục bộ hoá dữ liệu có thể cho thực hiện ở dạng thức đó bằng cách đưa thêm các giao tiếp nguyên thuỷ một cách có hệ thống. Tuy nhiên, việc hoán vị thứ tự các phép toán trong câu truy vấn có thể cho ra nhiều chiến lược tương đương. Việc tìm ra một cách sắp xếp tối ưu các phép toán cho một câu truy vấn chính là nhiệm vụ chủ yếu của tầng tối ưu hoá vấn tin, hoặc nói ngắn gọn là thể tối ưu hoá (optimizer). Tối ưu hóa đại số phải đảm bảo các phép toán thực hiện đúng, sau đó xét đến thuật toán chọn đường để cho ra phương pháp tối ưu nhất. Có thể dựa theo đánh giá hàm heuristic. Các phép toán đại số thì cũng tương tự như trong cơ sở dữ liệu quan hệ, chẳng hạn như phép hợp, giao, chọn... Tuy nhiên trong cơ sở dữ liệu đối tượng thì việc áp dụng các phép biến đổi tương đương để cho ra phương pháp tối ưu đòi hỏi phụ thuộc vào nhiều tham số.

Thể tối ưu hóa đại số phải đảm bảo lựa chọn làm sao để thực thi truy vấn nhanh gọn, tốn ít bộ nhớ máy tính lưu trữ. Việc tối ưu đại số phải dựa trên cả tham số về không gian tìm kiếm và các quy tắc biến đổi.

b) Không gian tìm kiếm và các quy tắc biến đổi

Tối ưu hoá truy vấn là quá trình sinh ra một hoạch định thực thi truy vấn biểu thị cho chiến lược thực thi truy vấn. Hoạch định được

chọn phải hạ thấp tối đa hàm chi phí. Không gian tìm kiếm là lập các hoạch định thực thi biểu diễn cho câu truy vấn. Những hoạch định này là tương đương theo nghĩa là chúng sinh ra cùng một kết quả nhưng khác nhau ở thứ tự thực hiện các thao tác và cách thức cài đặt các thao tác này vì thế khác nhau về hiệu năng. Không gian tìm kiếm thu được bằng cách áp dụng quy tắc biến đổi. Nếu biểu diễn các đối tượng trong biểu thức truy vấn theo cây nhị phân, trong đó các node là các biểu thức thực hiện truy vấn thì việc duyệt cây sẽ cho ra cùng một kết quả nhưng phương pháp duyệt có thể khác nhau.

Ưu điểm của tối ưu hoá đại số là dùng các phép tính giao hoán, bắc cầu, phân phối,... để tìm ra biểu thức đại số có thời gian thực thi truy vấn với thời gian nhỏ nhất. Các quy tắc biến đổi phụ thuộc rất nhiều vào từng đại số đối tượng cụ thể vì chúng được định nghĩa riêng biệt cho mỗi đại số đối tượng và cho các tổ hợp của chúng. Việc không định nghĩa một tiêu chuẩn đại số đối tượng gây khó khăn cho các nghiên cứu và các vấn đề liên quan. Các xem xét nói chung cho việc định nghĩa các quy tắc biến đổi và thao tác các biểu thức truy vấn là khá giống với các hệ thống quan hệ, chỉ có một sự khác biệt quan trọng đó là các biểu thức truy vấn quan hệ được định nghĩa trên các quan hệ ngang bằng, trong khi đó các truy vấn đối tượng được định nghĩa bằng các lớp (hoặc tập hợp các đối tượng) mà có các quan hệ con và quan hệ kết hợp giữa chúng. Do đó, có thể sử dụng ngữ nghĩa của mối quan hệ này trong việc tuỳ chọn truy vấn đối tượng để có thêm những phép biến đổi khác.

Xem xét ví dụ, có 3 toán tử đại số đối tượng là phép hợp (union) kí hiệu là $\cup$, phép giao kí hiệu là $\cap$ và lựa chọn theo tham số kí hiệu là $P\sigma_F < Q_1, Q_2,..., Q_k >$. Phép hợp và phép giao có ngữ nghĩa trên tập lý thuyết thông thường, và phép chọn sẽ chọn ra các đối tượng từ một tập P sử dụng các đối tượng $Q_1, Q_2,..., Q_k$ như là các tham số. Kết quả của các phép toán này là một tập hợp các đối tượng. Sau đây là một số quy tắc biến đổi có thể được áp dụng trong suốt quá trình tối ưu hóa để cho các biểu thức truy vấn tương đương. Ký hiệu QSet là $Q_1, Q_2,..., Q_k$.

(1) $(P\sigma_{F1} <QSet>)\sigma_{F2}<RSet> \Leftrightarrow (P\sigma_{F2}<RSet>)\sigma_{F1}<QSet>$

(2) $(P \cup Q)\sigma_F <RSet> \Leftrightarrow (P\sigma_F<RSet>) \cup (Q\sigma_F< RSet >)$

(3) $(P\sigma_{F1} <QSet>)\sigma_{F2} <RSet> \Leftrightarrow (P\sigma_{F1}<QSet>) \cap (P\sigma_{F2}<RSet>)$

Quy tắc (1) biểu hiện tính chất giao hoán của select còn quy tắc (2) biểu diễn phép select phân phối trên phép union. Quy tắc (3) là một quy tắc đồng nhất thể hiện select chỉ hạn chế đầu vào của nó và trả về một tập con trong đối số đầu tiên của nó. Do vậy, dựa vào các phép biến đổi tương đương trên, có thể áp dụng cho từng bài toán cụ thể với các phép đại số cụ thể dựa trên một số đối tượng cho biết trước.

Hai quy tắc đầu tiên khá tổng quát trong đó chúng thể hiện cho các hệ thức tương đương kế thừa từ lý thuyết tập hợp. Quy tắc thứ ba là quy tắc biến đổi đặc biệt cho một toán tử đại số đối tượng cụ thể được định nghĩa trong một ngữ nghĩa cụ thể. Tuy nhiên cả ba quy tắc trên đều có cú pháp giống nhau xét về bản chất. Xem xét các quy tắc biến đổi cho sau đây:

$C_1 \cap C_2 = Ø$ Nếu $c_1 \neq c_2$

$C_1 \cup C_2^* = C_2^*$ Nếu c_1 là lớp con của c_2

$$(P\sigma_F <QSet>) \cup R \Leftrightarrow (P\sigma_F<QSet>) \cap (R\sigma_{F'}<QSet>)$$
$$\Leftrightarrow P \cap (R\sigma_{F'}<QSet>)$$

Trong các biến đổi ở trên, C_i ký hiệu là tập hợp các đối tượng trong phạm vi lớp C_i và C_j^* là kí hiệu các đối tượng trong phạm vi sâu hơn của lớp C_j. Các quy tắc biến đổi này có bản chất ngữ nghĩa, bởi vì chúng phụ thuộc vào mô hình đối tượng và các đặc tả mô hình truy vấn. Ví dụ quy tắc đầu tiên là đúng vì mô hình đối tượng giới hạn mỗi đối tượng chỉ thuộc về một lớp. Quy tắc thứ hai đúng vì mô hình truy vấn cho phép tìm ra các đối tượng trong các mở rộng của lớp đích. Cuối cùng quy tắc thứ ba dựa trên kiểu quy tắc đồng nhất kiểu đối với khả năng áp dụng của nó cũng như một điều kiện F' đồng nhất với F loại trừ mỗi sự kiện của p được thay thế bằng r

Vì ở phần trước, ý tưởng của việc biến đổi truy vấn chúng ta đã xét nên sẽ không trình bày chi tiết ở đây. Các thảo luận trên đây chỉ minh họa tính tổng quát và những điểm nổi bật cần được xem xét trong các đại số đối tượng.

6.6.3 Thực thi truy vấn đối tượng

Các hệ quản trị cơ sở dữ liệu sẽ hiệu quả từ sự thích hợp đóng giữa các toán tử đại số quan hệ và các truy cập ban đầu vào hệ thống kho chứa. Do đó, tính khái quát hóa của kế hoạch thực thi đối với một biểu thức truy vấn cơ bản quan tâm tới việc lựa chọn và cài đặt của các thuật toán hiệu quả để thực hiện các toán tử đại số riêng và sự kết hợp của chúng. Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu đối tượng vấn đề này phức tạp hơn mặc dù sự khác nhau ở các cấp độ của các đối tượng được định nghĩa một cách hành vi và kho chứa của chúng. Sự đóng gói của các đối tượng là cái ẩn đi trong các chi tiết cài đặt của chúng và kho chứa của các phương pháp cùng với các đối tượng thách thức một vấn đề thiết kế hấp dẫn, điều mà có thể được xác định ở trạng thái như sau: "Ở thời điểm nào khi xử lý truy vấn thì thể truy vấn nên truy cập thông tin quan tâm đến kho chứa các đối tượng?". Do đó, kế hoạch thực thi truy vấn được sinh ra từ biểu thức truy vấn được kế hoạch vào cuối bước viết lại truy vấn bằng cách ánh xạ biểu thức truy vấn vào một tập hợp các lời gọi giao diện quản lý đối tượng được định nghĩa một cách rõ ràng. Giao diện quản lý đối tượng thực ra bao gồm một tập hợp các thuật toán thực thi. Mục này nói về vấn đề thực thi truy vấn, cần xem lại một số thuật toán thực thi có thể là các máy thực thi truy vấn đối tượng có khả năng thực hiện cấp độ cao.

Một máy thực thi truy vấn yêu cầu 3 lớp thuật toán cơ bản dựa trên tập hợp các đối tượng: quét tập hợp, quét chỉ số, và so sánh tập hợp (set matching). Quét tập hợp là một thuật toán truyền thẳng truy cập tuần tự tất cả các đối tượng bên trong tập hợp, khi tìm đối tượng sẽ sử dụng phương pháp quét mọi phần tử trong tập hợp. Quét chỉ số cho phép truy cập hiệu quả để lựa chọn các đối tượng trong một tập

hợp thông qua một chỉ số. Mỗi đối tượng lưu trong file hoặc trong một tập hợp được đánh dấu với một chỉ số cho trước. Các chỉ số này đảm bảo tính duy nhất, có nghĩa là không được phép trùng nhau về chỉ số mà lại có các đối tượng khác nhau. Có thể sử dụng một trường của đối tượng hoặc các giá trị trả về bằng một số cách như là một khóa cho một chỉ số.

Thuật toán so sánh tập hợp sẽ lấy tập hợp các đối tượng làm đầu vào và đưa ra các đối tượng được tích hợp có liên quan bởi một số chuẩn mực, điều kiện nào đó. Kết nối, tập giao và tổng hợp (assembly) là các ví dụ của các thuật toán loại này. Các chỉ số đường dẫn có liên quan trực tiếp đến việc thực thi biểu thức đường dẫn, và do đó có liên quan đến việc thực thi truy vấn đối tượng.

6.7 QUẢN LÝ GIAO DỊCH ĐỐI TƯỢNG PHÂN TÁN

6.7.1 Các tiêu chuẩn quản lý

Một đặc trưng của mô hình dữ liệu quan hệ là không có ngữ nghĩa rõ ràng về thao tác cập nhật. Mô hình đã chỉ rõ cách truy tìm dữ liệu trong một cơ sở dữ liệu quan hệ qua các phép toán đại số quan hệ, nhưng thực sự không mô tả một hành động cập nhật có nghĩa là gì. Hệ quả là các định nghĩa nhất quán và các kỹ thuật quản lý giao dịch không có liên hệ gì với mô hình dữ liệu. Người ta áp dụng các kỹ thuật tương tự cho các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS phi quan hệ, thậm chí cho các hệ thống lưu trữ không phải cơ sở dữ liệu.

Mô hình dữ liệu quan hệ có thể được xem là mô hình có nhiều ưu điểm về tính độc lập. Vì thế có thể được lan truyền sang các ứng dụng khác nhau. Nghiên cứu quản lý giao tác trên các DBMS đối tượng đã tận dụng sự độc lập này bằng cách áp dụng các kỹ thuật đã biết cho những cấu trúc mới. Đặc điểm các DBMS hướng đối tượng, chẳng hạn như các cấu trúc kiểu (lớp), các đối tượng hợp phần và các nhóm đối tượng cần được xem xét nhưng các kỹ thuật cơ bản là như nhau.

Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS hướng đối tượng, điều có tính quyết định là việc mô hình hóa các ngữ nghĩa cập nhật vào trong mô hình đối tượng. Các lập luận này chỉ ra rằng giao tác nên được xem như là đối tượng:

- Trong các DBMS đối tượng, dữ liệu và các thao tác trên dữ liệu, như phương thức, hành vi, các thao tác trong nhiều mô hình đối tượng khác nhau đều được lưu trữ. Các câu truy vấn cơ sở dữ liệu đối tượng tham chiếu đến những thao tác như thành phần trong các vị từ của chúng. Nói cách khác việc thực thi các truy vấn này khởi hoạt nhiều thao tác khác nhau được định nghĩa trên các lớp. Để đảm bảo tính an toàn của các biểu thức truy vấn các phương thức xử lý truy vấn tín hiệu hạn chế những thao tác này để không có các hiệu ứng phụ với tác dụng ngăn chúng cập nhật cơ sở dữ liệu. Đây là hạn chế cần được giảm bớt bằng cách kết hợp ngữ nghĩa cập nhật vào các định nghĩa an toàn truy vấn.
- Các DBMS đối tượng có ảnh hưởng đến dàn kiểu, có một mối liên hệ trực tiếp giữa việc phát triển lược đồ động và việc quản lý giao tác. Nhiều kỹ thuật sử dụng khóa chốt trên dàn này thích ứng với những thay đổi. Tuy nhiên khóa chốt và khóa nhiều độ mịn hạn chế mạnh khả năng hoạt động đồng thời.
- Có một số mô hình đối tượng xử lý tất cả các thực thể của hệ thống như là các đối tượng. Theo cách tiếp cận này, mô hình hóa các giao tác như đối tượng. Về cơ bản giao tác là các kết cấu làm thay đổi trạng thái của cơ sở dữ liệu, có ảnh hưởng trên đối tượng. Vì vậy giao tác là các kết cấu làm thay đổi trạng thái của cơ sở dữ liệu phải được miêu tả rõ ràng. Trong ngữ cảnh này cũng cần chú ý đến miền ứng dụng cần đến các dịch vụ của DBMA đối tượng có xu hướng đặt ra các yêu cầu quản lý giao tác hơi khác, theo cả mô hình giao tác và ràng buộc nhất quán.

Mô hình hóa giao tác như các đối tượng cho phép áp dụng các kỹ thuật đối tượng đã biết (chuyên biệt hóa và sinh kiểu con) để tạo ra các loại hệ thống quản lý giao tác khác nhau. Điều này có khả năng mở rộng hệ thống.

- Một số yêu cầu cần đến sự hỗ trợ bằng quy tắc và khả năng của các tượng. Về cơ bản giao tác là các kết cấu làm thay đổi trạng thái của cơ "năng động". Bản thân các quy tắc được thực thi như giao tác mà chúng lại sinh ra các giao tác mới. Thế nên cho rằng các quy tắc cần được mô hình hóa như đối tượng và như thế một số giao tác cũng cần phải được mô hình hóa như đối tượng.

6.7.2 Mô hình giao dịch và cấu trúc đối tượng

Trong các mục trên đã trình bày về các mô hình giao tác, từ các giao tác phẳng đến các hệ thống lưu công, nhưng trong các mục đó không xét đến độ mịn của các đối tượng cơ sở dữ liệu mà các giao dịch thao tác, đơn giản được gọi là các đơn vị khóa. Trong mục này sẽ xét một số khả năng để chọn mô hình giao tác, cung cấp một không gian hai chiều để thiết kế cài đặt các hệ thống giao tác.

Theo chiều cấu trúc đối tượng, việc xác định các đối tượng đơn giản, như tập tin, trang, bản ghi... là thể hiện của kiểu dữ liệu trừu tượng ADT (Abstract Data Type), các đối tượng trưởng thành (Full Fledged) và các đối tượng năng động (Active) theo độ phức tạp tăng dần. Một số hệ thống cung cấp khả năng hoạt động đồng thời ở mức bản ghi với chí phí cao và không có tính nguyên tử, đòi hỏi sự đồng bộ hóa tại mức trang. Đặc trưng của mức này là các thao tác trên các đối tượng đơn giản không tận dụng ngữ nghĩa của các đối tượng. Khi cập nhật một trang được xem như một thao tác ghi (write) trên trang đó mà không xem đối tượng nào được lưu trên trang đó.

Từ góc độ xử lý giao tác, các kiểu dữ liệu trừu tượng ADT đặt ra một nhu cầu giải quyết với các thao tác trừu tượng, bản thân các thao

tác trừu tượng dẫn đến sự gắn kết ngữ nghĩa của chúng vào trong định nghĩa về tiêu chuẩn đúng đắn. Thực thi các giao tác trên kiểu dữ liệu trừu tượng ADT có thể đòi hỏi một cơ chế nhiều mức. Trong các hệ thống như thế, từng giao tác riêng lẻ thể hiện mức trừu tượng cao nhất. Các thao tác trừu tượng được cấu tạo tử mức trừu tượng thấp hơn và được phân rã thành các thao tác read - write tại mức thấp nhất. Dù tiêu chuẩn đúng đắn là gì thì nó cũng phải được áp dụng cho từng mức.

Cần phân biệt các đối tượng là thể hiện của kiểu dữ liệu trừu tượng và các đối tượng trưởng thành để thấy là các đối tượng trưởng thành có một cấu trúc phức hợp, kiểu của chúng tham gia trong một dàn kiểu con. Chúng phải được xử lý một cách riêng rẽ vì:

- Thực hiện một giao tác trên một đối tượng có thể sinh ra các giao tác trên các đối tượng thành phần. Điều này bắt buộc phải có một lồng ẩn (Implicit Nesting) trên chính giao tác. Các thao tác trong các kiểu lồng này đều trừu tượng và cần phải xử lý như các giao tác nhiều mức.
- Việc sinh kiểu con/kế thừa hàm chứa việc chia sẻ hành vi và trạng thái giữa các đối tượng. Vì thế ngữ nghĩa của việc truy xuất một đối tượng tại một mức nào đó trong dàn phải tính đến điều này.

Cũng phải phân biệt các đối tượng thụ động (Passive) và các đối tượng chủ động (Active). Phương pháp tiếp cận đối với việc quản lý các đối tượng chủ động có khác nhau, tất cả các đề xuất đều giống nhau ở chỗ các đối tượng chủ động có khả năng đáp ứng lại các biến cố bằng cách kích hoạt thực hiện các hành động khi một số điều kiện nào đó được thỏa mãn. Các biến cần được theo dõi, điều kiện phải được đáp ứng và hành động được thực thi đáp trả. Vì biến cố có thể được phát hiện khi đang thực thi giao tác trên đối tượng, thực hiện quy tắc tương ứng có thể phát sinh như một giao tác lồng. Tùy theo cách kết hợp quy tắc với giao tác ban đầu, các kiểu lồng khác nhau có thể xảy ra. Giao tác được phát sinh có thể được thực thi ngay, có thể để lại đến cuối giao tác hoặc thực thi trong một giao tác riêng rẽ khác.

6.7.3 Quản lý giao dịch trong các hệ quản trị đối tượng phân tán

Như đã trình bày trong mục trên, quản lý giao tác trong các DBMS đối tượng phải giải quyết với đồ thị hợp phần trong đó trình bày cấu trúc đối tượng hợp phần và dàn kiểu biểu diễn mối quan hệ giữa các đối tượng.

Đồ thị hợp phần đòi hỏi các phương pháp xử lý việc đồng bộ hóa các truy xuất đến các đối tượng có chứa các đối tượng khác làm thành phần. Dàn kiểu đòi hỏi bộ quản lý giao tác phải xem xét các vấn đề về phát triển lược đồ.

Ngoài những cấu trúc này, DBMS đối tượng lưu trữ phương thức cùng các dữ liệu. Đồng bộ hóa truy xuất chung đến các đối tượng phải xem xét đến việc thực thi phương thức. Cụ thể là các giao tác kích hoạt các phương thức rồi đến lượt chúng lại kích hoạt các phương thức khác. Vì vậy nếu mô hình giao tác là phẳng thì việc thực hiện các giao tác này có thể trở thành hình thái lồng các trạng thái hoạt động.

Các định nghĩa tương tranh trong các môi trường khác không thể áp dụng cho các DBMS đối tượng. Định nghĩa tương tranh kinh điển dựa trên tính giao hoán của các thao tác truy xuất đến cùng một đối tượng. Trong các DBMS đối tượng, có thể có các tương tranh giữa các thao tác truy xuất đến các đối tượng khác nhau. Điều này là do sự tồn tại của đồ thị hợp phần và dàn kiểu. Xét một thao tác M_1 truy xuất đến đối tượng x có một đối tượng y khác làm một trong những thành phần của nó, có nghĩa x là một đối tượng hợp phần hoặc đối tượng phức. Có thể có một thao tác M_2 khác, giả thiết M_1 và M_2 thuộc về các giao tác khác nhau, truy xuất đến y. Theo định nghĩa điển hình về tương tranh, không xem M_1 và M_2 tương tranh vì chúng truy xuất đến các đối tượng khác nhau. Tuy nhiên M_1 xem y là thành phần của x và có thể muốn truy xuất y khi đang truy xuất x, gây ra một tương tranh với M_2.

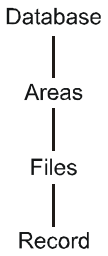
Các lược đồ được phát triển cho các DBMS đối tượng phải xem xét đến những vấn đề này. Sau đây là số giải pháp:

1. Đồng bộ hóa truy xuất đến các đối tượng: Lồng cố hữu trong các kích hoạt phương thức có thể được sử dụng phát triển các thuật toán dựa trên khóa hai pha lồng 2PL và thuật toán sắp thứ tự dấu thời gian. Sự thực hiện song song trong đối tượng có thể được dùng để cải thiện tính đồng thời. Nói cách khác, thuộc tính của một đối tượng có thể được mô hình hóa như các phần tử dữ liệu trong cơ sở dữ liệu, còn các phương thức được mô hình hóa như các giao tác, cho phép kích hoạt nhiều phương thức của một đối tượng hoạt động cùng một lúc. Điều này làm tăng mức đồng thời nếu các giao thức đồng bộ đặc biệt trong đối tượng có thể được sửa lại nhằm duy trì tính tương thích của các quyết định đồng bộ hóa tại mỗi đối tượng.

Khi thực thi một phương thức đã được mô hình hóa như một giao tác, trên một đối tượng gồm một số bước cục bộ (Local Step) tương ứng với việc thực thi các thao tác cục bộ cùng với các kết quả trả về và các bước phương thức (Method Step), đó là việc kích hoạt các phương thức cùng với các giá trị trả về. Một thao tác cục bộ là một thao tác nguyên tử, chẳng hạn như đọc, ghi, tăng trị... có tác động lên biến của đối tượng. Sự thực hiện một phương thức định nghĩa một thứ tự bộ phận giữa các bước này theo cách thức thông thường.

Sự độc lập hoàn toàn các đối tượng trong cách chúng đạt được sự đồng bộ hóa trong đối tượng đó, đòi hỏi các thực thi "đúng đắn", nghĩa là chúng phải khả tuần tự dựa trên tính giao hoán. Ủy quyền đồng bộ hóa nội đối tượng từng đối tượng, thuật toán điều khiển đồng thời tập trung thực hiện đồng bộ hóa liên đối tượng.

Khóa chốt nhiều độ mịn trong Orion với nhiều phân cấp độ mịn khác nhau. Khóa chốt nhiều độ mịn được định nghĩa bằng một cây phân cấp cho các hạt cơ sở dữ liệu có thể khóa được, được gọi là "phân cấp độ mịn". Cây phân cấp độ mịn mô tả như hình 6.3.



Hình 6.3: Cây phân cấp độ mịn

Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS quan hệ, tập tin tương ứng với quan hệ và các bản ghi tương ứng với các bộ. Trong các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS đối tượng, tập tin tương ứng với lớp và các bản ghi tương ứng với đối tượng thể hiện. Sự phân cấp này đã giải quyết được các nhược điểm của khóa hạt thô và hạt mịn. Khóa hạt thô, tại mức tập tin hoặc cao hơn, có chi phí khóa thấp, chỉ một số các khóa được đặt, làm giảm nhiều khả năng đồng thời. Khóa hạt mịn thì ngược lại.

Mục tiêu của khóa chốt nhiều độ mịn đó là một giao tác lấy khóa tại một mức thô ngầm khóa tất cả các đối tượng tương ứng ở mức mịn hơn. Ví dụ khóa tường minh tại mức tập tin gồm khóa ngầm tất cả các bản ghi trong tập tin đó, bằng cách sử dụng ngoài khóa dùng chung là S (Shared) và độc quyền X (Exclusive), sử dụng thêm hai loại khóa: khóa dùng chung ẩn IS (Implicit Shared) và khóa độc quyền ẩn IX (Implicit Exclusive). Một giao tác muốn đặt một khóa S hoặc IS trên một đối tượng trước tiên phải đặt khóa IS trên các tổ tiên của nó. Tương tự, một giao tác muốn đặt khóa X hoặc IX trên một đối tượng phải đặt các khóa IX trên tất cả các tổ tiên của nó. Khóa dùng chung ẩn không được giải phóng trên một đối tượng nếu các hậu duệ của đối tượng đó hiện đang bị khóa.

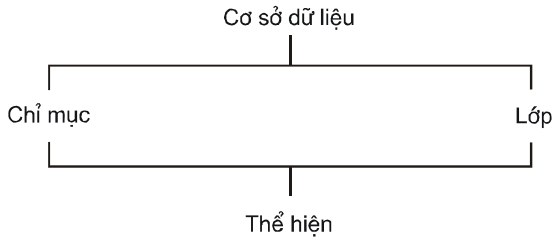
Một khó khăn nảy sinh khi một giao tác muốn đọc một đối tượng ở một độ mịn nào đó và sửa đổi một số các đối tượng của nó ở một độ mịn hơn. Trong trường hợp này, cả khóa S và IX phải được đặt trên

đối tượng đó. Ví dụ một giao tác có thể đọc một tập tin và cập nhật một số bản ghi nào đó trong tập tin, bằng cách đưa khóa độc quyền dùng chung ẩn SIX (Shared Intention Exclusive), tương đương với việc giữ một khóa S và IX trên đối tượng đó. Ma trận tương thích cho khóa nhiều độ mịn được trình bày trong hình 6.4.

	S	X	IS	IX	SIX
S	+	-	+	-	-
X	-	-	-	-	-
IS	+	-	+	+	+
IX	-	-	+	+	-
SIX	-	-	+	-	-

Hình 6.4: Bảng tương thích cho khóa nhiều độ mịn

Cây phân cấp nhiều độ mịn trong Orion như hình 6.5.



Hình 6.5: Cây phân cấp nhiều độ mịn trong Orion

Các đối tượng thể hiện chỉ bị khóa với thể thức S và X, còn các đối tượng lớp có thể bị khóa với cả năm thể thức. Diễn giải các khóa này trên các lớp như sau:

- Định nghĩa lớp bị khóa bởi thể thức S và tất cả các thể hiện của nó ngầm bị khóa ở thể thức S, y ngăn không cho một giao tác khác cập nhật các thể hiện.
- Định nghĩa lớp bị khóa ở thể thức X và tất cả các thể hiện của nó ngầm bị khóa ở thể thức X. Vì thế định nghĩa lớp và tất cả các thể hiện của nó có thể được đọc hoặc cập nhật.

- Định nghĩa lớp bị khóa ở thể thức IS và các thể hiện bị khóa ở thể thức S.
- Định nghĩa lớp bị khóa ỏ thể thức IX và các thể hiện có thể bị khóa ở thể thức S hoặc X nếu cần.
- Định nghĩa lớp bị khóa ở thể thức S và tất cả các thể hiện của nó ngầm bị khóa ở thể thức S. Các thể hiện cần phải cập nhật được ngầm khóa ở thể thức X khi giao tác cập nhật chúng.

2. *Quản lý dàn kiểu*: Sự tồn tại của các thao tác thay đổi lược đồ cùng với các câu truy vấn và giao tác thông thường, các mối quan hệ kế thừa định nghĩa giữa các lớp làm phức tạp hơn cho việc quản lý các lớp, các đối tượng phức tạp thêm.

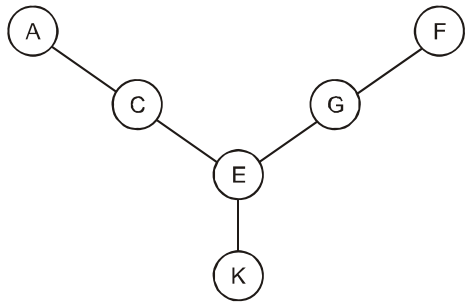
- Một truy vấn giao tác có thể không chỉ truy xuất đến các thể hiện của một lớp nhưng cũng có thể truy xuất đến các thể hiện của lớp con của lớp đó.
- Trong một đối tượng hợp phần, miền của một thuộc tính cũng có thể là một lớp, vì thế truy xuất đến một thuộc tính trong một lớp có thể phải truy xuất đến các đối tượng trong dàn kiểu con có gốc tại lớp miền của thuộc tính đó.

Giải quyết hai vấn đề trên sử dụng khóa nhiều độ mịn trong Orion. Mở rộng đơn giản cho khóa nhiều độ mịn, ở đó lớp được truy xuất và những lớp con của nó sẽ được khóa ở thể thức thích hợp. Tuy nhiên cách tiếp cận này không hiệu quả khi các lớp nằm gần gốc được truy xuất vì nó hàm chứa quá nhiều khóa. Khắc phục nhược điểm này bằng cách đưa ra các thể thức khóa đọc trên dàn R và ghi trên dàn W. Không chỉ khóa lớp đích ở thể thức S và X tương ứng mà còn ngầm khóa tất cả các lớp con của lớp đó tương ứng ở các thể thức S và X. Tuy nhiên giải pháp này không làm việc được với tình huống đa kế thừa.

Đa kế thừa là một lớp có nhiều lớp cha có thể bị khóa ở các thể thức không tương thích bởi hai giao tác có đặt các khóa R và W trên lớp cha khác nhau. Vì thể thức trên lớp chung đều thuộc kiểu ẩn,

không có một khóa trên lớp đó. Vì vậy cần kiểm tra các lớp cha của một lớp đang bị khóa. Orion giải quyết bằng cách đặt các "khóa hiển", không dùng khóa ẩn trên các lớp con. Xét dàn kiểu đơn giản như sau:

Nếu một giao tác T_1 đặt một khóa IR trên lớp A và một khóa R trên C nó cũng sẽ đặt một khóa hiển trên E. Khi một giao tác T_2 khác đặt một khóa IW trên F và một khóa W trên G, nó sẽ thử đặt một khóa hiển W trên E. Tuy nhiên vì đã có một khóa hiển R trên E nên yêu cầu này bị từ chối.



Hình 6.6: Ví dụ một dàn kiểu

Cách tiếp cận của Orion là đặt các khóa hiển lên các lớp con của lớp đang được sửa đổi. Một phương pháp khác là đặt khóa ở một độ mịn hơn, sử dụng phương pháp dùng chung có thứ tự. Theo một nghĩa nào đó, thuật toán này là một sự mở rộng của lối tiếp cận dựa trên tính giao hoán của Weihl đối với các DBMS đối tượng bằng cách sử dụng một mô hình giao tác lồng.

Các phương thức có thể được định nghĩa để hoạt tác trên các đối tượng lớp:

- add (m) đưa phương thức m vào lớp,
- del(m) xóa phương thức m ra khỏi lớp,
- rep(m) thay thế cài đặt của phương thức m bằng một phương thức khác,
- use(m) cho thực thi phương thức m.

Tương tự, các thao tác nguyên tử cũng được định nghĩa để truy xuất đến các thuộc tính của một lớp. Định nghĩa thao tác use(a) cho thuộc tính a chỉ ra rằng việc truy xuất của một giao tác đến thuộc tính a bên trong một thực thi phương thức sẽ được thông qua thao tác use(), đòi hỏi mỗi phương thức phải liệt kê tất cả các thuộc tính mà nó truy xuất. Sau đây là một dãy các bước một giao tác cần tuân theo khi cho thực thi một phương thức m:

1. Giao tác T đưa ra thao tác use(m).
2. Với mỗi thuộc tính a mà phương thức m truy xuất, T đưa ra thao tác use(a).
3. Giao tác T khởi hoạt phương thức m.

Các bảng giao hoán được định nghĩa cho các thao tác phương thức và thuộc tính. Dựa trên các bảng giao hoán, bảng khóa dùng chung có thứ tự cho mỗi thao tác nguyên tử được xác định. Đặc biệt, một khóa cho một thao tác nguyên tử p có một mối liên hệ dùng chung với tất cả các khóa được đi kèm với các thao tác mà p có mối liên hệ không tương tranh, trong khi đó nó mối liên hệ dùng chung có thứ tự ứng với tất cả các khóa đi kèm với những thao tác mà p có một liên hệ tương tranh.

Dựa trên các bảng khóa này, một thuật toán khóa 2PL lồng được dùng với những điều cần xem xét như sau:

1. Các giao tác nhận biết quy tắc 2PL nghiêm ngặt và duy trì các khóa của chúng cho đến khi kết thúc.
2. Khi một giao tác hủy bỏ, nó giải phóng tất cả các khóa của nó.
3. Việc kết thúc một giao tác bắt buộc phải chờ sự kết thúc của các con của nó. Khi một giao tác ủy thác, các khóa của nó được kế thừa bởi cha của nó.
4. Quy tắc ủy thác có thứ tự: Ví dụ hai giao tác là T_i, T_j sao cho T_i đang đợi T_j, T_i không thể ủy thác các thao tác của nó. Trên một

đối tượng bất kì cho đến khi T_j kết thúc. T_i được xem là đang đợi T_j nếu:

- T_i không phải là gốc của giao tác lồng và T_i đã được trao một khóa với mối liên hệ dùng chung có thứ tự ứng với một khóa được giữ bởi T_j trên một đối tượng sao cho T_j là một hậu duệ của T_i.
- T_i là gốc của giao tác lồng và T_i đang giữ một khóa, được kế thừa hoặc được trao trên một đối tượng trong mối liên hệ dùng chung có thứ tự ứng với một khóa mà T_j hoặc các hậu duệ của nó đang giữ.

3. Quản lý đồ thị hợp phần: Yêu cầu các hệ quản trị cơ sở dữ liệu DBMS đối tượng mô hình hóa các đối tượng hợp phần với một phương pháp hiệu quả bằng cách dựa vào cách tiếp cận của Orion đối với việc quản lý cây phân cấp hợp phần dựa trên khóa nhiều độ mịn. Nghi thức khóa nhiều độ mịn không xem đối tượng hợp phần là một đơn vị khóa. Giải quyết vấn đề này, có ba thể thức khóa mới: ISO, IXO và SIXO tương ứng với IS, IX và SIX. Các thể thức khóa này được dùng để khóa các lớp thành phần của một đối tượng hợp phần. Tính tương thích của chúng được trình bày trong hình 6.7.

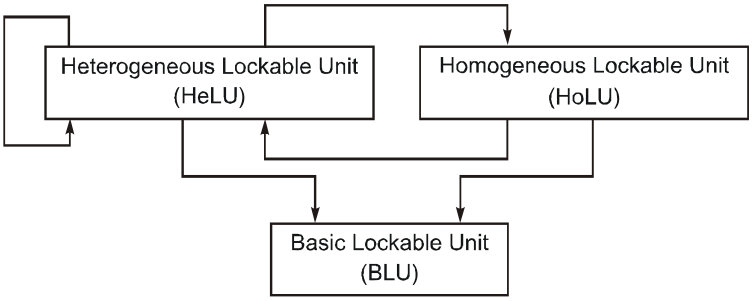
	S	X	IS	IX	SIX	ISO	IXO	SIXO
S	+	-	+	-	-	+	-	-
X	-	-	-	-	-	-	-	-
IS	+	-	+	+	+	+	-	-
IX	-	-	+	+	-	-	-	-
SIX	-	-	+	-	-	-	-	-
ISO	+	-	+	+	-	+	+	+
IXO	-	-	-	-	-	+	+	-
SIXO	N	N	N	N	N	Y	N	N

Hình 6.7: Ma trận tương thích cho các đối tượng hợp phần

Nghi thức hoạt động như sau: Để khóa một đối tượng hợp phần, lớp gốc bị khóa ở thể thức X, IS, IX hoặc SIX và mỗi lớp thành phần của cây phân cấp đối tượng hợp phần bị khóa lần lượt ở thể thức X, ISO, IXO và SIXO.

Các thuật toán điều khiển đồng thời trong Orion dựa trên khóa nhiều độ mịn sẽ cưỡng chế tính khả tuần tự. Thuật toán khôi phục được dùng là ghi nhật ký bằng phương pháp no-fix/flush, chỉ đòi hỏi phải hồi lại nhưng không thực hiện lại.

Một mở rộng của khóa nhiều độ mịn để giải quyết với đồ thị hợp phần là thay thế một đồ thị khóa tĩnh duy nhất bằng một phân cấp các đồ thị đi kèm với mỗi kiểu và truy vấn. Có một đồ thị khóa tổng quát chịu trách nhiệm điều khiển toàn bộ quá trình này. Đồ thị khóa đó như hình 6.8.



Hình 6.8: Đồ thị khóa tổng quát

Đơn vị nhỏ nhất có thể khóa gọi là đơn vị khóa cơ bản BLU. Một số các BLU có thể tạo ra một đơn vị khóa đồng chủng HoLU cấu tạo bởi các kiểu dữ liệu có cùng kiểu. Tương tự có thể cấu tạo một khóa đa chủng HeLU cấu tạo bởi các đối tượng thuộc về các kiểu khác nhau. HeLU có thể chứa các HeLU khác hoặc các HoLU, chỉ ra rằng các đối tượng thành phần không phải là nguyên tử. Tương tự, các HoLU có thể chứa các HeLU hoặc các HoLU khác với điều kiện chúng phải cùng kiểu. Phân biệt giữa HoLU và HeLU là nhằm để tối

ưu các yêu cầu khóa. Ví dụ một tập danh sách các số nguyên, trên quan điểm bộ quản lý khóa, sẽ được xử lí như một HoLU do nhiều HoLU tạo ra, đến lượt nó lại được cấu tạo từ các BLU. Kết quả là có khóa toàn bộ tập, chỉ một trong số danh sách hoặc thậm chí một số nguyên.

Khi định nghĩa kiểu, một đồ thị khóa cụ thể cho đối tượng được tạo ra và tuân theo đồ thị khóa tổng quát. Cũng như một thành phần thứ ba, một đồ thị khóa cụ thể cho một truy vấn được tạo ra trong khi phân tích truy vấn. Khi thực thi truy vấn, đồ thị khóa cụ thể cho truy vấn được dùng để yêu cầu khóa từ bộ quản lí khóa và nó sử dụng đồ thị khóa cụ thể cho đối tượng để đưa ra quyết định. Các thể thức khóa được dùng là các thể thức khóa chuẩn, nghĩa là: IS, IX, S, X.

CÂU HỎI

1. Trình bày các loại cơ sở dữ liệu phổ biến.
2. Trình bày khái niệm cơ bản về đối tượng và mô hình dữ liệu đối tượng.
3. Trình bày khái niệm chung về thiết kế phân tán đối tượng.
4. Trình bày phân hoạch ngang lớp phân tán đối tượng.
5. Trình bày phân hoạch dọc lớp phân tán đối tượng.
6. Trình bày phân hoạch đường dẫn.
7. Trình bày các thuật toán phân hoạch.
8. Trình bày cấp phát dữ liệu phân tán đối tượng.
9. Trình bày nhân bản phân tán đối tượng.
10. Trình bày các mô hình kiến trúc phân tán đối tượng.
11. Trình bày các kiểu kiến trúc máy khách/chủ phân tán đối tượng.
12. Trình bày lưu trữ đối tượng phân tán.

13. Trình bày quản lý đối tượng.
14. Trình bày quản lý định danh đối tượng.
15. Trình bày quản lý con trỏ.
16. Trình bày di trú đối tượng.
17. Trình bày xử lý truy vấn đối tượng.
18. Trình bày kiến trúc xử lý truy vấn đối tượng.
19. Trình bày các vấn đề xử lý truy vấn đối tượng.
20. Trình bày thực thi truy vấn đối tượng.
21. Trình bày quản lý giao dịch đối tượng phân tán.
22. Trình bày các tiêu chuẩn quản lý.
23. Trình bày mô hình giao dịch và cấu trúc đối tượng.

BÀI TẬP

1. Hãy liệt kê các bài toán phân tán đối tượng nảy sinh trong các DBMS đối tượng, là những vấn đề không có mặt trong các DMBS quan hệ ứng với việc phân mảnh, di trú và nhân bản.
2. Trình bày mối quan hệ giữa làm tụ và phân mảnh. Minh họa việc làm tụ có thể làm giảm hoặc cải thiện hiệu năng của các truy vấn trên các CSDL đối tượng có phân hoạch hay không.
3. Vì sao các DBMS đối tượng máy khách/chủ thường sử dụng kiến trúc chuyển và gửi dữ liệu, còn các DBMS quan hệ lại sử dụng cách chuyển/nhận chức năng.
4. Xét bài toán đặt vé máy bay, hãy định nghĩa một lớp kiểu Reservation và đưa ra các ma trận giao hoán tới và lùi con trỏ.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

[1] Codd, E.F., "*Data models in data base management*", ACM SIGMOD record, 11, 2 (Feb,1981).

[2] Date C.J., "*An introduction to data base systems*", 1999.

[3] Michanel V. Mannino, "*Database Application Development & Design*", Published by McGaw-Hill /Irwin, New York, 2001.

[4] Abram Siberschatz, Henry F.Korth, S.Sudarshan "*Database Systems Concepts*", Published by McGaw-Hill /Irwin, New York, 2002.

[5] M. Tamer Ozsu and Patrick Vaduriez, "*Principles of Distributed Database Systems*", Prentice-Hall 2003.

[6] Zeegee Software Inc; Object-Oriented Programming; 22/9/2006.

[7] Học viện Công nghệ Bưu chính Viễn thông, "*Giáo trình Cơ sở dữ liệu: Lý thuyết và thực hành*", NXB Bưu điện, 2003.

[8] http://www.slideshare.net/inscit2006/a-comparative-study-of-rdbms-and-oodbms-in-relation-to-security-of-data

[9] http://www.comptechdoc.org/independent/database/basicdb/dataobstandard.html

[10] http://www.25hoursaday.com/WhyArentYouUsingAn_OODBMS.html

[11] http://en.wikipedia.org/wiki/ODBMS

GIÁO TRÌNH
CƠ SỞ DỮ LIỆU PHÂN TÁN

Chịu trách nhiệm xuất bản
NGUYỄN THỊ THU HÀ

Biên tập: NGÔ MỸ HẠNH
BÙI NGỌC KHOA

Sửa bản in: BÙI NGỌC KHOA

Trình bày sách: NGUYỄN MẠNH HOÀNG

Trình bày bìa: HS. TRẦN HỒNG MINH

(Giáo trình này được ban hành kèm theo Quyết định số 66/QĐ-ĐT&KHCN ngày 23/02/2009 của Giám đốc Học viện Công nghệ Bưu chính Viễn thông)

NHÀ XUẤT BẢN THÔNG TIN VÀ TRUYỀN THÔNG

Trụ sở: 18 Nguyễn Du, TP. Hà Nội
Điện thoại: 04-35772141 Fax: 04-35772037
E-mail: nxbtttt@mic.gov.vn
Website: www.nxbthongtintruyenthong.vn

CN TP. HCM: 8A Đường D2, P. 29, Q. Bình Thạnh, TP. HCM
Điện thoại: 08-35127750 Fax: 08-35127751
E-mail: cnsg.nxbtttt@mic.gov.vn

CN TP. Đà Nẵng: 42 Trần Quốc Toản, Q.Hải Châu, TP. ĐN.
Điện thoại: 0511-3897467 Fax: 0511-3843359
E-mail: cndn.nxbtttt@mic.gov.vn

Mã số: GD 26 HM 09

In 800 bản, khổ 16 x 24 cm, tại Công ty TNHH In Thương mại và Dịch vụ Nguyễn Lâm
Số đăng ký kế hoạch xuất bản: 1055-2009/CXB/5-508/TTTT
Số quyết định xuất bản: 282/QĐ-NXB TTTT ngày 26 tháng 12 năm 2009
In xong và nộp lưu chiểu quý I năm 2010.