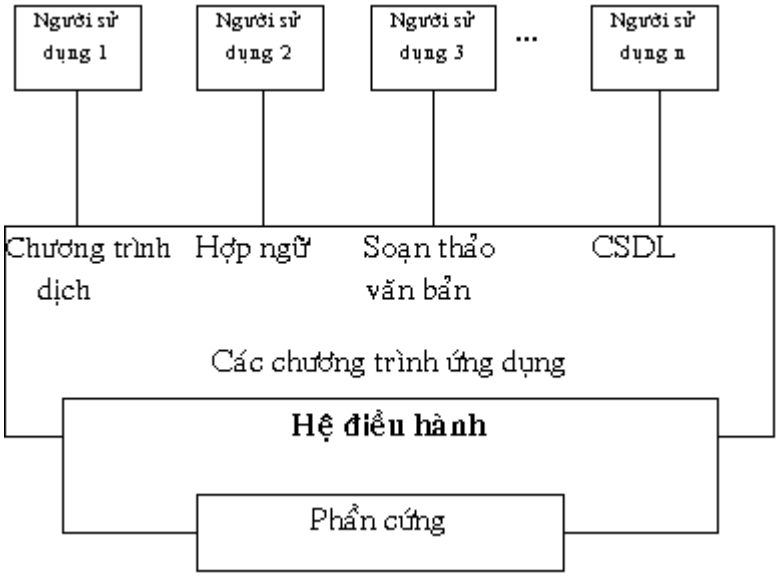
Mục lục

CHƯƠNG 1. TỔNG QUAN VỀ HỆ ĐIỀU HÀNH

1.1. KHÁI NIỆM VỀ HỆ ĐIỀU HÀNH

Hệ điều hành là một *chương trình* hay một *hệ chương trình* hoạt động giữa người sử dụng (user) và phần cứng của máy tính. Mục tiêu của hệ điều hành là cung cấp một môi trường để người sử dụng có thể thi hành các chương trình. Nó làm cho máy tính dể sử dụng hơn, thuận lợi hơn và hiệu quả hơn.
Hệ điều hành là một phần quan trọng của hầu hết các hệ thống máy tính. Một hệ thống máy tính thường được chia làm bốn phần chính : phần cứng, hệ điều hành, các chương trình ứng dụng và người sử dụng.

Phần cứng bao gồm CPU, bộ nhớ, các thiết bị nhập xuất, đây là những tài nguyên của máy tính. ***Chương trình ứng dụng*** như các chương trình dịch, hệ thống cơ sở dữ liệu, các trò chơi, và các chương trình thương mại. Các chương trình này sử dụng tài nguyên của máy tính để giải quyết các yêu cầu của người sử dụng. ***Hệ điều hành*** điều khiển và phối hợp việc sử dụng phần cứng cho những ứng dụng khác nhau của nhiều người sử dụng khác nhau. Hệ điều hành cung cấp một môi trường mà các chương trình có thể làm việc hữu hiệu trên đó.



Hình 1.1 Mô hình trừu tượng của hệ thống máy tính

Hệ điều hành có thể được coi như là bộ phân phối tài nguyên của máy tính. Nhiều tài nguyên của máy tính như thời gian sử dụng CPU, vùng bộ nhớ, vùng lưu trữ tập tin, thiết bị nhập xuất v.v… được các chương trình yêu cầu để giải quyết vấn đề. Hệ điều hành hoạt động như một bộ quản lý các tài nguyên và phân phối chúng cho các chương trình và người sử dụng khi cần thiết. Do có rất nhiều yêu cầu, hệ điều hành phải giải quyết vấn đề tranh chấp và phải quyết định ***cấp phát tài nguyên*** cho những yêu cầu theo

thứ tự nào để hoạt động của máy tính là hiệu quả nhất. Một hệ điều hành cũng có thể được coi như là một chương trình kiểm soát việc sử dụng máy tính, đặc biệt là các thiết bị nhập xuất.

Tuy nhiên, nhìn chung chưa có định nghĩa nào là hoàn hảo về hệ điều hành. Hệ điều hành tồn tại để giải quyết các vấn đề sử dụng hệ thống máy tính. Mục tiêu cơ bản của nó là giúp cho việc thi hành các chương trình dễ dàng hơn. Mục tiêu thứ hai là hỗ trợ cho các thao tác trên hệ thống máy tính hiệu quả hơn. Mục tiêu này đặc biệt quan trọng trong những hệ thống nhiều người dùng và trong những hệ thống lớn(phần cứng + quy mô sử dụng). Tuy nhiên hai mục tiêu này cũng có phần tương phản vì vậy lý thuyết về hệ điều hành tập trung vào việc tối ưu hóa việc sử dụng tài nguyên của máy tính.

1.2. PHÂN LOẠI HỆ ĐIỀU HÀNH

1.2.1. Hệ thống xử lý theo lô

- **Bộ giám sát thường trực:**
  Khi một công việc chấm dứt, hệ thống sẽ thực hiện công việc kế tiếp mà không cần sự can thiệp của người lập trình, do đó thời gian thực hiện sẽ mau hơn. Một chương trình, còn gọi là bộ giám sát thường trực được thiết kế để giám sát việc thực hiện dãy các công việc một cách tự động, chương trình này luôn luôn thường trú trong bộ nhớ chính.
  Hệ điều hành theo lô thực hiện các công việc lần lượt theo những chỉ thị định trước.
- **CPU và thao tác nhập xuất:**
  CPU thường hay nhàn rỗi do tốc độ làm việc của các thiết bị nhập xuất (thường là thiết bị cơ) chậm hơn rất nhiều lần so với các thiết bị điện tử. Cho dù là một CPU chậm nhất, nó cũng nhanh hơn rất nhiều lần so với thiết bị nhập xuất. Do đó phải có các phương pháp để đồng bộ hóa việc hoạt động của CPU và thao tác nhập xuất.
- **Xử lý off_line:**
  Xử lý off_line là thay vì CPU phải đọc trực tiếp từ thiết bị nhập và xuất ra thiết bị xuất, hệ thống dùng một *bộ lưu trữ trung gian*. CPU chỉ thao thác với bộ phận này. Việc đọc hay xuất đều đến và từ bộ lưu trữ trung gian.
- **Spooling:**
  Spool (**simultaneous-đồng thời peripheral operation on-line**) là đồng bộ hóa các thao tác bên ngoài on-line. Cơ chế này cho phép xử lý của CPU là on-line, sử dụng đĩa để lưu các dữ liệu nhập cũng như xuất.

1.2.2. Hệ thống xử lý theo lô đa chương

Khi có nhiều công việc cùng truy xuất lên thiết bị, vấn đề lập lịch cho các công việc là cần thiết. Khía cạnh quan trọng nhất trong việc lập lịch là khả năng đa chương. *Đa chương* (multiprogram) gia tăng khai thác CPU bằng cách tổ chức các công việc sao cho CPU luôn luôn phải trong tình trạng làm việc .

Ý tưởng: hệ điều hành lưu giữ một phần của các công việc ở nơi lưu trữ trong bộ nhớ . CPU sẽ lần lượt thực hiện các phần công việc này. Khi đang thực hiện, nếu có yêu cầu truy xuất thiết bị thì CPU không nghỉ mà thực hiện tiếp công việc thứ hai…
Với hệ đa chương hệ điều hành ra quyết định cho người sử dụng vì vậy, ***hệ điều hành đa chương*** rất tinh vi. Hệ phải xử lý các vấn đề lập lịch cho công việc, lập lịch cho bộ nhớ và cho cả CPU nữa.

1.2.3. Hệ thống chia sẻ thời gian

Hệ thống chia sẻ thời gian là một mở rộng logic của hệ đa chương. Hệ thống này còn được gọi là ***hệ thống đa nhiệm*** (multitasking). Nhiều công việc cùng được thực hiện thông qua cơ chế chuyển đổi của CPU như hệ đa chương nhưng thời gian mỗi lần chuyển đổi diễn ra rất nhanh.

Hệ thống chia sẻ được phát triển để cung cấp việc sử dụng bên trong của một máy tính có giá trị hơn. ***Hệ điều hành chia sẻ*** thời gian dùng lập lịch CPU và đa chương để cung cấp cho mỗi người sử dụng một phần nhỏ trong máy tính chia sẻ. Một chương trình khi thi hành được gọi là một tiến trình. Trong quá trình thi hành của một tiến trình, nó phải thực hiện các thao tác nhập xuất và trong khoảng thời gian đó CPU sẽ thi hành một tiến trình khác. Hệ điều hành chia sẻ cho phép nhiều người sử dụng chia sẻ máy tính một cách đồng bộ do thời gian chuyển đổi nhanh nên họ có cảm giác là các tiến trình đang được thi hành cùng lúc.

Hệ điều hành chia sẻ phức tạp hơn hệ điều hành đa chương. Nó phải có các chức năng : quản trị và bảo vệ bộ nhớ, sử dụng bộ nhớ ảo. Nó cũng cung cấp hệ thống tập tin truy xuất on-line…

Hệ điều hành chia sẻ là kiểu của các hệ điều hành hiện đại ngày nay.

1.2.4. Hệ thống song song

Ngoài các hệ thống chỉ có một bộ xử lý còn có các hệ thống có nhiều bộ xử lý cùng chia sẻ hệ thống đường truyền dữ liệu, đồng hồ, bộ nhớ và các thiết bị ngoại vi. Các bộ xử lý này liên lạc bên trong với nhau .

Có nhiều nguyên nhân xây dựng dạng hệ thống này. Với sự gia tăng số lượng bộ xử lý, công việc được thực hiện nhanh chóng hơn, Nhưng không phải theo đúng tỉ lệ thời gian, nghĩa là có n bộ xử lý không có nghĩa là sẽ thực hiện nhanh hơn n lần.
Hệ thống với máy nhiều bộ xử lý sẽ tối ưu hơn hệ thống có nhiều máy có một bộ xử lý vì các bộ xử lý chia sẻ các thiết bị ngoại vi, hệ thống lưu trữ, nguồn … và rất thuận tiện cho nhiều chương trình cùng làm việc trên cùng một tập hợp dữ liệu.
Một lý do nữa là độ tin cậy. Các chức năng được xử lý trên nhiều bộ xử lý và sự hỏng hóc của một bộ xử lý sẽ không ảnh hưởng đến toàn bộ hệ thống.

Hệ thống đa xử lý thông thường sử dụng cách ***đa xử lý đối xứng***, trong cách này mỗi bộ xử lý chạy với một bản sao của hệ điều hành, những bản sao này liên lạc với nhau khi cần thiết. Một số hệ thống sử dụng đa xử lý bất đối xứng, trong đó mỗi bộ xử lý được giao một công việc riêng biệt.. Một bộ xử lý chính kiểm soát toàn bộ hệ thống, các bộ xử lý khác thực hiện theo lệnh của bộ xử lý chính hoặc theo những chỉ thị đã được định nghĩa trước. Mô hình này theo dạng quan hệ chủ tớ. Bộ xử lý chính sẽ lập lịch cho các bộ xử lý khác.

Một ví dụ về hệ thống xử lý đối xứng là version Encore của UNIX cho máy tính Multimax. Hệ thống này có hàng tá bộ xử lý. Ưu điểm của nó là nhiều tiến trình có thể thực hiện cùng lúc . Một hệ thống đa xử lý cho phép nhiều công việc và tài nguyên được chia sẻ tự động trong những bộ xử lý khác nhau.

Hệ thống đa xử lý không đồng bộ thường xuất hiện trong những hệ thống lớn, trong đó hầu hết thời gian hoạt động đều dành cho xử lý nhập xuất.

1.2.5. Hệ thống phân tán

Hệ thống này cũng tương tự như hệ thống chia sẻ thời gian nhưng các bộ xử lý không chia sẻ bộ nhớ và đồng hồ, thay vào đó mỗi bộ xử lý có bộ nhớ cục bộ riêng. Các bộ xử lý thông tin với nhau thông qua các đường truyền thông như những bus tốc độ cao hay đường dây điện thoại.

Các bộ xử lý trong hệ phân tán thường khác nhau về kích thước và chức năng. Nó có thể bao gồm máy vi tính, trạm làm việc, máy mini, và những hệ thống máy lớn. Các bộ xử lý thường được tham khảo với nhiều tên khác nhau như site, node, computer v.v.... tùy thuộc vào trạng thái làm việc của chúng.

Các nguyên nhân phải xây dựng hệ thống phân tán là:

- ***chia sẻ tài nguyên*** : Một người sử dụng A có thể sử dụng máy in laser của người sử dụng B và người sử dụng B có thể truy xuất những tập tin của A. Tổng quát, chia sẻ tài nguyên trong hệ thống phân tán cung cấp một cơ chế để chia sẻ tập tin ở vị trí xa, xử lý thông tin trong một cơ sở dữ liệu phân tán, in ấn tại một vị trí xa, sử dụng những thiết bị ở xa đểõ thực hiện các thao tác.
- ***Tăng tốc độ tính toán*** : Một thao tác tính toán được chia làm nhiều phần nhỏ cùng thực hiện một lúc. Hệ thống phân tán cho phép phân chia việc tính toán trên nhiều vị trí khác nhau để tính toán song song.
- ***An toàn*** : Nếu một vị trí trong hệ thống phân tán bị hỏng, các vị trí khác vẫn tiếp tục làm việc.
- ***Thông tin liên lạc với nhau*** :Có nhiều lúc , chương trình cần chuyển đổi dữ liệu từ vị trí này sang vị trí khác. Ví dụ trong hệ thống Windows, thường có sự chia sẻ và chuyển dữ liệu giữa các cửa sổ. Khi các vị trí được nối kết với nhau trong một hệ thống mạng, việc trao đổi dữ liệu diễn ra rất dễ. Người sử dụng có thể chuyển tập tin hay các E_mail cho nhau từ cùng vị trí hay những vị trí khác.

1.2.6. Hệ thống xử lý thời gian thực

Hệ thống xử lý thời gian thực được sử dụng khi có những đòi hỏi khắt khe về thời gian trên các thao tác của bộ xử lý hoặc dòng dữ liệu, nó thường được dùng điều khiển các thiết bị trong các ứng dụng tận hiến (dedicated). Máy tính phân tích dữ liệu và có thể chỉnh các điều khiển giải quyết cho dữ liệu nhập.

Một hệ điều hành xử lý thời gian thực phải được định nghĩa tốt, thời gian xử lý nhanh. Hệ thống phải cho kết quả chính xác trong khoảng thời gian bị thúc ép nhanh nhất. Có hai hệ thống xử lý thời gian thực là hệ thống thời gian thực cứng và hệ thống thời gian thực mềm..

Hệ thống thời gian thực cứng là công việc được hoàn tất đúng lúc. Lúc đó dữ liệu thường được lưu trong bộ nhớ ngắn hạn hay trong ROM. Việc xử lý theo thời gian thực sẽ xung đột với tất cả hệ thống liệt kê ở trên.

Dạng thứ hai là hệ thống thời gian thực mềm, mỗi công việc có một độ ưu tiên riêng và sẽ được thi hành theo độ ưu tiên đó. Có một số lĩnh vực áp dụng hữu hiệu phương pháp này là multimedia hay thực tại ảo.

CHƯƠNG 2. LUỒNG VÀ TIẾN TRÌNH

2.1. NHU CẦU XỬ LÝ ĐỒNG THỜI

Có 2 động lực chính khiến cho các hệ điều hành hiện đại thường hỗ trợ môi trường đa nhiệm (multitask) trong đó chấp nhận nhiều tác vụ thực hiện đồng thời trên cùng một máy tính :

2.1.1. Tăng hiệu suất sử dụng CPU

Phần lớn các tác vụ (job) khi thi hành đều trải qua nhiều chu kỳ xử lý (sử dụng CPU) và chu kỳ nhập xuất (sử dụng các thiết bị nhập xuất) xen kẽ như sau :

CPU	**IO**	**CPU**	**IO**	**CPU**

Nếu chỉ có 1 tiến trình duy nhất trong hệ thống, thì vào các chu kỳ IO của tác vụ, CPU sẽ hoàn toàn nhàn rỗi. Ý tưởng tăng cường số lượng tác vụ trong hệ thống là để tận dụng CPU : nếu tác vụ 1 xử lý IO, thì có thể sử dụng CPU để thực hiện tác vụ 2...

CPU	**IO**	**CPU**	**IO**	**CPU**

Tác vụ 1

	CPU	**IO**	**CPU**	**IO**

Tác vụ

2.1.2. Tăng tốc độ xử lý

Một số bài toán có bản chất xử lý song song nếu được xây dựng thành nhiều module hoạt động đồng thời thì sẽ tiết kiệm được thời gian xử lý.

Ví dụ : Xét bài toán tính giá trị biểu thức kq = a*b + c*d . Nếu tiến hành tính đồng thời (a*b) và (c*d) thì thời gian xử lý sẽ ngắn hơn là thực hiện tuần tự.

Trong các trường hợp đó, cần có một mô hình xử lý đồng hành thích hợp. Trên máy tính có cấu hình nhiều CPU, hỗ trợ xử lý song song (multiprocessing) thật sự, điều này sẽ giúp tăng hiệu quả thi hành của hệt thống đáng kể.

2.2. KHÁI NIỆM TIẾN TRÌNH(PROCESS) VÀ MÔ HÌNH ĐA TIẾN TRÌNH (MULTIPROCESS)

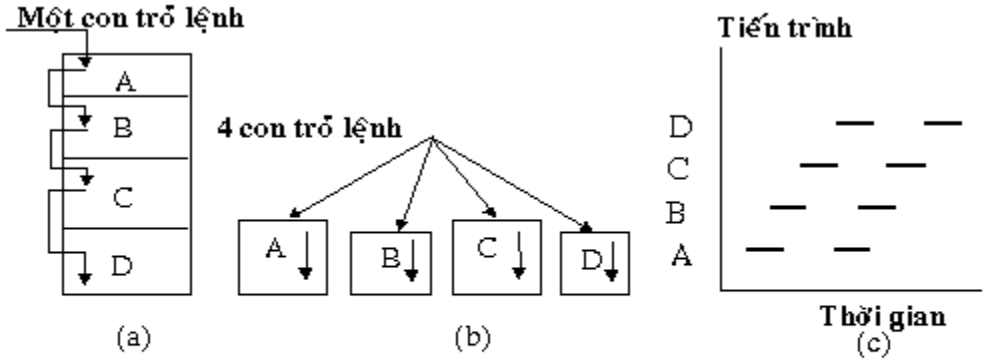
Để hỗ trợ sự đa chương, máy tính phải có khả năng thực hiện nhiều tác vụ đồng thời. Nhưng việc điều khiển nhiều hoạt động song song ở cấp độ phần cứng là rất khó

khăn. Vì thế các nhà thiết kế hệ điều hành đề xuất một mô hình *song song gỉa lặp* bằng cách chuyển đổi bộ xử lý qua lại giữa các chương trình để duy trì hoạt động của nhiều chương trình cùng lúc, điều này tạo cảm giác có nhiều hoạt động được thực hiện đồng thời.

Trong mô hình này, tất cả các phần mềm trong hệ thống được tổ chức thành một số những *tiến trình (process)*. **Tiến trình là một chương trình đang xử lý, sỡ hữu một con trỏ lệnh, tập các thanh ghi và các biến**. Để hoàn thành tác vụ của mình, một tiến trình có thể cần đến một số tài nguyên – như CPU, bộ nhớ chính, các tập tin và thiết bị nhập/xuất.

Cần **phân biệt hai khái niệm *chương trình* và *tiến trình***. Một **chương trình là một thực thể thụ động**, *chứa đựng các chỉ thị điều khiển máy tính để tiến hành một tác vụ* nào đó ; **khi cho thực hiện các chỉ thị này, chương trình chuyển thành tiến trình**, **tiến trình là một thực thể hoạt động**, với con trỏ lệnh xác định chỉ thị kế tiếp sẽ thi hành, kèm theo tập các tài nguyên phục vụ cho hoạt động của tiến trình.

Về mặt ý niệm, có thể xem như mỗi tiến trình sỡ hữu một bộ xử lý ảo cho riêng nó, nhưng trong thực tế, chỉ có một bộ xử lý thật sự được chuyển đổi qua lại giữa các tiến trình. Sự chuyển đổi nhanh chóng này được gọi là *sự đa chương (multiprogramming)* . Hệ điều hành chịu trách nhiệm sử dụng một thuật toán điều phối để quyết định thời điểm cần dừng hoạt động của tiến trình đang xử lý để phục vụ một tiến trình khác, và lựa chọn tiến trình tiếp theo sẽ được phục vụ. Bộ phận thực hiện chức năng này của hệ điều hành được gọi là *bộ điều phối (scheduler)*.



Hình 2.1 (a) Đa chương với 4 chương trình
(b) Mô hình khái niệm với 4 chương trình độc lập
(c) Tại một thời điểm chỉ có một chương trình hoạt động

2.3. KHÁI NIỆM LUỒNG (THREAD) VÀ MÔ HÌNH ĐA LUỒNG (MULTITHREAD)

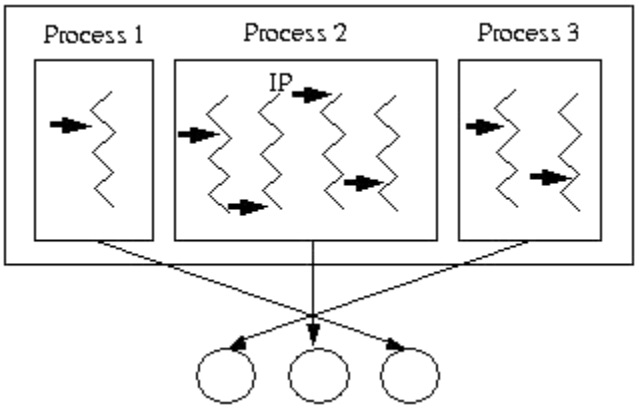
Trong hầu hết các hệ điều hành, **mỗi tiến trình có một không gian địa chỉ và chỉ có một dòng xử lý**. Tuy nhiên, có nhiều tình huống người sử dụng mong muốn có nhiều dòng xử lý cùng chia sẻ một không gian địa chỉ, và các dòng xử lý này hoạt động song song tương tự như các tiến trình phân biệt (ngoại trừ việc chia sẻ không gian địa chỉ).

Ví dụ : Một server quản lý tập tin thỉnh thoảng phải tự khóa để chờ các thao tác truy xuất đĩa hoàn tất.Nếu server có nhiều dòng xử lý, hệ thống có thể xử lý các yêu cầu mới trong

khi một dòng xử lý bị khoá. Như vậy việc thực hiện chương trình sẽ có hiệu quả hơn. Điều này không thể đạt được bằng cách tạo hai tiến trình server riêng biệt vì cần phải chia sẻ cùng một vùng đệm, do vậy bắt buộc phải chia sẻ không gian địa chỉ.
Chính vì các tình huống tương tự, người ta cần có một cơ chế xử lý mới cho phép có nhiều dòng xử lý trong cùng một tiến trình.
Ngày nay đã có nhiều hệ điều hành cung cấp một cơ chế như thế và gọi là *luồng (threads)*.

2.3.1. Nguyên lý chung:

Một luồng là một đơn vị xử lý cơ bản trong hệ thống . Mỗi luồng xử lý tuần tự đoạn code của nó, sỡ hữu một con trỏ lệnh, tập các thanh ghi và một vùng nhớ stack riêng. Các luồng chia sẻ CPU với nhau giống như cách chia sẻ giữa các tiến trình: một luồng xử lý trong khi các luồng khác chờ đến lượtù. Một luồng cũng có thể tạo lập các tiến trình con, và nhận các trạng thái khác nhau như một tiến trình thật sự. Một tiến trình có thể sỡ hữu nhiều luồng.
Các tiến trình tạo thành những thực thể độc lập. Mỗi tiến trình có một tập tài nguyên và một môi trường riêng (một con trỏ lệnh, một Stack , các thanh ghi và không gian địa chỉ). Các tiến trình hoàn toàn độc lập với nhau, chỉ có thể liên lạc thông qua các cơ chế thông tin giữa các tiến trình mà hệ điều hành cung cấp. Ngược lại, các luồng trong cùng một tiến trình lại chia sẻ một không gian địa chỉ chung , điều này có nghĩa là các luồng có thể chia sẻ các biến toàn cục của tiến trình. Một luồng có thể truy xuất đến cả các stack của những luồng khác trong cùng tiến trình. Cấu trúc này không đề nghị một cơ chế bảo vệ nào, và điều này cũng không thật cần thiết vì các luồng trong cùng một tiến trình thuộc về cùng một sỡ hữu chủ đã tạo ra chúng trong ý định cho phép chúng hợp tác với nhau.



Các luồng trong cùng một luồng

2.3.2. Phân bổ thông tin lưu trữ

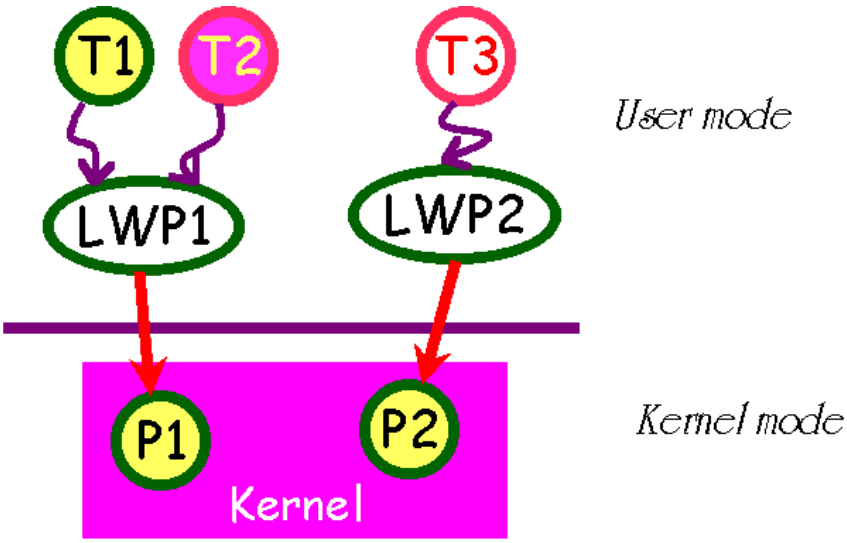
Tiến trình
Không gian địa chỉ
Tài nguyên toàn cục
Các thông tin thống kê

Tiểu trình
Con trỏ lệnh + các thanh ghi
Stack
Tài nguyên cục bộ

Cấu trúc mô tả tiến trình và luồng

2.3.3. Kernel thread và user thread

Khái niệm luồng có thể được cài đặt trong kernel của Hệ điều hành, khi đó đơn vị cơ sở sử dụng CPU để xử lý là luồng, Hệ điều hành sẽ phân phối CPU cho các luồng trong hệ thống. Tuy nhiên đối với một số hệ điều hành, khái niệm luồng chỉ được hỗ trợ như một đối tượng người dùng, các thao tác luồng được cung cấp kèm theo do một bộ thư viện xử lý trong chế độ người dùng không đặc quyền (user mode). Lúc này Hệ điều hành sẽ chỉ biết đến khái niệm tiến trình, do vây cận co cơ chế để liên kết các luồng cùng một tiến trình với tiến trình cha trong kernel_ đối tượng này đôi lúc được gọi là LWP (lightweight process).



CHƯƠNG 3. LẬP LỊCH TIẾN TRÌNH

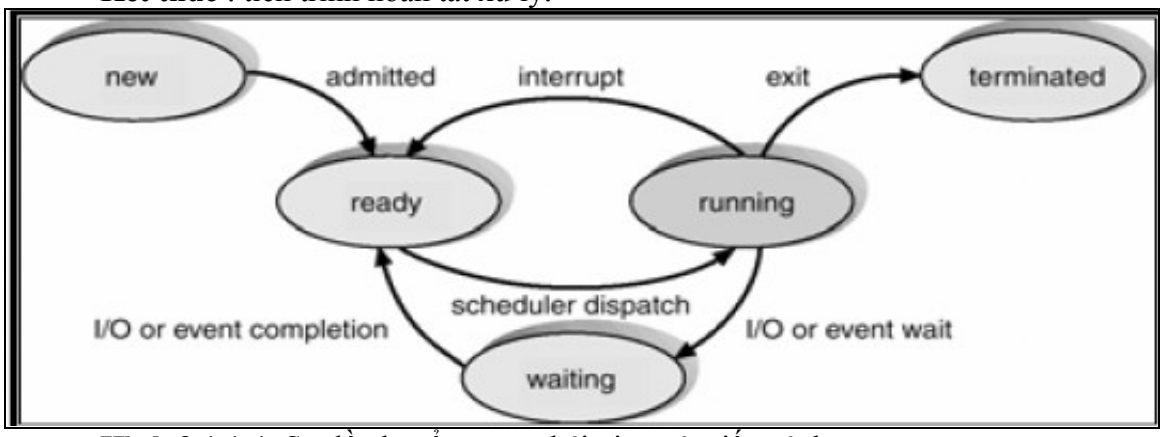
3.1. Tổ chức quản lý tiến trình

3.1.1. Các trạng thái của tiến trình

Trạng thái của tiến trình tại một thời điểm được xác định bởi hoạt động hiện thời của tiến trình tại thời điểm đó. Trong **quá trình sống**, một tiến trình thay đổi trạng thái do nhiều nguyên nhân như : phải chờ một sự kiện nào đó xảy ra, hay đợi một thao tác nhập/xuất hoàn tất, buộc phải dừng hoạt động do đã hết thời gian xử lý …

Tại một thời điểm, một tiến trình có thể nhận trong một các trạng thái sau đây :

- **Mới tạo** : tiến trình đang được tạo lập.
- **Running** : các chỉ thị của tiến trình đang được xử lý.
- **Waiting** : tiến trình chờ được cấp phát một tài nguyên, hay chờ một sự kiện xảy ra .
- **Ready** : tiến trình chờ được cấp phát CPU để xử lý.
- **Kết thúc** : tiến trình hoàn tất xử lý.



Hình 3.1.1-1. Sơ đồ chuyển trạng thái giữa các tiến trình

Tại một thời điểm, chỉ có một tiến trình có thể nhận trạng thái *running* trên một bộ xử lý bất kỳ. Trong khi đó, **nhiều tiến trình có thể ở trạng thái *blocked* hay *ready*.**

Các cung chuyển tiếp trong sơ đồ trạng thái biểu diễn sáu sự chuyển trạng thái có thể xảy ra trong các điều kiện sau :

- *Tiến trình mới tạo được đưa vào hệ thống(bộ nhớ trong)*
- *Bộ điều phối cấp phát cho tiến trình một khoảng thời gian sử dụng CPU*
- *Tiến trình kết thúc*
- *Tiến trình yêu cầu một tài nguyên nhưng chưa được đáp ứng vì tài nguyên chưa sẵn sàng để cấp phát tại thời điểm đó ; hoặc tiến trình phải chờ một sự kiện hay thao tác nhập/xuất.*
- *Bộ điều phối chọn một tiến trình khác để cho xử lý .*

- *Tài nguyên mà tiến trình yêu cầu trở nên sẵn sàng để cấp phát ; hay sự kiện hoặc thao tác nhập/xuất tiến trình đang đợi hoàn tất.*

3.1.2. Chế độ xử lý của tiến trình

Để đảm bảo hệ thống hoạt động đúng đắn, **hệ điều hành cần phải được bảo vệ khỏi sự xâm phạm của các tiến trình. Bản thân các tiến trình và dữ liệu cũng cần được bảo vệ để tránh các ảnh hưởng sai lạc lẫn nhau**. Một cách tiếp cận để giải quyết vấn đề là phân biệt hai chế độ xử lý cho các tiến trình : ***chế độ không đặc quyền*** **và** ***chế độ đặc quyền*** nhờ vào sự trợ giúp của cơ chế phần cứng. ***Tập lệnh của CPU được phân chia thành các lệnh đặc quyền và lệnh không đặc quyền. Cơ chế phần cứng chỉ cho phép các lệnh đặc quyền được thực hiện trong chế độ đặc quyền***. Thông thường chỉ có hệ điều hành hoạt động trong chế độ đặc quyền, các tiến trình của người dùng hoạt động trong chế độ không đặc quyền, không thực hiện được các lệnh đặc quyền có nguy cơ ảnh hưởng đến hệ thống. Như vậy hệ điều hành được bảo vệ. **Khi một tiến trình người dùng gọi đến một lời gọi hệ thống, tiến trình của hệ điều hành xử lý lời gọi này sẽ hoạt động trong chế độ đặc quyền, sau khi hoàn tất thì trả quyền điều khiển về cho tiến trình người dùng trong chế độ không đặc quyền.**

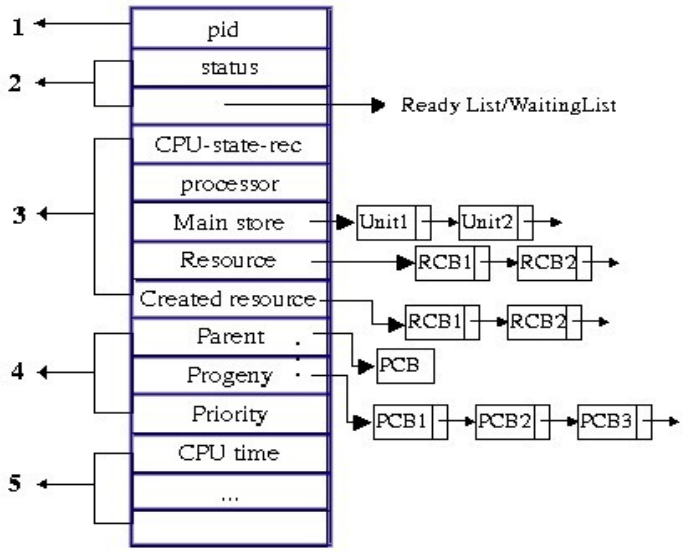
Hình 3.1.2-1. Hai chế độ xử lý

3.1.3. Cấu trúc dữ liệu khối quản lý tiến trình

Hệ điều hành quản lý các tiến trình trong hệ thống thông qua khối quản lý tiến trình (process control block -PCB). ***PCB là một vùng nhớ lưu trữ các thông tin mô tả cho tiến trình, với các thành phần chủ yếu bao gồm*** :

- **Định danh của tiến trình (1)** : giúp phân biệt các tiến trình
- **Trạng thái tiến trình (2)**: xác định hoạt động hiện hành của tiến trình.
- **Ngữ cảnh của tiến trình (3)**: *mô tả các tài nguyên tiến trình* đang trong quá trình, hoặc để phục vụ cho hoạt động hiện tại, hoặc để làm cơ sở phục hồi hoạt động cho tiến trình, bao gồm các thông tin về:
    - *Trạng thái CPU*: bao gồm nội dung các thanh ghi, quan trọng nhất là con trỏ lệnh IP lưu trữ địa chỉ câu lệnh kế tiếp tiến trình sẽ xử lý. Các thông tin này cần được lưu trữ khi xảy ra một ngắt, nhằm có thể cho phép phục hồi hoạt động của tiến trình đúng như trước khi bị ngắt.
    - *Bộ xử lý*: dùng cho máy có cấu hình nhiều CPU, xác định số hiệu CPU mà tiến trình đang sử dụng.
    - *Bộ nhớ chính*: danh sách các khối nhớ được cấp cho tiến trình.
    - *Tài nguyên sử dụng*: danh sách các tài mguyên hệ thống mà tiến trình đang sử dụng.
    - *Tài nguyên tạo lập*: danh sách các tài nguyên được tiến trình tạo lập.

- **Thông tin giao tiếp (4)**: phản ánh các thông tin về quan hệ của tiến trình với các tiến trình khác trong hệ thống :
  - *Tiến trình cha*: của một tiến trình là tiến trình tạo lập ra tiến trình này .
  - *Tiến trình con*: của một tiến trình là các tiến trình do tiến trình này tạo lập .
  - *Độ ưu tiên* : giúp bộ điều phối có thông tin để lựa chọn tiến trình được cấp CPU.
- **Thông tin thống kê (5)**: đây là những thông tin thống kê về hoạt động của tiến trình, như thời gian đã sử dụng CPU,thời gian chờ. Các thông tin này có thể có ích cho công việc đánh giá tình hình hệ thống và dự đoán các tình huống tương lai.



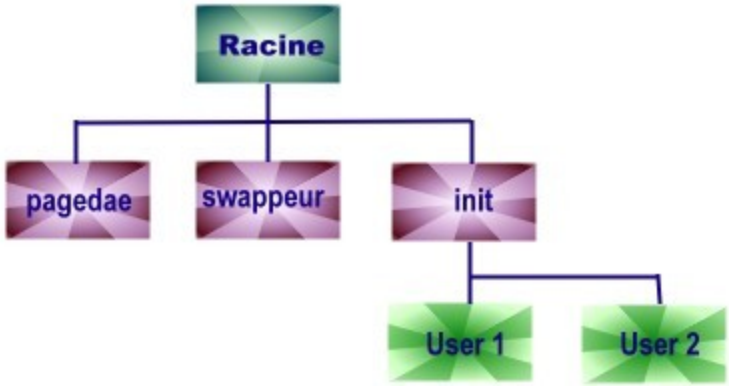
Hình 3.1.3-1. Khối điều khiển tiến trình

3.1.4. Thao tác trên tiến trình

Hệ điều hành cung cấp các thao tác chủ yếu sau đây trên một tiến trình :
- Tạo lập tiến trình (create)
- Kết thúc tiến trình (destroy)
- Tạm dừng tiến trình (suspend)
- Tái kích hoạt tiến trình (resume)
- Thay đổi độ ưu tiên tiến trình

3.1.4.1. Tạo lập tiến trình

Trong quá trình xử lý, một tiến trình có thể tạo lập nhiều tiến trình mới bằng cách sử dụng một lời gọi hệ thống tương ứng. Tiến trình gọi lời gọi hệ thống để tạo tiến trình mới sẽ được gọi là tiến trình *cha*, tiến trình được tạo gọi là tiến trình *con*. Mỗi tiến trình con đến lượt nó lại có thể tạo các tiến trình mới…quá trình này tiếp tục sẽ tạo ra một *cây tiến trình*.



Hình vẽ2.5 Một cây tiến trình trong hệ thống UNIX

Các **công việc hệ điều hành cần thực hiện khi tạo lập tiến trình** bao gồm :

- *Định danh cho tiến trình mới phát sinh*
- *Đưa tiến trình vào danh sách quản lý của hệ thống*
- *Xác định độ ưu tiên cho tiến trình*
- *Tạo PCB cho tiến trình*
- *Cấp phát các tài nguyên ban đầu cho tiến trình*

Khi một tiến trình tạo lập một tiến trình con, tiến trình con có thể sẽ được hệ điều hành trực tiếp cấp phát tài nguyên hoặc được tiến trình cha cho thừa hưởng một số tài nguyên ban đầu.

Khi một tiến trình tạo tiến trình mới, tiến trình ban đầu có thể xử lý theo một trong hai khả năng sau :

- Tiến trình cha tiếp tục xử lý đồng hành với tiến trình con.
- Tiến trình cha chờ đến khi một tiến trình con nào đó, hoặc tất cả các tiến trình con kết thúc xử lý.

Các hệ điều hành khác nhau có thể chọn lựa các cài đặt khác nhau để thực hiện thao tác tạo lập một tiến trình.

3.1.4.2. Kết thúc tiến trình

Một **tiến trình kết thúc xử lý khi nó hoàn tất chỉ thị cuối cùng và sử dụng một lời gọi hệ thống để yêu cầu hệ điều hành hủy bỏ nó(giải phóng CPU)**. Đôi khi một tiến trình có thể yêu cầu hệ điều hành kết thúc xử lý của một tiến trình khác. ***Khi một tiến trình kết thúc, hệ điều hành thực hiện các công việc*** :

- *Thu hồi các tài nguyên hệ thống đã cấp phát cho tiến trình*
- *Hủy tiến trình khỏi tất cả các danh sách quản lý của hệ thống*
- *Hủy bỏ PCB của tiến trình*

Hầu hết các hệ điều hành không cho phép các tiến trình con tiếp tục tồn tại nếu tiến trình cha đã kết thúc. Trong những hệ thống như thế, hệ điều hành sẽ tự động phát sinh một loạt các thao tác kết thúc tiến trình con.

3.1.5. Cấp phát tài nguyên cho tiến trình

Khi có nhiều người sử dụng đồng thời làm việc trong hệ thống, hệ điều hành cần phải cấp phát các tài nguyên theo yêu cầu cho mỗi người sử dụng. Do tài nguyên hệ thống thường rất giới hạn và có khi không thể chia sẻ, nên hiếm khi tất cả các yêu cầu tài

nguyên đồng thời đều được thỏa mãn. Vì thế cần phải nghiên cứu một phương pháp để chia sẻ một số tài nguyên hữu hạn giữa nhiều tiến trình người dùng đồng thời. Hệ điều hành quản lý nhiều loại tài nguyên khác nhau (CPU, bộ nhớ chính, các thiết bị ngoại vi …), với mỗi loại cần có một cơ chế cấp phát và các chiến lược cấp phát hiệu qủa. ***Mỗi tài nguyên được biểu diễn thông qua một cấu trúc dữ liệu, khác nhau về chi tiết cho từng loại tài nguyên, nhưng cơ bản chứa đựng các thông tin sau*** :

- **Định danh tài nguyên**
- **Trạng thái tài nguyên** : đây là các thông tin mô tả chi tiết trạng thái tài nguyên : phần nào của tài nguyên đã cấp phát cho tiến trình, phần nào còn có thể sử dụng ?
- **Hàng đợi trên một tài nguyên** : danh sách các tiến trình đang chờ được cấp phát tài nguyên tương ứng.
- **Bộ cấp phát** : là **đoạn code đảm nhiệm việc cấp phát một tài nguyên** đặc thù. Một số tài nguyên đòi hỏi các giải thuật đặc biệt (như CPU, bộ nhớ chính, hệ thống tập tin), trong khi những tài nguyên khác (như các thiết bị nhập/xuất) có thể cần các giải thuật cấp phát và giải phóng tổng quát hơn.

Hình 3.1.5-1. Khối quản lý tài nguyên

Các **mục tiêu của kỹ thuật cấp phát** :

- *Bảo đảm một số lượng hợp lệ các tiến trình truy xuất đồng thời đến các tài nguyên không chia sẻ được.*
- *Cấp phát tài nguyên cho tiến trình có yêu cầu trong một khoảng thời gian trì hoãn có thể chấp nhận được.*
- *Tối ưu hóa sự sử dụng tài nguyên.*

Để có thể thõa mãn các mục tiêu kể trên, cần phải giải quyết các vấn đề nảy sinh khi có nhiều tiến trình đồng thời yêu cầu một tài nguyên không thể chia sẻ.

3.2. Lập lịch tiến trình

Trong môi trường đa chương, có thể xảy ra tình huống nhiều tiến trình đồng thời sẵn sàng để xử lý. Mục tiêu của các hệ phân chia thời gian (time-sharing) là chuyển đổi CPU qua lại giữa các tiến trình một cách thường xuyên để nhiều người sử dụng có thể tương tác cùng lúc với từng chương trình trong quá trình xử lý.

Để thực hiện được mục tiêu này, **hệ điều hành phải lựa chọn tiến trình được xử lý tiếp theo**. Bộ điều phối sẽ sử dụng một giải thuật điều phối thích hợp để thực hiện nhiệm vụ này. Một thành phần khác của hệ điều hành cũng tiềm ẩn trong công tác điều

phối là *bộ phân phối* (dispatcher). **Bộ phân phối *sẽ chịu trách nhiệm chuyển đổi ngữ cảnh và trao CPU cho tiến trình được chọn bởi bộ điều phối để xử lý*.**

3.2.1. Giới thiệu

3.2.1.1. Mục tiêu lập lịch

Bộ điều phối không cung cấp cơ chế, mà đưa ra các quyết định. Các hệ điều hành xây dựng nhiều chiến lược khác nhau để thực hiện việc điều phối, nhưng tựu chung cần đạt được các mục tiêu sau :

- **Sự công bằng (Fairness):** Các tiến trình chia sẻ CPU một cách công bằng, không có tiến trình nào phải chờ đợi vô hạn để được cấp phát CPU
- **Tính hiệu qủa (Efficiency):** Hệ thống phải tận dụng được CPU 100% thời gian.
- **Thời gian đáp ứng hợp lý (Response time):** Cực tiểu hoá thời gian hồi đáp cho các tương tác của người sử dụng
- **Thời gian lưu lại trong hệ thống (Turnaround Time):** Cực tiểu hóa thời gian hoàn tất các tác vụ xử lý theo lô.
- **Thông lượng tối đa (Throughput):** Cực đại hóa số công việc được xử lý trong một đơn vị thời gian.

Tuy nhiên thường không thể thỏa mãn tất cả các mục tiêu kể trên vì bản thân chúng có sự mâu thuẫn với nhau mà chỉ có thể dung hòa chúng ở mức độ nào đó.

3.2.1.2. Các đặc điểm của tiến trình

Điều phối hoạt động của các tiến trình là một vấn đề rất phức tạp, đòi hỏi hệ điều hành khi giải quyết phải xem xét nhiều yếu tố khác nhau để có thể đạt được những mục tiêu đề ra. Một số đặc tính của tiến trình cần được quan tâm như tiêu chuẩn điều phối :

- **Tính hướng xuất / nhập của tiến trình (I/O-boundedness):**
  Khi một tiến trình nhận được CPU, chủ yếu nó chỉ sử dụng CPU đến khi phát sinh một yêu cầu nhập xuất ? Hoạt động của các tiến trình như thế thường bao gồm nhiều lượt sử dụng CPU , mỗi lượt trong một thời gian khá ngắn.
- **Tính hướng xử lý của tiến trình (CPU-boundedness):**
  Khi một tiến trình nhận được CPU, nó có khuynh hướng sử dụng CPU đến khi hết thời gian dành cho nó ? Hoạt động của các tiến trình như thế thường bao gồm một số ít lượt sử dụng CPU , nhưng mỗi lượt trong một thời gian đủ dài.
- **Tiến trình tương tác hay xử lý theo lô :**
  Người sử dụng theo kiểu tương tác thường yêu cầu được hồi đáp tức thời đối với các yêu cầu của họ, trong khi các tiến trình của tác vụ được xử lý theo lô nói chung có thể trì hoãn trong một thời gian chấp nhận được.
- **Độ ưu tiên của tiến trình :**
  Các tiến trình có thể được phân cấp theo một số tiêu chuẩn đánh giá nào đó, một cách hợp lý, các tiến trình quan trọng hơn (có độ ưu tiên cao hơn) cần được ưu tiên hơn.
- **Thời gian đã sử dụng CPU của tiến trình :**
  Một số quan điểm ưu tiên chọn những tiến trình đã sử dụng CPU nhiều thời gian nhất vì hy vọng chúng sẽ cần ít thời gian nhất để hoàn tất và rời khỏi hệ thống .

Tuy nhiên cũng có quan điểm cho rằng các tiến trình nhận được CPU trong ít thời gian là những tiến trình đã phải chờ lâu nhất, do vậy ưu tiên chọn chúng.

- **Thời gian còn lại tiến trình cần để hoàn tất :**
- Có thể giảm thiểu thời gian chờ đợi trung bình của các tiến trình bằng cách cho các tiến trình cần ít thời gian nhất để hoàn tất được thực hiện trước. Tuy nhiên đáng tiếc là rất hiếm khi biết được tiến trình cần bao nhiêu thời gian nữa để kết thúc xử lý.

3.2.1.3. Điều phối không độc quyền và điều phối độc quyền (preemptive/nopreemptive)

Thuật toán điều phối cần xem xét và quyết định thời điểm chuyển đổi CPU giữa các tiến trình. Hệ điều hành có thể thực hiện cơ chế điều phối theo nguyên lý *độc quyền* hoặc *không độc quyền*.

- **Điều phối độc quyền** : Nguyên lý điều phối *độc quyền* **cho phép một tiến trình khi nhận được CPU sẽ có quyền độc chiếm CPU đến khi hoàn tất xử lý hoặc tự nguyện giải phóng CPU**. Khi đó **quyết định điều phối CPU sẽ xảy ra trong các tình huống** sau:
    - *Khi tiến trình chuyển từ trạng thái đang xử lý(running) sang trạng thái bị khóa blocked (ví dụ chờ một thao tác nhập xuất hay chờ một tiến trình con kết thúc…).*
    - *Khi tiến trình kết thúc.*

  Các giải thuật độc quyền thường đơn giản và dễ cài đặt. Tuy nhiên chúng thường không thích hợp với các hệ thống tổng quát nhiều người dùng, vì nếu cho phép một tiến trình có quyền xử lý bao lâu tùy ý, có nghĩa là tiến trình này có thể giữ CPU một thời gian không xác định, có thể ngăn cản những tiến trình còn lại trong hệ thống có một cơ hội để xử lý.
- **Điều phối không độc quyền** : Ngược với nguyên lý độc quyền, điều phối theo nguyên lý *không độc quyền* cho phép tạm dừng hoạt động của một tiến trình đang sẵn sàng xử lý. Khi một tiến trình nhận được CPU, nó **vẫn được sử dụng CPU đến khi hoàn tất hoặc tự nguyện giải phóng CPU**, nhưng **khi có một tiến trình khác có độ ưu tiên có thể dành quyền sử dụng CPU của tiến trình ban đầu**. Như vậy là tiến trình có thể bị tạm dừng hoạt động bất cứ lúc nào mà không được báo trước, để tiến trình khác xử lý. Các **quyết định điều phối xảy ra khi** :
    - *Khi tiến trình chuyển từ trạng thái đang xử lý (running) sang trạng thái bị khóa blocked (ví dụ chờ một thao tác nhập xuất hay chờ một tiến trình con kết thúc…).*
    - *Khi tiến trình chuyển từ trạng thái đang xử lý (running) sang trạng thái ready (ví dụ xảy ra một ngắt).*
    - *Khi tiến trình chuyển từ trạng thái chờ (blocked) sang trạng thái ready (ví dụ một thao tác nhập/xuất hoàn tất).*
    - *Khi tiến trình kết thúc.*

  Các thuật toán điều phối theo nguyên tắc không độc quyền ngăn cản được tình trạng một tiến trình độc chiếm CPU, nhưng việc tạm dừng một tiến trình có thể dẫn đến các mâu thuẫn trong truy xuất, đòi hỏi phải sử dụng một phương pháp đồng bộ hóa thích hợp để giải quyết.

Trong các hệ thống sử dụng nguyên lý điều phối độc quyền có thể xảy ra tình trạng các tác vụ cần thời gian xử lý ngắn phải chờ tác vụ xử lý với thời gian rất dài hoàn tất! Nguyên lý điều phối độc quyền thường chỉ thích hợp với các hệ xử lý theo lô.

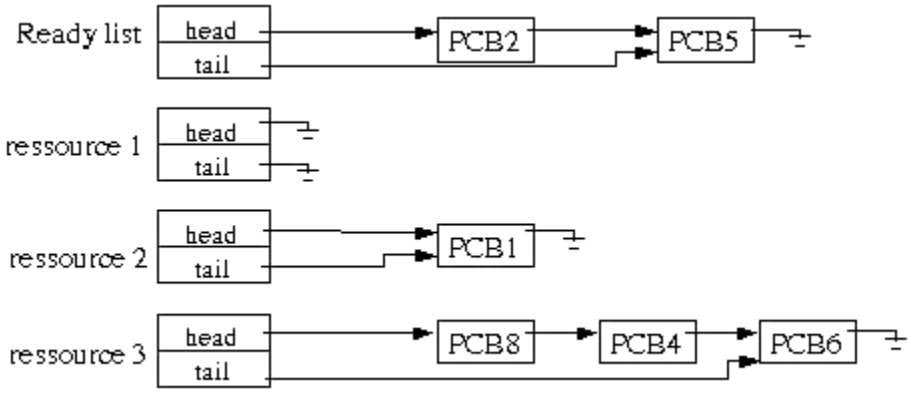
Đối với các hệ thống tương tác(time sharing), các hệ thời gian thực (real time),cần phải sử dụng nguyên lý điều phối không độc quyền để các tiến trình quan trọng có cơ hội hồi đáp kịp thời. Tuy nhiên thực hiện điều phối theo nguyên lý không độc quyền đòi hỏi những cơ chế phức tạp trong việc phân định độ ưu tiên, và phát sinh thêm chi phí khi chuyển đổi CPU qua lại giữa các tiến trình.

3.2.2. Tổ chức lập lịch

3.2.2.1. Các danh sách sử dụng trong quá trình lập lịch

Hệ điều hành sử dụng **hai loại danh sách** để thực hiện điều phối các tiến trình là ***danh sách sẵn sàng (ready list)*** **và** ***danh sách chờ đợi(waiting list)***.
Khi một tiến trình bắt đầu đi vào hệ thống, nó được chèn vào danh sách các tác vụ (job list). Danh sách này *bao gồm tất cả các tiến trình của hệ thống*. Nhưng **chỉ các tiến trình đang thường trú trong bộ nhớ chính và ở trạng thái sẵn sàng tiếp nhận CPU để hoạt động mới được đưa vào *danh sách sẵn sàng***.
Bộ điều phối sẽ chọn một tiến trình trong danh sách sẵn sàng và cấp CPU cho tiến trình đó. **Tiến trình được cấp CPU sẽ thực hiện xử lý, và có thể chuyển sang trạng thái chờ khi xảy ra các sự kiện như đợi một thao tác nhập/xuất hoàn tất, yêu cầu tài nguyên chưa được thỏa mãn, được yêu cầu tạm dừng ...Khi đó tiến trình sẽ được chuyển sang một *danh sách chờ đợi***.

Hệ điều hành chỉ sử dụng một danh sách sẵn sàng cho toàn hệ thống, nhưng **mỗi một tài nguyên (thiết bị ngoại vi) có một danh sách chờ đợi riêng bao gồm các tiến trình đang chờ được cấp phát tài nguyên đó**.

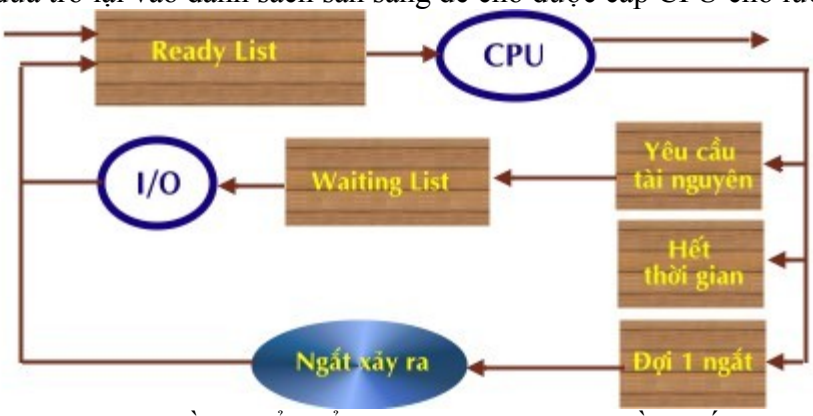


Hình 3.2.2.1-1. Các danh sách điều phối

Quá trình xử lý của một tiến trình trải qua những chu kỳ chuyển đổi qua lại giữa danh sách sẵn sàng và danh sách chờ đợi. Sơ đồ dưới đây mô tả sự điều phối các tiến trình dựa trên các danh sách của hệ thống.

Thoạt đầu tiến trình mới được đặt trong danh sách các tiến trình sẵn sàng (ready list), nó sẽ đợi trong danh sách này cho đến khi được chọn để cấp phát CPU và bắt đầu xử lý. Sau đó có thể xảy ra một trong các tình huống sau :

- Tiến trình phát sinh một yêu cầu một tài nguyên mà hệ thống chưa thể đáp ứng, khi đó tiến trình sẽ được chuyển sang danh sách các tiến trình đang chờ tài nguyên tương ứng.
- Tiến trình có thể bị bắt buộc tạm dừng xử lý do một ngắt xảy ra, khi đó tiến trình được đưa trở lại vào danh sách sẵn sàng để chờ được cấp CPU cho lượt tiếp theo.



Hình 3.2.2.1-2. Sơ đồ chuyển đổi giữa các danh sách điều phối

Trong trường hợp đầu tiên, tiến trình cuối cùng sẽ chuyển từ trạng thái blocked sang trạng thái ready và lại được đưa trở vào danh sách sẵn sàng. Tiến trình lặp lại chu kỳ này cho đến khi hoàn tất tác vụ thì được hệ thống hủy bỏ khỏi mọi danh sách điều phối.

3.2.2.2. Các cấp độ lập lịch

Thực ra công việc điều phối được hệ điều hành thực hiện ở hai mức độ : *điều phối tác vụ (job scheduling)* và *điều phối tiến trình (process scheduling)*.

a) Lập lịch tác vụ

Quyết định lựa chọn tác vụ nào được đưa vào hệ thống, và nạp những tiến trình của tác vụ đó vào bộ nhớ chính để thực hiện. Chức năng điều phối tác vụ ***quyết định mức độ đa chương của hệ thống (số lượng tiến trình trong bộ nhớ chính)***. Khi hệ thống tạo lập một tiến trình, hay có một tiến trình kết thúc xử lý thì chức năng điều phối tác vụ mới được kích hoạt. Vì mức độ đa chương tương đối ổn định nên chức năng điều phối tác vụ có tần suất hoạt động thấp .

Để hệ thống hoạt động tốt, bộ điều phối tác vụ cần biệt tính chất của tiến trình là *hướng nhập xuất (I/O bounded)* hay *hướng xử lý (CPU bounded)*. Một tiến trình được gọi là *hướng nhập xuất* nếu nó chủ yếu nó chỉ sử dụng CPU để thực hiện các thao tác nhập xuất. Ngược lại một tiến trình được gọi là *hướng xử lý* nếu nó chủ yếu nó chỉ sử dụng CPU để thực hiện các thao tác tính toán. Để cân bằng hoạt động của CPU và các thiết bị ngoại vi, bộ điều phối tác vụ nên lựa chọn các tiến trình để nạp vào bộ nhớ sao cho hệ thống là sự pha trộn hợp lý giữa các tiến trình *hướng nhập xuất* và các tiến trình *hướng xử lý*

b) Lập lịch tiến trình

Chọn một tiến trình ở trạng thái sẵn sàng (đã được nạp vào bộ nhớ chính, và có đủ tài nguyên để hoạt động) và cấp phát CPU cho tiến trình đó thực hiện. Bộ điều phối tiến trình có tần suất hoạt động cao, sau mỗi lần xảy ra ngắt (do đồng hồ báo giờ, do các thiết bị ngoại vi...), thường là 1 lần trong khoảng 100ms. Do vậy để nâng cao hiệu suất của hệ thống, cần phải tăng tốc độ xử lý của bộ điều phối tiến trình. **Chức năng**

điều phối tiến trình là một trong chức năng cơ bản, quan trọng nhất của hệ điều hành.

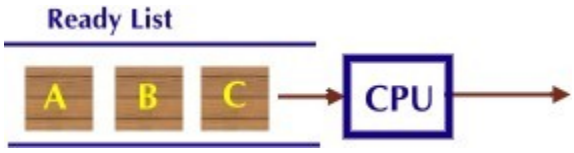
Trong nhiều hệ điều hành, có thể không có bộ điều phối tác vụ hoặc tách biệt rất ít đối với bộ điều phối tiến trình. Một vài hệ điều hành lại đưa ra một cấp độ điều phối trung gian kết hợp cả hai cấp độ điều phối tác vụ và tiến trình

Hình 3.2.2.2-1. Cấp độ điều phối trung gian

3.2.3. Các thuật toán lập lịch

3.2.3.1. Chiến lược FIFO

- **Nguyên tắc** : **CPU được cấp phát cho tiến trình đầu tiên trong danh sách sẵn sàng có yêu cầu, là tiến trình được đưa vào hệ thống sớm nhất**. Đây là thuật toán điều phối **theo nguyên tắc độc quyền**. Một khi CPU được cấp phát cho tiến trình, CPU chỉ được tiến trình tự nguyện giải phóng khi kết thúc xử lý hay khi có một yêu cầu nhập/xuất.



Hình 3.2.3.1-1. Điều phối FIFO

- **Ví dụ :**

Tiến trình	Thời điểm vào RL	Thời gian xử lý
P1	0	24
P2	1	3
P3	2	3

Thứ tự cấp phát CPU cho các tiến trình là :

P1	P2	P3

0	‘24	27 30

thời gian chờ đợi được xử lý là 0 đối với P1, (24 -1) với P2 và (24+3-2) với P3. Thời gian chờ trung bình là (0+23+25)/3 = 16 milisecondes.

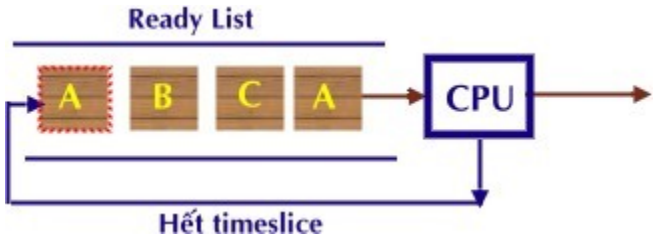
- **Thảo luận** : *Thời gian chờ trung bình không đạt cực tiểu, và biến đổi đáng kể đối với các giá trị về thời gian yêu cầu xử lý và thứ tự khác nhau của các tiến trình trong danh sách sẵn sàng. Có thể xảy ra hiện tượng tích lũy thời gian chờ, khi các tất cả các tiến trình (có thể có yêu cầu thời gian ngắn) phải chờ đợi một tiến trình có yêu cầu thời gian dài kết thúc xử lý.*

  Giải thuật này đặc biệt không phù hợp với các hệ phân chia thời gian, trong các hệ này, cần cho phép mỗi tiến trình được cấp phát CPU đều đặn trong từng khoảng thời gian.

3.2.3.2. Lập lịch xoay vòng (Round Robin)

- **Nguyên tắc** : **Danh sách sẵn sàng được xử lý như một danh sách vòng**, bộ điều phối **lần lượt cấp phát cho từng tiến trình trong danh sách một khoảng thời gian sử dụng CPU gọi là *quantum*(lượng tử thời gian)**. Đây **là một giải thuật điều phối không độc quyền** : khi một ***tiến trình sử dụng CPU đến hết thời gian quantum dành cho nó, hệ điều hành thu hồi CPU và cấp cho tiến trình kế tiếp*** trong danh sách. Nếu ***tiến trình bị khóa hay kết thúc trước khi sử dụng hết thời gian quantum, hệ điều hành cũng lập tức cấp phát CPU cho tiến trình khác. Khi tiến trình tiêu thụ hết thời gian CPU dành cho nó mà chưa hoàn tất, tiến trình được đưa trở lại vào cuối danh sách sẵn sàng*** để đợi được cấp CPU trong lượt kế tiếp.

- **Ví dụ**:



Hình 3.2.3.2-1. Lập lịch Round Robin

Tiến trình	Thời điểm vào RL	Thời gian xử lý
P1	0	24
P2	1	3
P3	2	3

Nếu sử dụng quantum là 4 milisecondes, thứ tự cấp phát CPU sẽ là :

P1	P2	P3	P1	P1	P1	P1	P1
0	‘4	7	10	14	18	22	26 30

Thời gian chờ đợi trung bình sẽ là (0+6+3+5)/3 = 4.66 milisecondes.
Nếu có *n* tiến trìh trong danh sách sẵn sàng và sử dụng quantum *q*, thì mỗi tiến trình sẽ được cấp phát CPU *1/n* trong từng khoảng thời gian *q*. Mỗi tiến trình sẽ không phải đợi quá *(n-1)q* đơn vị thời gian trước khi nhận được CPU cho lượt kế tiếp.

- **Thảo luận** : *Vấn đề đáng quan tâm đối với giải thuật RR là* ***độ dài của quantum****. Nếu thời lượng quantum quá bé sẽ phát sinh quá nhiều sự chuyển đổi giữa các tiến trình và khiến cho việc sử dụng CPU kém hiệu qủa. Nhưng nếu sử dụng quantum quá lớn sẽ làm tăng thời gian hồi đáp và giảm khả năng tương tác của hệ thống.*

3.2.3.3. Lập lịch với độ ưu tiên

- **Nguyên tắc** : Mỗi **tiến trình được gán cho một độ ưu tiên tương ứng, tiến trình có độ ưu tiên cao nhất sẽ được chọn** để cấp phát CPU đầu tiên. Độ ưu tiên có thể được định nghĩa nội tại hay nhờ vào các yếu tố bên ngoài. Độ ưu tiên nội tại sử dụng các đại lượng có thể đo lường để tính toán độ ưu tiên của tiến trình, ví dụ các giới hạn thời gian, nhu cầu bộ nhớ…Độ ưu tiên cũng có thể được gán từ bên ngoài dựa vào các tiêu chuẩn do hệ điều hành như tầm quan trọng của tiến trình, loại người sử dụng sỡ hữu tiến trình…

Giải thuật điều phối với độ ưu tiên có thể theo nguyên tắc độc quyền hay không độc quyền. Khi một tiến trình được đưa vào danh sách các tiến trình sẵn sàng, độ ưu tiên của nó được so sánh với độ ưu tiên của tiến trình hiện hành đang xử lý. Giải thuật điều phối với độ ưu tiên và không độc quyền sẽ thu hồi CPU từ tiến trình hiện hành để cấp phát cho tiến trình mới nếu độ ưu tiên của tiến trình này cao hơn tiến trình hiện hành. Một giải thuật độc quyền sẽ chỉ đơn giản chèn tiến trình mới vào danh sách sẵn sàng, và tiến trình hiện hành vẫn tiếp tục xử lý hết thời gian dành cho nó.

- **Ví dụ:** (độ ưu tiên 1 > độ ưu tiên 2> độ ưu tiên 3)

Tiến trình	Thời điểm vào RL	Độ ưu tiên	Thời gian xử lý
P1	0	3	24
P2	1	1	3
P3	2	2	3

Sử dụng thuật giải độc quyền, thứ tự cấp phát CPU như sau :

P1	P2	P3
0	‘24	27 30

Sử dụng thuật giải không độc quyền, thứ tự cấp phát CPU như sau :

P1	P2	P3	P1
0	‘1	4	7 30

- **Thảo luận** : *Tình trạng 'đói CPU' (starvation) là một vấn đề chính yếu của các giải thuật sử dụng độ ưu tiên. Các giải thuật này có thể để các tiến trình có độ ưu tiên thấp chờ đợi CPU vô hạn ! Để ngăn cản các tiến trình có độ ưu tiên cao chiếm dụng CPU vô thời hạn, bộ điều phối sẽ giảm dần độ ưu tiên của các tiến trình này sau mỗi ngắt đồng hồ. Nếu độ ưu tiên của tiến trình này giảm xuống thấp hơn tiến trình có độ ưu tiên cao thứ nhì, sẽ xảy ra sự chuyển đổi quyền sử dụng CPU.Quá trình này gọi là sự 'lão hóa' (aging) tiến trình.*

3.2.3.4. Chiến lược công việc ngắn nhất (Shortest-job-first SJF)

- **Nguyên tắc** : Đây là một **trường hợp đặc biệt của giải thuật điều phối với độ ưu tiên**. Trong giải thuật này, **độ ưu tiên *p* được gán cho mỗi tiến trình là nghịch đảo của thời gian xử lý *t* mà tiến trình yêu cầu : *p = 1/t***. Khi CPU được tự do, nó sẽ được cấp phát cho tiến trình yêu cầu ít thời gian nhất để kết thúc- tiến trình ngắn nhất. Giải thuật này cũng có thể độc quyền hay không độc quyền. Sự chọn lựa xảy ra khi có một tiến trình mới được đưa vào danh sách sẵn sàng trong khi một tiến trình khác đang xử lý. Tiến trình mới có thể sỡ hữu một yêu cầu thời gian sử dụng CPU cho lần tiếp theo (CPU-burst) ngắn hơn thời gian còn lại mà tiến trình hiện hành cần xử lý. Giải thuật SJF không độc quyền sẽ dừng hoạt động của tiến trình hiện hành, trong khi giải thuật độc quyền sẽ cho phép tiến trình hiện hành tiếp tục xử lý.

- **Ví dụ:**

Tiến trình	Thời điểm vào RL	Thời gian xử lý
P1	0	6
P2	1	8
P3	2	4
P4	3	2

Sử dụng thuật giải SJF độc quyền, thứ tự cấp phát CPU như sau:

P1	P4	P3	P2
0	6	8	12 20

Sử dụng thuật giải SJF không độc quyền, thứ tự cấp phát CPU như sau:

P1	P4	P1	P3	P2
0	3	5	8	12 20

- **Thảo luận** : *Giải thuật này cho phép đạt được thời gian chờ trung bình cực tiểu. Khó khăn thực sự của giải thuật SJF là không thể biết được thời gian yêu cầu xử lý còn lại của tiến trình ? Chỉ có thể dự đoán giá trị này theo cách tiếp cận sau :*

gọi tn là độ dài của thời gian xử lý lần thứ n, □ $_{n+1}$ là giá trị dự đoán cho lần xử lý tiếp theo. Với hy vọng giá trị dự đoán sẽ gần giống với các giá trị trước đó, có thể sử dụng công thức:

□ $_{n+1}$ = □ *tn* + *(1-*□ *)*□ $_{n}$

Trong công thức này,tn chứa đựng thông tin gần nhất ; □ $_{n}$ *chứa đựng các thông tin quá khứ được tích lũy. Tham số* □ *(0* □ □ □ *1) kiểm soát trọng số của hiện tại gần hay quá khứ ảnh hưởng đến công thức dự đón.*

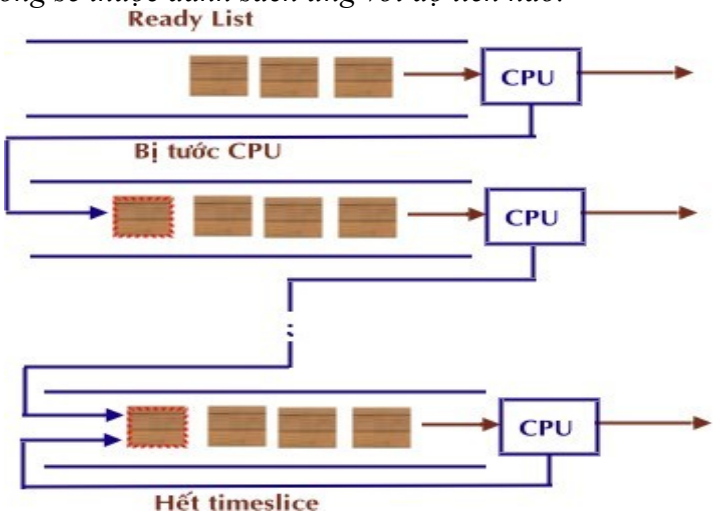
3.2.3.5. Chiến lược điều phối với nhiều mức độ ưu tiên

- **Nguyên tắc** : Ý tưởng chính của giải thuật là **phân lớp các tiến trình tùy theo độ ưu tiên của chúng để có cách thức điều phối thích hợp cho từng nhóm**. **Danh sách sẵn sàng được phân tách thành các danh sách riêng biệt theo cấp độ ưu tiên**, ***mỗi danh sách bao gồm các tiến trình có cùng độ ưu tiên và được áp dụng một giải thuật điều phối thích hợp để điều phối***. Ngoài ra, còn có một giải thuật điều phối giữa các nhóm, thường giải thuật này là giải thuật không độc quyền và sử dụng độ ưu tiên cố định.Một tiến trình thuộc về danh sách ở cấp ưu tiên *i* sẽ chỉ được cấp phát CPU khi các danh sách ở cấp ưu tiên lớn hơn *i* đã trống.

Hình 3.2.3.5-1. Điều phối nhiều cấp ưu tiên

- **Thảo luận** : *Thông thường, một tiến trình sẽ được gán vĩnh viễn với một danh sách ở cấp ưu tiên i khi nó được đưa vào hệ thống. Các tiến trình không di chuyển giữa các danh sách. Cách tổ chức này sẽ làm giảm chi phí điều phối, nhưng lại thiếu linh động và có thể dẫn đến tình trạng 'đói CPU' cho các tiến trình thuộc về những danh sách có độ ưu tiên thấp. Do vậy có thể xây dựng giải thuật điều phối nhiều cấp ưu tiên và xoay vòng. Giải thuật này sẽ chuyển dần một tiến trình từ danh sách có độ ưu tiên cao xuống danh sách có độ ưu tiên thấp hơn sau mỗi lần sử dụng CPU. Cũng vậy, một tiến trình chờ quá lâu trong các danh sách có độ ưu tiên thấp cũng có thể được chuyển dần lên các danh sách có độ ưu tiên cao hơn. Khi xây dựng một giải thuật điều phối nhiều cấp ưu tiên và xoay vòng cần quyếtđịnh các tham số :*
  - *Số lượng các cấp ưu tiên*
  - *Giải thuật điều phối cho từng danh sách ứng với một cấp ưu tiên.*
  - *Phương pháp xác định thời điểm di chuyển một tiến trình lên danh sách có độ ưu tiên cao hơn.*
  - *Phương pháp xác định thời điểm di chuyển một tiến trình lên danh sách có độ ưu tiên thấp hơn.*

- *Phương pháp sử dụng để xác định một tiến trình mới được đưa vào hệ thống sẽ thuộc danh sách ứng với độ tiên nào.*



Hình 3.2.3.5-2. Điều phối Multilevel Feedback

3.2.3.6. Chiến lược lập lịch Xổ số (Lottery)

- **Nguyên tắc** : Ý tưởng chính của giải thuật là phát hành một số vé số và phân phối cho các tiến trình trong hệ thống. Khi đến thời điểm ra quyết định điều phối, **sẽ tiến hành chọn 1 vé "trúng giải", tiến trình nào sỡ hữu vé này sẽ được nhận CPU(chọn ngẫu nhiên)**
- **Thảo luận** : *Giải thuật Lottery cung cấp một giải pháp đơn giản nhưng bảo đảm tính công bằng cho thuật toán điều phối với chi phí thấp để cập nhật độ ưu tiên cho các tiến trình* :

CHƯƠNG 4. TRUYỀN THÔNG VÀ ĐỒNG BỘ TIẾN TRÌNH

4.1. LIÊN LẠC TIẾN TRÌNH

4.1.1. Nhu cầu liên lạc tiến trình

Trong môi trường đa chương, một tiến trình không đơn độc trong hệ thống , mà có thể ảnh hưởng đến các tiến trình khác , hoặc bị các tiến trình khác tác động. Nói cách khác, các tiến trình là những thực thể độc lập , nhưng chúng vẫn có nhu cầu liên lạc với nhau để :

- **Chia sẻ thông tin**: nhiều tiến trình có thể cùng quan tâm đến những dữ liệu nào đó, do vậy hệ điều hành cần cung cấp một môi trường cho phép sự truy cập đồng thời đến các dữ liệu chung.
- **Hợp tác hoàn thành tác vụ**: đôi khi để đạt được một sự xử lý nhanh chóng, người ta phân chia một tác vụ thành các công việc nhỏ có thể tiến hành song song. Thường thì các công việc nhỏ này cần hợp tác với nhau để cùng hoàn thành tác vụ ban đầu, ví dụ dữ liệu kết xuất của tiến trình này lại là dữ liệu nhập cho tiến trình khác …Trong các trường hợp đó, hệ điều hành cần cung cấp cơ chế để các tiến trình có thể trao đổi thông tin với nhau.

4.1.2. Các vấn đề nảy sinh trong việc liên lạc tiến trình

Do mỗi tiến trình sỡ hữu một không gian địa chỉ riêng biệt, nên các tiến trình không thể liên lạc trực tiếp dễ dàng mà phải nhờ vào các cơ chế do hệ điều hành cung cấp. Khi cung cấp cơ chế liên lạc cho các tiến trình, hệ điều hành thường phải tìm giải pháp cho các vấn đề chính yếu sau :

- *Liên kết tường minh hay tiềm ẩn (explicit naming/implicit naming)* : tiến trình có cần phải biết tiến trình nào đang trao đổi hay chia sẻ thông tin với nó ? Mối liên kết được gọi là tường minh khi được thiết lập rõ ràng , trực tiếp giữa các tiến trình, và là tiềm ẩn khi các tiến trình liên lạc với nhau thông qua một qui ước ngầm nào đó.
- *Liên lạc theo chế độ đồng bộ hay không đồng bộ (blocking / non-blocking)*: khi một tiến trình trao đổi thông tin với một tiến trình khác, các tiến trình có cần phải đợi cho thao tác liên lạc hoàn tất rồi mới tiếp tục các xử lý khác ? Các tiến trình liên lạc theo cơ chế đồng bộ sẽ chờ nhau hoàn tất việc liên lạc, còn các tiến trình liên lạc theo cơ chế nonblocking thì không.
- *Liên lạc giữa các tiến trình trong hệ thống tập trung và hệ thống phân tán*: cơ chế liên lạc giữa các tiến trình trong cùng một máy tính có sự khác biệt với việc liên lạc giữa các tiến trình giữa những máy tính khác nhau?

Hầu hết các hệ điều hành đưa ra nhiều cơ chế liên lạc khác nhau, mỗi cơ chế có những đặc tính riêng, và thích hợp trong một hoàn cảnh chuyên biệt.

4.2. Các Cơ Chế Thông Tin Liên lạc

4.2.1. Tín hiệu (Signal)

Giới thiệu: Tín hiệu là một cơ chế phần mềm tương tự như các ngắt cứng tác động đến các tiến trình. Một tín hiệu được sử dụng để thông báo cho tiến trình về một sự kiện nào đó xảy ra. Có nhiều tín hiệu được định nghĩa, mỗi một tín hiệu có một ý nghĩa tương ứng với một sự kiện đặc trưng.

Ví dụ : Một số tín hiệu của UNIX

Tín hiệu	Mô tả
SIGINT	Người dùng nhấn phím DEL để ngắt xử lý tiến trình
SIGQUIT	Yêu cầu thoát xử lý
SIGILL	Tiến trình xử lý một chỉ thị bất hợp lệ
SIGKILL	Yêu cầu kết thúc một tiến trình
SIGFPT	Lỗi floating – point xảy ra (chia cho 0)
SIGPIPE	Tiến trình ghi dữ liệu vào pipe mà không có reader
SIGSEGV	Tiến trình truy xuất đến một địa chỉ bất hợp lệ
SIGCLD	Tiến trình con kết thúc
SIGUSR1	Tín hiệu 1 do người dùng định nghĩa
SIGUSR2	Tín hiệu 2 do người dùng định nghĩa

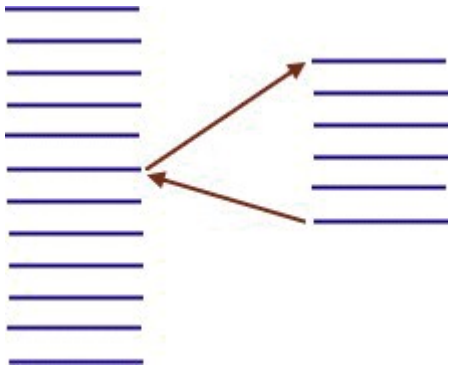
Mỗi tiến trình sỡ hữu một bảng biểu diễn các tín hiệu khác nhau. Với mỗi tín hiệu sẽ có tương ứng một trình xử lý tín hiệu *(signal handler)* qui định các xử lý của tiến trình khi nhận được tín hiệu tương ứng.

Các tín hiệu được gởi đi bởi :

- Phần cứng (ví dụ lỗi do các phép tính số học)
- Hạt nhân hệ điều hành gởi đến một tiến trình (ví dụ lưu ý tiến trình khi có một thiết bị nhập/xuất tự do).
- Một tiến trình gởi đến một tiến trình khác (ví dụ tiến trình cha yêu cầu một tiến trình con kết thúc)
- Người dùng (ví dụ nhấn phím Ctl-C để ngắt xử lý của tiến trình)

Khi một tiến trình nhận một tín hiệu, nó có thể xử sự theo một trong các cách sau :

- Bỏ qua tín hiệu
- Xử lý tín hiệu theo kiểu mặc định
- Tiếp nhận tín hiệu và xử lý theo cách đặc biệt của tiến trình.



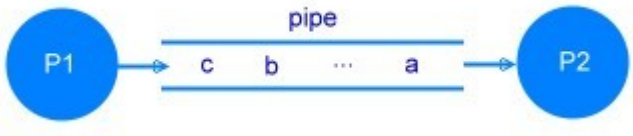
Hình 4.2.1-1. Liên lạc bằng tín hiệu

Thảo luận: Liên lạc bằng tín hiệu mang tính chất *không đồng bộ*, nghĩa là một tiến trình nhận tín hiệu không thể xác định trước thời điểm nhận tính hiệu. Hơn nữa các tiến trình không thể kiểm tra được sự kiện tương ứng với tín hiệu có thật sự xảy ra ? Cuối cùng, các tiến trình chỉ có thể thông báo cho nhau về một biến cố nào đó, mà không trao đổi dữ liệu theo cơ chế này được.

4.2.2. Pipe

Giới thiệu: Một pipe là một kênh liên lạc trực tiếp giữa hai tiến trình : dữ liệu xuất của tiến trình này được chuyển đến làm dữ liệu nhập cho tiến trình kia dưới dạng một dòng các byte.

Khi một pipe được thiết lập giữa hai tiến trình, một trong chúng sẽ ghi dữ liệu vào pipe và tiến trình kia sẽ đọc dữ liệu từ pipe. Thứ tự dữ liệu truyền qua pipe được bảo toàn theo nguyên tắc FIFO. Một pipe có kích thước giới hạn (thường là 4096 ký tự)



Hình 4.2.2-1. Liên lạc qua pipe

Một tiến trình chỉ có thể sử dụng một pipe do nó tạo ra hay kế thừa từ tiến trình cha. Hệ điều hành cung cấp các lời gọi hệ thống read/write cho các tiến trình thực hiện thao tác đọc/ghi dữ liệu trong pipe. Hệ điều hành cũng chịu trách nhiệm đồng bộ hóa việc truy xuất pipe trong các tình huống:

- Tiến trình đọc pipe sẽ bị khóa nếu pipe trống, nó sẽ phải đợi đến khi pipe có dữ liệu để truy xuất.
- Tiến trình ghi pipe sẽ bị khóa nếu pipe đầy, nó sẽ phải đợi đến khi pipe có chỗ trống để chứa dữ liệu.

Thảo luận: Liên lạc bằng pipe là một cơ chế liên lạc *một chiều (unidirectional)*, nghĩa là một tiến trình kết nối với một pipe chỉ có thể thực hiện một trong hai thao tác

đọc hoặc ghi, nhưng không thể thực hiện cả hai. Một số hệ điều hành cho phép thiết lập hai pipe giữa một cặp tiến trình để tạo liên lạc hai chiều. Trong những hệ thống đó, có nguy cơ xảy ra tình trạng *tắc nghẽn* (deadlock) : một pipe bị giới hạn về kích thước, do vậy nếu cả hai pipe nối kết hai tiến trình đều đầy(hoặc đều trống) và cả hai tiến trình đều muốn ghi (hay đọc) dữ liệu vào pipe(mỗi tiến trình ghi dữ liệu vào một pipe), chúng sẽ cùng bị khóa và chờ lẫn nhau mãi mãi !

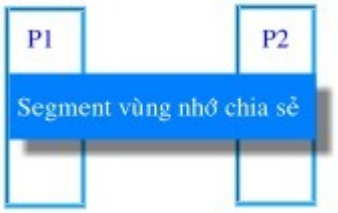
Cơ chế này cho phép truyền dữ liệu với cách thức không cấu trúc.

Ngoài ra, một giới hạn của hình thức liên lạc này là chỉ cho phép kết nối hai tiến trình có quan hệ cha-con, và trên cùng một máy tính.

4.2.3. Vùng nhớ chia sẻ

Giới thiệu: Cách tiếp cận của cơ chế này là cho nhiều tiến trình cùng truy xuất đến một vùng nhớ chung gọi là *vùng nhớ chia sẻ (shared memory)*.Không có bất kỳ hành vi truyền dữ liệu nào cần phải thực hiện ở đây, dữ liệu chỉ đơn giản được đặt vào một vùng nhớ mà nhiều tiến trình có thể cùng truy cập được.

Với phương thức này, các tiến trình chia sẻ một vùng nhớ vật lý thông qua trung gian không gian địa chỉ của chúng. Một vùng nhớ chia sẻ tồn tại độc lập với các tiến trình, và khi một tiến trình muốn truy xuất đến vùng nhớ này, tiến trình phải kết gắn vùng nhớ chung đó vào không gian địa chỉ riêng của từng tiến trình, và thao tác trên đó như một vùng nhớ riêng của mình.



Hình 4.2.3-1. Liên lạc qua vùng nhớ chia sẻ

Thảo luận:. Đây là phương pháp nhanh nhất để trao đổi dữ liệu giữa các tiến trình. Nhưng phương thức này cũng làm phát sinh các khó khăn trong việc bảo đảm sự toàn vẹn dữ liệu (*coherence*) , ví dụ : làm sao biết được dữ liệu mà một tiến trình truy xuất là dữ liệu mới nhất mà tiến trình khác đã ghi ? Làm thế nào ngăn cản hai tiến trình cùng đồng thờighi dữ liệu vào vùng nhớ chung ?…Rõ ràng vùng nhớ chia sẻ cần được bảo vệ bằng những cơ chế đồng bộ hóa thích hợp..

Một khuyết điểm của phương pháp liên lạc này là không thể áp dụng hiệu quả trong các hệ phân tán , để trao đổi thông tin giữa các máy tính khác nhau.

4.2.4. Trao đổi thông điệp (Message)

Giới thiệu: Hệ điều hành còn cung cấp một cơ chế liên lạc giữa các tiến trình không thông qua việc chia sẻ một tài nguyên chung , mà thông qua việc gởi thông điệp. Để hỗ trợ cơ chế liên lạc bằng thông điệp, hệ điều hành cung cấp các hàm IPC chuẩn (Interprocess communication), cơ bản là hai hàm:

- **Send**(message) : gởi một thông điệp
- **Receive**(message) : nhận một thông điệp

Nếu hai tiến trình P và Q muốn liên lạc với nhau, cần phải thiết lập một mối liên kết giữa hai tiến trình, sau đó P, Q sử dụng các hàm IPC thích hợp để trao đổi thông điệp,

cuối cùng khi sự liên lạc chấm dứt mối liên kết giữa hai tiến trình sẽ bị hủy. Có nhiều cách thức để thực hiện sự liên kết giữa hai tiến trình và cài đặt các theo tác send /receive tương ứng : liên lạc trực tiếp hay gián tiếp, liên lạc đồng bộ hoặc không đồng bộ , kích thước thông điệp là cố định hay không … Nếu các tiến trình liên lạc theo kiểu liên kết tường minh, các hàm Send và Receive sẽ được cài đặt với tham số :

- **Send**(destination, message) : gởi một thông điệp đến *destination*
- **Receive**(source,message) : nhận một thông điệp từ *source*

Thảo luận: Đơn vị truyền thông tin trong cơ chế trao đổi thông điệp là một thông điệp, do đó các tiến trình có thể trao đổi dữ liệu ở dạng có cấu trúc.

4.2.5. Sockets

Giới thiệu: Một socket là một thiết bị truyền thông hai chiều tương tự như tập tin, chúng ta có thể đọc hay ghi lên nó, tuy nhiên mỗi socket là một thành phần trong một mối nối nào đó giữa các máy trên mạng máy tính và các thao tác đọc/ghi chính là sự trao đổi dữ liệu giữa các ứng dụng trên nhiều máy khác nhau.

Sử dụng socket có thể mô phỏng hai phương thức liên lạc trong thực tế : liên lạc thư tín (socket đóng vai trò bưu cục) và liên lạc điện thoại (socket đóng vai trò tổng đài) .

Các thuộc tính của socket:

- Domaine: định nghĩa dạng thức địa chỉ và các nghi thức sử dụng. Có nhiều domaines, ví dụ UNIX, INTERNET, XEROX_NS, ...
- Type: định nghĩa các đặc điểm liên lạc:
  a) Sự tin cậy
  b) Sự bảo toàn thứ tự dữ liệu
  c) Lặp lại dữ liệu
  d) Chế độ nối kết
  e) Bảo toàn giới hạn thông điệp
  f) Khả năng gởi thông điệp khẩn

Để thực hiện liên lạc bằng socket, cần tiến hành các thao tác ::

- Tạo lập hay mở một socket
- Gắn kết một socket với một địa chỉ
- Liên lạc : có hai kiểu liên lạc tùy thuộc vào chế độ nối kết:

a) Liên lạc trong chế độ không liên kết **:** liên lạc theo hình thức hộp thư:

- Hai tiến trình liên lạc với nhau không kết nối trực tiếp
- Mỗi thông điệp phải kèm theo địa chỉ người nhận.
  Hình thức liên lạc này có đặc điểm được :
  - Người gởi không chắc chắn thông điệp của học được gởi đến người nhận,
  - Một thông điệp có thể được gởi nhiều lần,
  - Hai thông điệp đượ gởi theo một thứ tự nào đó có thể đến tay người nhận theo một thứ tự khác.

  Một tiến trình sau khi đã mở một socket có thể sử dụng nó để liên lạc với nhiều tiến trình khác nhau nhờ sử hai primitive *send* và *receive*.

b) Liên lạc trong chế độ nối kết**:**

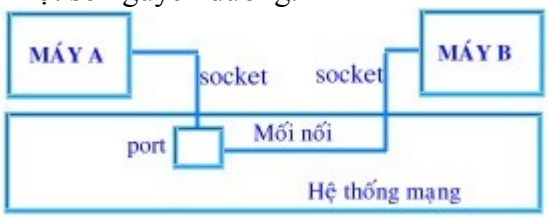
Một liên kết được thành lập giữa hai tiến trình. Trước khi mối liên kết này được thiết lập, một trong hai tiến trình phải đợi có một tiến trình khác yêu cầu kết nối.Có thể sử dụng socket để liên lạc theo mô hình client-serveur. Trong mô hình này, server sử dụng

lời gọi hệ thống listen và accept để nối kết với client, sau đó , client và server có thể trao đổi thông tin bằng cách sử dụng các primitive send và receive.

- Hủy một socket

  Ví dụ :

  Trong nghi thức truyền thông TCP, mỗi mối nối giữa hai máy tính được xác định bởi một port, khái niệm port ở đây không phải là một cổng giao tiếp trên thiết bị vật lý mà chỉ là một khái niệm logic trong cách nhìn của người lập trình, mỗi port được tương ứng với một số nguyên dương.



Hình 4.2.5-1. Các socket và port trong mối nối TCP.

Hình 4.2.5-1 minh họa một cách giao tiếp giữa hai máy tính trong nghi thức truyền thông TCP. Máy A tạo ra một socket và kết buộc (bind) socket nầy với một port X (tức là một số nguyên dương có ý nghĩa cục bộ trong máy A), trong khi đó máy B tạo một socket khác và móc vào (connect) port X trong máy A.

Thảo luận: Cơ chế socket có thể sử dụng để chuẩn hoá mối liên lạc giữa các tiến trình vốn không liên hệ với nhau, và có thể hoạt động trong những hệ thống khác nhau.

4.3. Nhu cầu đồng bộ hóa (synchronisation)

Trong một hệ thống cho phép các tiến trình liên lạc với nhau, bao giờ hệ điều hành cũng cần cung cấp kèm theo những cơ chế đồng bộ hóa để bảo đảm hoạt động của các tiến trình đồng hành không tác động sai lệch đến nhau vì các lý do sau đây:

4.3.1. Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual exclusion)

Các tài nguyên trong hệ thống được phân thành hai loại: tài nguyên có thể chia sẻ cho phép nhiều tiến trình đồng thời truy xuất, và tài nguyên không thể chia sẻ chỉ chấp nhận một (hay một số lượng hạn chế) tiến trình sử dụng tại một thời điểm. Tính không thể chia sẻ của tài nguyên thường có nguồn gốc từ một trong hai nguyên nhân sau đây:

- Đặc tính cấu tạo phần cứng của tài nguyên không cho phép chia sẻ.
- Nếu nhiều tiến trình sử dụng tài nguyên đồng thời, có nguy cơ xảy ra các kết quả không dự đoán được do hoạt động của các tiến trình trên tài nguyên ảnh hưởng lẫn nhau.

Để giải quyết vấn đề, cần bảo đảm tiến trình độc quyền truy xuất tài nguyên, nghĩa là hệ thống phải kiểm soát sao cho tại một thời điểm, chỉ có một tiến trình được quyền truy xuất một tài nguyên không thể chia sẻ.

4.3.2. Yêu cầu phối hợp (Synchronization)

Nhìn chung, mối tương quan về tốc độ thực hiện của hai tiến trình trong hệ thống là không thể biết trước, vì điều này phụ thuộc vào nhiều yếu tố động như tần suất xảy ra các ngắt của từng tiến trình, thời gian tiến trình được cấp phát bộ xử lý…

Có thể nói rằng các tiến trình hoạt động không đồng bộ với nhau. Như ng có những tình huống các tiến trình cần hợp tác trong việc hoàn thành tác vụ, khi đó cần phải đồng bộ hóa hoạt động của các tiến trình , ví dụ một tiến trình chỉ có thể xử lý nếu một tiến trình khác đã kết thúc một công việc nào đó …

4.3.3. Bài toán đồng bộ hoá

4.3.3.1. Vấn đề tranh đoạt điều khiển (race condition)

Giả sử có hai tiến trình P_1 và P_2 thực hiện công việc của các kế toán, và cùng chia sẻ một vùng nhớ chung lưu trữ biến *taikhoan* phản ánh thông tin về tài khoản. Mỗi tiến trình muốn rút một khoản tiền *tienrut* từ tài khoản:

```
if (taikhoan - tienrut >=0)
   taikhoan = taikhoan - tienrut;
else
   error(« khong the rut tien ! »);
```

Giả sử trong tài khoản hiện còn 800, P_1 muốn rút 500 và P_2 muốn rút 400. Nếu xảy ra tình huống như sau :

- Sau khi đã kiểm tra điều kiện (taikhoan - tienrut >=0) và nhận kết quả là 300, P_1 hết thời gian xử lý mà hệ thống cho phép, hệ điều hành cấp phát CPU cho P_2.
- P_2 kiểm tra cùng điều kiện trên, nhận được kết quả là 400 (do P_1 vẫn chưa rút tiền) và rút 400. Giá trị của *taikhoan* được cập nhật lại là 400.
- Khi P_1 được tái kích hoạt và tiếp tục xử lý, nó sẽ không kiểm tra lại điều kiện (taikhoan - tienrut >=0)-vì đã kiểm tra trong lượt xử lý trước- mà thực hiện rút tiền. Giá trị của *taikhoan* sẽ lại được cập nhật thành -100. Tình huống lỗi xảy ra !

Các tình huống tương tự như thế - có thể xảy ra khi có nhiều hơn hai tiến trình đọc và ghi dữ liệu trên cùng một vùng nhớ chung, và kết quả phụ thuộc vào sự điều phối tiến trình của hệ thống- được gọi là các tình huống tranh đoạt điều khiển *(race condition)* .

4.3.3.2. Miền găng (critical section)

Để ngăn chặn các tình huống lỗi có thể nảy sinh khi các tiến trình truy xuất đồng thời một tài nguyên không thể chia sẻ, cần phải áp đặt một sự truy xuất độc quyền trên tài nguyên đó : khi một tiến trình đang sử dụng tài nguyên, thì những tiến trình khác không được truy xuất đến tài nguyên.

Đoạn chương trình trong đó có khả năng xảy ra các mâu thuẫn truy xuất trên tài nguyên chung được gọi là *miền găng (critical section)*. Trong ví dụ trên, đoạn mã :

```
if (taikhoan - tienrut >=0)
taikhoan = taikhoan - tienrut;
```

của mỗi tiến trình tạo thành một miền găng.

Có thể giải quyết vấn đề mâu thuẫn truy xuất nếu có thể bảo đảm tại một thời điểm chỉ có duy nhất một tiến trình được xử lý lệnh trong miền găng.

Một phương pháp giải quyết tốt bài toán miền găng cần thõa mãn 4 điều kiện sau :

- Không có hai tiến trình cùng ở trong miền găng cùng lúc.
- Không có giả thiết nào đặt ra cho sự liên hệ về tốc độ của các tiến trình, cũng như về số lượng bộ xử lý trong hệ thống.

- Một tiến trình tạm dừng bên ngoài miền găng không được ngăn cản các tiến trình khác vào miền găng.
- Không có tiến trình nào phải chờ vô hạn để được vào miền găng.

4.4. CÁC GIẢI PHÁP ĐỒNG BỘ HOÁ

4.4.1. Giải pháp « busy waiting »

4.4.1.1. Sử dụng các biến cờ hiệu(simaphore)

Tiếp cận : các tiến trình **chia sẻ một biến chung đóng vai trò « chốt cửa » (lock)** , biến này được khởi động là 0. Một tiến trình muốn vào miền găng trước tiên phải kiểm tra giá trị của biến lock. Nếu lock = 0, tiến trình đặt lại giá trị cho lock = 1 và đi vào miền găng. Nếu lock đang nhận giá trị 1, tiến trình phải chờ bên ngoài miền găng cho đến khi lock có giá trị 0. Như vậy giá trị 0 của lock mang ý nghĩa là không có tiến trình nào đang ở trong miền găng, và lock=1 khi có một tiến trình đang ở trong miền găng.

```
while (TRUE) {
while (lock == 1); // wait
lock = 1;
critical-section ();
lock = 0;
Noncritical-section ();
}
```

Thảo luận : *Giải pháp này có thể vi phạm điều kiện thứ nhất: hai tiến trình có thể cùng ở trong miền găng tại một thời điểm. Giả sử một tiến trình nhận thấy lock = 0 và chuẩn bị vào miền găng, nhưng trước khi nó có thể đặt lại giá trị cho lock là 1, nó bị tạm dừng để một tiến trình khác hoạt động. Tiến trình thứ hai này thấy lock vẫn là 0 thì vào miền găng và đặt lại lock = 1. Sau đó tiến trình thứ nhất được tái kích hoạt, nó gán lock = 1 lần nữa rồi vaò miền găng. Như vậy tại thời điểm đó cả hai tiến trình đều ở trong miền găng*.

4.4.1.2. Sử dụng việc kiểm tra luân phiên

Tiếp cận : Đây là một giải pháp **đề nghị cho hai tiến trình**. Hai tiến trình này **sử dụng chung biến *turn*** (phản ánh phiên tiến trình nào được vào miền găng), được khởi động với giá trị 0. Nếu *turn = 0*, tiến trình A được vào miền găng. Nếu *turn = 1,* tiến trình A đi vào một vòng lặp chờ đến khi *turn* nhận giá trị *0*. Khi tiến trình A rời khỏi miền găng, nó đặt giá trị *turn* về 1 để cho phép tiến trình B đi vào miền găng.

```
while (TRUE) {
while (turn != 0); // wait
critical-section ();
turn = 1;
Noncritical-section ();
}
```

(a) Cấu trúc tiến trình A

```
while (TRUE) {
while (turn != 1); // wait
critical-section ();
turn = 0;
Noncritical-section ();
```

}

Thảo luận: Giải pháp này dựa trên việc thực hiện sự kiểm tra nghiêm nhặt đến lượt tiến trình nào được vào miền găng. Do đó nó có thể ngăn chặn được tình trạng hai tiến trình cùng vào miền găng, nhưng lại có thể vi phạm điều kiện thứ ba: một tiến trình có thể bị ngăn chặn vào miền găng bởi một tiến trình khác không ở trong miền găng. Giả sử tiến trình B ra khỏi miền găng rất nhanh chóng. Cả hai tiến trình đều ở ngoài miền găng, và turn = 0. Tiến trình A vào miền găng và ra khỏi nhanh chóng, đặt lại giá trị của turn là1, rồi lại xử lý đoạn lệnh ngoài miền găng lần nữa. Sau đó, tiến trình A lại kết thúc nhanh chóng đoạn lệnh ngoài miền găng của nó và muốn vào miền găng một lần nữa. Tuy nhiên lúc này B vẫn còn mãi xử lý đoạn lệnh ngoài miền găng của mình, và turn lại mang giá trị 1 ! Như vậy, giải pháp này không có giá trị khi có sự khác biệt lớn về tốc độ thực hiện của hai tiến trình, nó vi phạm cả điều kiện thứ hai.

4.4.1.3. Giải pháp của Peterson

Tiếp cận : Petson đưa ra một giải pháp kết hợp ý tưởng của cả hai giải pháp kể trên. Các tiến trình chia sẻ hai biến chung :

int turn; // đến phiên ai

int interesse[2]; // khởi động là FALSE

Nếu *interesse[i]* = TRUE có nghĩa là tiến trình Pi muốn vào miền găng. Khởi đầu, *interesse[0]=interesse[1]=FALSE* và giá trị của est được khởi động là 0 hay 1. Để có thể vào được miền găng, trước tiên tiến trình Pi đặt giá trị *interesse[i]*=TRUE (xác định rằng tiến trình muốn vào miền găng), sau đó đặt turn=*j* (đề nghị thử tiến trình khác vào miền găng). Nếu tiến trình Pj không quan tâm đến việc vào miền găng (*interesse[j]=FALSE*), thì Pi có thể vào miền găng, nếu không, Pi phải chờ đến khi *interesse[j]=FALSE*. Khi tiến trình Pi rời khỏi miền găng, nó đặt lại giá trị cho *interesse[i]*= FALSE.

```
while (TRUE) {
int j = 1-i; // j là tiến trình còn lại
interesse[i]= TRUE;
turn = j;
while (turn == j && interesse[j]==TRUE);
critical-section ();
interesse[i] = FALSE;
Noncritical-section ();
}
```

Thảo luận: giải pháp này ngăn chặn được tình trạng mâu thuẫn truy xuất : mỗi tiến trình Pi chỉ có thể vào miền găng khi *interesse[j]=FALSE* hoặc *turn = i*. Nếu cả hai tiến trình đều muốn vào miền găng thì *interesse[i] = interesse[j] =TRUE* nhưng giá trị của *turn* chỉ có thể hoặc là 0 hoặc là 1, do vậy chỉ có một tiến trình được vào miền găng.

4.4.1.4. Cấm ngắt:

Là giải pháp phần cứng.

Tiếp cận: cho phép tiến trình cấm tất cả các ngắt trước khi vào miền găng, và phục hồi ngắt khi ra khỏi miền găng. Khi đó, ngắt đồng hồ cũng không xảy ra, do vậy hệ thống không thể tạm dừng hoạt động của tiến trình đang xử lý để cấp phát CPU cho tiến

trình khác, nhờ đó tiến trình hiện hành yên tâm thao tác trên miền găng mà không sợ bị tiến trình nào khác tranh chấp.

Thảo luận: giải pháp này không được ưa chuộng vì rất thiếu thận trọng khi cho phép tiến trình người dùng được phép thực hiện lệnh cấm ngắt. Hơn nữa, nếu hệ thống có nhiều bộ xử lý, lệnh cấm ngắt chỉ có tác dụng trên bộ xử lý đang xử lý tiến trình, còn các tiến trình hoạt động trên các bộ xử lý khác vẫn có thể truy xuất đến miền găng !

4.4.1.5. Chỉ thị TSL (Test-and-Set)

Là giải pháp phần cứng.

Tiếp cận: đây là một giải pháp đòi hỏi sự trợ giúp của cơ chế phần cứng. Nhiều máy tính cung cấp một chỉ thị đặc biệt cho phép kiểm tra và cập nhật nội dung một vùng nhớ trong một thao tác không thể phân chia, gọi là chỉ thị *Test-and-Set Lock* (TSL) và được định nghĩa như sau:

```
Test-and-Setlock(boolean target)
{
Test-and-Setlock = target;
target = TRUE;
}
```

Nếu có hai chỉ thị TSL xử lý đồng thời (trên hai bộ xử lý khác nhau), chúng sẽ được xử lý tuần tự . Có thể cài đặt giải pháp truy xuất độc quyền với TSL bằng cách sử dụng thêm một biến lock, được khởi gán là FALSE. Tiến trình phải kiểm tra giá trị của biến lock trước khi vào miền găng, nếu lock = FALSE, tiến trình có thể vào miền găng.

```
while (TRUE) {
while (Test-and-Setlock(lock));
critical-section ();
lock = FALSE;
Noncritical-section ();
}
```

Thảo luận : cũng giống như các giải pháp phần cứng khác, chỉ thị TSL giảm nhẹ công việc lập trình để giải quyết vấn đề, nhưng lại không dễ dàng để cài đặt chỉ thị TSL sao cho được xử lý một cách không thể phân chia, nhất là trên máy với cấu hình nhiều bộ xử lý.

Tất cả các giải pháp trên đây đều phải thực hiện một vòng lặp để kiểm tra liệu nó có được phép vào miền găng, nếu điều kiện chưa cho phép, tiến trình phải chờ tiếp tục trong vòng lặp kiểm tra này. Các giải pháp buộc tiến trình phải liên tục kiểm tra điều kiện để phát hiện thời điểm thích hợp được vào miền găng như thế được gọi các giải pháp « *busy waiting* ». Lưu ý rằng việc kiểm tra như thế tiêu thụ rất nhiều thời gian sử dụng CPU, do vậy tiến trình đang chờ vẫn chiếm dụng CPU. Xu hướng giải quyết vấn đề đồng bộ hoá là nên tránh các giải pháp « *busy waiting* ».

4.4.2. Các giải pháp « SLEEP and WAKEUP »

Để loại bỏ các bất tiện của giải pháp « busy waiting », chúng ta có thể tiếp cận theo hướng cho một tiến trình chưa đủ điều kiện vào miền găng chuyển sang trạng thái blocked, từ bỏ quyền sử dụng CPU. Để thực hiện điều này, cần phải sử dụng các thủ tục do hệ điều hành cung cấp để thay đổi trạng thái tiến trình. Hai thủ tục cơ bản *SLEEP* và *WAKEUP* thường được sử dụng để phục vụ mục đích này.

SLEEP là một lời gọi hệ thống có tác dụng tạm dừng hoạt động của tiến trình (blocked) gọi nó và chờ đến khi được một tiến trình khác « đánh thức ». Lời gọi hệ thống *WAKEUP* nhận một tham số duy nhất : tiến trình sẽ được tái kích hoạt (đặt về trạng thái ready).
Ý tưởng sử dụng SLEEP và WAKEUP như sau : khi một tiến trình chưa đủ điều kiện vào miền găng, nó gọi *SLEEP* để tự khóa đến khi có một tiến trình khác gọi *WAKEUP* để giải phóng cho nó. Một tiến trình gọi *WAKEUP* khi ra khỏi miền găng để đánh thức một tiến trình đang chờ, tạo cơ hội cho tiến trình này vào miền găng :
int busy; // 1 nếu miền găng đang bị chiếm, nếu không là 0
int blocked; // đếm số lượng tiến trình đang bị khóa

```
while (TRUE) {
if (busy){
   blocked = blocked + 1;
   sleep();
}
else busy = 1;
critical-section ();

busy = 0;
if(blocked){
   wakeup(process);
   blocked = blocked - 1;
}
Noncritical-section ();
}
```

Khi sử dụng SLEEP và WAKEUP cần hết sức cẩn thận, nếu không muốn xảy ra tình trạng mâu thuẫn truy xuất trong một vài tình huống đặc biệt như sau : giả sử tiến trình A vào miền găng, và trước khi nó rời khỏi miền găng thì tiến trình B được kích hoạt. Tiến trình B thử vào miền găng nhưng nó nhận thấy A đang ở trong đó, do vậy B tăng giá trị biến *blocked* và chuẩn bị gọi *SLEEP* để tự khoá. Tuy nhiên trước khi B có thể thực hiện *SLEEP*, tiến trình A lại được tái kích hoạt và ra khỏi miền găng. Khi ra khỏi miền găng A nhận thấy có một tiến trình đang chờ (*blocked*=1) nên gọi *WAKEUP* và giảm giá trị của *blocked*. Khi đó tín hiệu *WAKEUP* sẽ lạc mất do tiến trình B chưa thật sự « ngủ » để nhận tín hiệu đánh thức !Khi tiến trình B được tiếp tục xử lý, nó mới goi *SLEEP* và tự khó vĩnh viễn !

Vấn đề ghi nhận được là tình trạng lỗi này xảy ra do việc kiểm tra tư cách vào miền găng và việc gọi SLEEP hay WAKEUP là những hành động tách biệ, có thể bị ngắt nửa chừng trong quá trình xử lý, do đó có khi tín hiệu WAKEUP gởi đến một tiến trình chưa bị khóa sẽ lạc mất.

Để tránh những tình huống tương tự, hệ điều hành cung cấp những cơ chế đồng bộ hóa dựa trên ý tưởng của chiến lược « SLEEP and WAKEUP » nhưng được xây dựng bao hàm cả phương tiện kiểm tra điều kiện vào miền găng giúp sử dụng an toàn.

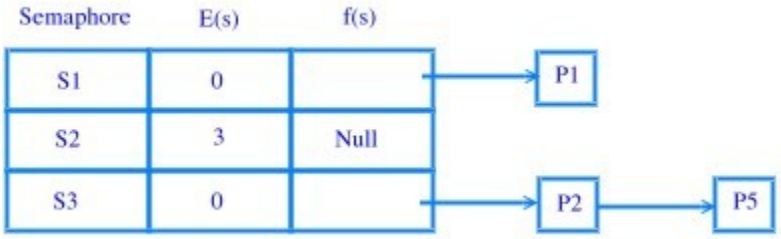
4.4.2.1. Semaphore

Tiếp cận: Được **Dijkstra** đề xuất vào 1965, một semaphore ***s*** là một *biến* có các thuộc tính sau:

- Một giá trị nguyên dương *e(s)*
- Một hàng đợi *f(s)* lưu danh sách các tiến trình đang bị khóa (chờ) trên semaphore *s*
- Chỉ có hai thao tác được định nghĩa trên semaphore

  Down(s): giảm giá trị của semaphore *s* đi 1 đơn vị nếu semaphore có trị e(s) > 0, và tiếp tục xử lý. Ngược lại, nếu e(s) □ 0, tiến trình phải chờ đến khi e(s) >0.

  Up(s): tăng giá trị của semaphore *s* lên 1 đơn vị. Nếu có một hoặc nhiều tiến trình đang chờ trên semaphore *s*, bị khóa bởi thao tác **Down**, thì hệ thống sẽ chọn một trong các tiến trình này để kết thúc thao tác **Down** và cho tiếp tục xử lý.



Hình 4.4.2.1-1. Semaphore s

Cài đặt: Gọi *p* là tiến trình thực hiện thao tác *Down(s)* hay *Up(s)*.

Down(s):

```
e(s) = e(s) - 1;
if e(s) < 0 {
        status(P)= blocked;
        enter(P,f(s));
}
```

Up(s):

```
e(s) = e(s) + 1;
if s = 0 {
        exit(Q,f(s)); //Q là tiến trình đang chờ trên s
        status (Q) = ready;
        enter(Q,ready-list);
}
```

Lưu ý cài đặt này có thể đưa đến một giá trị âm cho semaphore, khi đó trị tuyệt đối của semaphore cho biết số tiến trình đang chờ trên semaphore.

Điều quan trọng là các thao tác này cần thực hiện một cách không bị phân chia, không bị ngắt nữa chừng, có nghĩa là không một tiến trình nào được phép truy xuất đến semaphore nếu tiến trình đang thao tác trên semaphore này chưa kết thúc xử lý hay chuyển sang trạng thái blocked.

Sử dụng: có thể dùng semaphore để giải quyết vấn đề truy xuất độc quyền hay tổ chức phối hợp giữa các tiến trình.

Tổ chức truy xuất độc quyền với Semaphores: khái niệm *semaphore* cho phép bảo đảm nhiều tiến trình cùng truy xuất đến miền găng mà không có sự mâu thuẫn truy

xuất. *n* tiến trình cùng sử dụng một semaphore s, e(s) được khởi gán là 1. Để thực hiện đồng bộ hóa, tất cả các tiến trình cần phải áp dụng cùng cấu trúc chương trình sau đây:

```
while (TRUE) {
        Down(s)
        critical-section ();
        Up(s)
        Noncritical-section ();
}
```

Tổ chức đồng bộ hóa với Semaphores: với semaphore có thể đồng bộ hóa hoạt động của hai tiến trình trong tình huống một tiến trình phải đợi một tiến trình khác hoàn tất thao tác nào đó mới có thể bắt đầu hay tiếp tục xử lý. Hai tiến trình chia sẻ một semaphore s, khởi gán e(s) là 0. Cả hai tiến trình có cấu trúc như sau:

```
P1:
while (TRUE) {
        job1();
        Up(s); //đánh thức P2
}
P2:
        while (TRUE) {
        Down(s); // chờ P1
        job2();
}
```

Thảo luận : Nhờ có thực hiện một các không thể phân chia, semaphore đã giải quyết được vấn đề tín hiệu "đánh thức" bị thất lạc. Tuy nhiên, nếu lập trình viên vô tình đặt các primitive Down và Up sai vị trí, thứ tự trong chương trình, thì tiến trình có thể bị khóa vĩnh viễn.

Ví dụ :

```
while (TRUE) {
        Down(s)
        critical-section                                    ();
        Noncritical-section ();
}
```

Tiến trình trên đây quên gọi Up(s), và kết quả là khi ra khỏi miền găng nó sẽ không cho tiến trình khác vào miền găng !

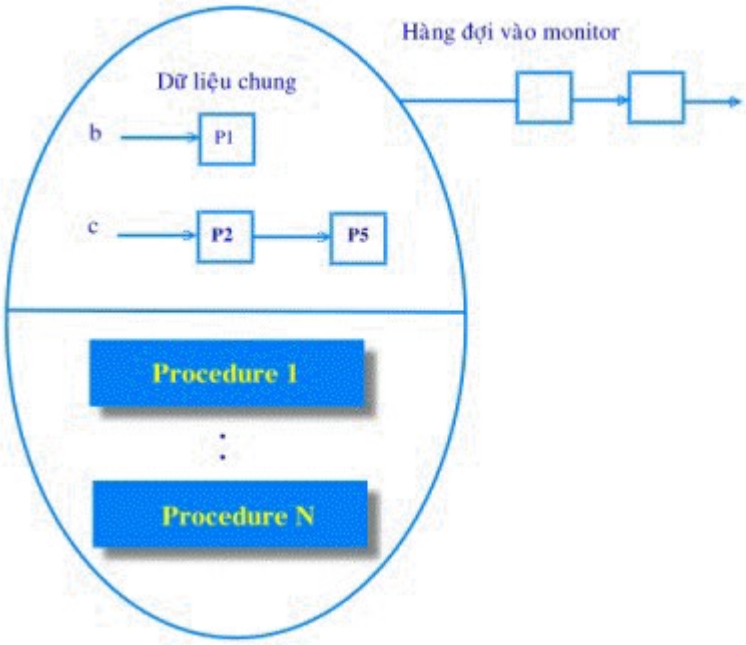
Vì thế việc sử dụng đúng cách semaphore để đồng bộ hóa phụ thuộc hoàn toàn vào lập trình viên và đòi hỏi lập trình viên phải hết sức thận trọng.

4.4.2.2. Monitors

Tiếp cận: Để có thể dễ viết đúng các chương trình đồng bộ hóa hơn, Hoare(1974) và Brinch & Hansen (1975) đã đề nghị một cơ chế cao hơn được cung cấp bởi ngôn ngữ lập trình , là *monitor*. Monitor là một cấu trúc đặc biệt bao gồm các thủ tục, các biến và cấu trúc dữ liệu có các thuộc tính sau :

- Các biến và cấu trúc dữ liệu bên trong monitor chỉ có thể được thao tác bởi các thủ tục định nghĩa bên trong monitor đó. (*encapsulation*).

- Tại một thời điểm, chỉ có một tiến trình duy nhất được hoạt động bên trong một monitor (*mutual exclusive*).
- Trong một monitor, có thể định nghĩa các *biến điều kiện* và hai thao tác kèm theo là **Wait** và **Signal** như sau : gọi ***c*** là biến điều kiện được định nghĩa trong monitor:
    - **Wait(c):** chuyển trạng thái tiến trình gọi sang blocked , và đặt tiến trình này vào hàng đợi trên biến điều kiện ***c***.
    - **Signal(c)**: nếu có một tiến trình đang bị khóa trong hàng đợi của ***c,*** tái kích hoạt tiến trình đó, và tiến trình gọi sẽ rời khỏi monitor.



Hình 4.4.2.2-1. Monitor và các biến điều kiện

Cài đặt : trình biên dịch chịu trách nhiệm thực hiện việc truy xuất độc quyền đến dữ liệu trong monitor. Để thực hiện điều này, một semaphore nhị phân thường được sử dụng. Mỗi monitor có một hàng đợi toàn cục lưu các tiến trình đang chờ được vào monitor, ngoài ra, mỗi biến điều kiện ***c*** cũng gắn với một hàng đợi ***f(c)*** và hai thao tác trên đó được định nghĩa như sau:

Wait(c) :
status(P)= **blocked**;
enter(P,f(c));
Signal(c) :
if (f(c) != NULL){
    exit(Q,f(c)); //Q là tiến trình chờ trên c
    statusQ) = **ready**;
    enter(Q,ready-list);
}

Sử dụng: Với mỗi nhóm tài nguyên cần chia sẻ, có thể định nghĩa một monitor trong đó đặc tả tất cả các thao tác trên tài nguyên này với một số điều kiện nào đó.:

monitor <tên monitor >

condition <danh sách các biến điều kiện>;
<déclaration de variables>;

procedure $Action_1$();
{

}
....
procedure $Action_n$();
{

}
end monitor;

Các tiến trình muốn sử dụng tài nguyên chung này chỉ có thể thao tác thông qua các thủ tục bên trong monitor được gắn kết với tài nguyên:

```
while (TRUE) {
        Noncritical-section ();
        <monitor>.Actioni; //critical-section();
        Noncritical-section ();
}
```

Thảo luận: Với monitor, việc truy xuất độc quyền được bảo đảm bởi trình biên dịch mà không do lập trình viên, do vậy nguy cơ thực hiện đồng bộ hóa sai giảm rất nhiều. Tuy nhiên giải pháp monitor đòi hỏi phải có một ngôn ngữ lập trình định nghĩa khái niệm monitor, và các ngôn ngữ như thế chưa có nhiều.

4.4.2.3. Trao đổi thông điệp

Tiếp cận: giải pháp này dựa trên cơ sở trao đổi thông điệp với hai primitive Send và Receive để thực hiện sự đồng bộ hóa:

- **Send(destination, message):** gởi một thông điệp đến một tiến trình hay gởi vào hộp thư.
- **Receive(source,message)**: nhận một thông điệp thừ một tiến trình hay từ bất kỳ một tiến trình nào, tiến trình gọi sẽ chờ nếu không có thông điệp nào để nhận.

Sử dụng: Có nhiều cách thức để thực hiện việc truy xuất độc quyền bằng cơ chế trao đổi thông điệp. Đây là một mô hình đơn giản: một tiến trình kiểm soát việc sử dụng tài nguyên và nhiều tiến trình khác yêu cầu tài nguyên này. Tiến trình có yêu cầu tài nguyên sẽ gởi một thông điệp đến tiến trình kiểm soát và sau đó chuyển sang trạng thái blocked cho đến khi nhận được một thông điệp chấp nhận cho truy xuất từ tiến trình kiểm soát tài nguyên.Khi sử dụng xong tài nguyên , tiến trình gởi một thông điệp khác đến tiến trình kiểm soát để báo kết thúc truy xuất. Về phần tiến trình kiểm soát , khi nhận được thông điệp yêu cầu tài nguyên, nó sẽ chờ đến khi tài nguyên sẵn sàng để cấp phát thì gởi một thông điệp đến tiến trình đang bị khóa trên tài nguyên đó để đánh thức tiến trình này.

```
while (TRUE) {
Send(process controler, request message);
Receive(process controler, accept message);
```

```
critical-section ();
Send(process controler, end message);
Noncritical-section ();
}
```

Thảo luận: Các primitive semaphore và monitor có thể giải quyết được vấn đề truy xuất độc quyền trên các máy tính có một hoặc nhiều bộ xử lý chia sẻ một vùng nhớ chung. Nhưng các primitive không hữu dụng trong các hệ thống phân tán, khi mà mỗi bộ xử lý sỡ hữu một bộ nhớ riêng biệt và liên lạc thông qua mạng. Trong những hệ thống phân tán như thế, cơ chế trao đổi thông điệp tỏ ra hữu hiệu và được dùng để giải quyết bài toán đồng bộ hóa.

CHƯƠNG 5. VẤN ĐỀ KHOÁ CHẾT (DEADLOCK)

5.1. Mô hình hệ thống

Một hệ thống chứa số tài nguyên hữu hạn được phân bổ giữa nhiều quá trình cạnh tranh. Các tài nguyên này được phân chia thành nhiều loại, mỗi loại chứa một số thể hiện xác định. Không gian bộ nhớ, các chu kỳ CPU và các thiết bị nhập/xuất (như máy in, đĩa từ) là những thí dụ về loại tài nguyên. Nếu hệ thống có hai CPUs, thì loại tài nguyên CPU có hai thể hiện. Tương tự, loại tài nguyên máy in có thể có năm thể hiện.

Nếu một quá trình yêu cầu một thể hiện của loại tài nguyên thì việc cấp phát bất cứ thể hiện nào của loại tài nguyên này sẽ thoả mãn yêu cầu. Nếu nó không có thì các thể hiện là không xác định và các lớp loại tài nguyên sẽ không được định nghĩa hợp lý. Thí dụ, một hệ thống có thể có hai máy in. Hai loại máy in này có thể được định nghĩa trong cùng lớp loại tài nguyên nếu không có quá trình nào quan tâm máy nào in ra dữ liệu. Tuy nhiên, nếu một máy in ở tầng 9 và máy in khác ở tầng trệt thì người dùng ở tầng 9 không thể xem hai máy in là tương tự nhau và lớp tài nguyên riêng rẻ cần được định nghĩa cho mỗi máy in.

Một quá trình phải yêu cầu một tài nguyên trước khi sử dụng nó, và phải giải phóng sau khi sử dụng nó. Một quá trình có thể yêu cầu nhiều tài nguyên như nó được

yêu cầu để thực hiện tác vụ được gán của nó. Chú ý, số tài nguyên được yêu cầu không vượt quá số lượng tổng cộng tài nguyên sẵn có trong hệ thống. Nói cách khác, một quá trình không thể yêu cầu ba máy in nếu hệ thống chỉ có hai.

Dưới chế độ điều hành thông thường, một quá trình có thể sử dụng một tài nguyên chỉ trong thứ tự sau:

01) **Yêu cầu**: nếu yêu cầu không thể được gán tức thì (thí dụ, tài nguyên đang được dùng bởi quá trình khác) thì quá trình đang yêu cầu phải chờ cho tới khi nó có thể nhận được tài nguyên.

12) **Sử dụng**: quá trình có thể điều hành tài nguyên (thí dụ, nếu tài nguyên là máy in, quá trình có thể in máy in)

23) **Giải phóng**: quá trình giải phóng tài nguyên.

Yêu cầu và giải phóng tài nguyên là các lời gọi hệ thống. Thí dụ như yêu cầu và giải phóng thiết bị, mở và đóng tập tin, cấp phát và giải phóng bộ nhớ. Yêu cầu và giải phóng các tài nguyên khác có thể đạt được thông qua thao tác chờ wait và báo hiệu signal. Do đó, cho mỗi trường hợp sử dụng, hệ điều hành kiểm tra để đảm bảo rằng quá trình sử dụng yêu cầu và được cấp phát tài nguyên. Một bảng hệ thống ghi nhận mỗi quá trình giải phóng hay được cấp phát tài nguyên. Nếu một quá trình yêu cầu tài nguyên mà tài nguyên đó hiện được cấp phát cho một quá trình khác, nó có thể được thêm vào hàng đợi để chờ tài nguyên này.

Một tập hợp quá trình trong trạng thái deadlock khi mỗi quá trình trong tập hợp này chờ sự kiện mà có thể được tạo ra chỉ bởi quá trình khác trong tập hợp. Những sự kiện mà chúng ta quan tâm chủ yếu ở đây là nhận và giải phóng tài nguyên. Các tài nguyên có thể là tài nguyên vật lý (thí dụ, máy in, đĩa từ, không gian bộ nhớ và chu kỳ

CPU) hay tài nguyên luận lý (thí dụ, tập tin, semaphores, monitors). Tuy nhiên, các loại khác của sự kiện có thể dẫn đến deadlock.

Để minh hoạ trạng thái deadlock, chúng ta xét hệ thống với ba ổ đĩa từ. Giả sử mỗi quá trình giữ các một ổ đĩa từ này. Bây giờ, nếu mỗi quá trình yêu cầu một ổ đĩa từ khác thì ba quá trình sẽ ở trong trạng thái deadlock. Mỗi quá trình đang chờ một sự kiện "ổ đĩa từ được giải phóng" mà có thể được gây ra chỉ bởi một trong những quá trình đang chờ. Thí dụ này minh hoạ deadlock liên quan đến cùng loại tài nguyên.

Deadlock cũng liên quan nhiều loại tài nguyên khác nhau. Thí dụ, xét một hệ thống với một máy in và một ổ đĩa từ. Giả sử, quá trình Pi đang giữ ổ đĩa từ và quá trình Pj đang giữ máy in. Nếu Pi yêu cầu máy in và Pj yêu cầu ổ đĩa từ thì deadlock xảy ra.

Một người lập trình đang phát triển những ứng dụng đa luồng phải quan tâm đặc biệt tới vấn đề này: Các chương trình đa luồng là ứng cử viên cho vấn đề deadlock vì nhiều luồng có thể cạnh tranh trên tài nguyên được chia sẻ.

5.2. Đặc điểm deadlock

Trong một deadlock, các quá trình không bao giờ hoàn thành việc thực thi và các tài nguyên hệ thống bị buộc chặt, ngăn chặn các quá trình khác bắt đầu. Trước khi chúng ta thảo luận các phương pháp khác nhau giải quyết vấn đề deadlock, chúng ta sẽ mô tả các đặc điểm mà deadlock mô tả.

5.2.1. Những điều kiện cần thiết gây ra deadlock

Trường hợp deadlock có thể phát sinh nếu bốn điều kiện sau xảy ra cùng một lúc trong hệ thống:

- Loại trừ hỗ tương: ít nhất một tài nguyên phải được giữ trong chế độ không chia sẻ; nghĩa là, chỉ một quá trình tại cùng một thời điểm có thể sử dụng tài nguyên. Nếu một quá trình khác yêu cầu tài nguyên đó, quá trình yêu cầu phải tạm dừng cho đến khi tài nguyên được giải phóng.
- Giữ và chờ cấp thêm tài nguyên: quá trình phải đang giữ ít nhất một tài nguyên và đang chờ để nhận tài nguyên thêm mà hiện đang được giữ bởi quá trình khác.
- Không đòi lại tài nguyên từ quá trình đang giữ chúng: Các tài nguyên không thể bị đòi lại; nghĩa là, tài nguyên có thể được giải phóng chỉ tự ý bởi quá trình đang giữ nó, sau khi quá trình đó hoàn thành tác vụ.
- Tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên: một tập hợp các quá trình {P0, P1,…,Pn} đang chờ mà trong đó P0 đang chờ một tài nguyên được giữ bởi P1, P1 đang chờ tài nguyên đang giữ bởi P2,…,Pn-1 đang chờ tài nguyên đang được giữ bởi quá trình P0.

1

Chúng ta nhấn mạnh rằng tất cả bốn điều kiện phải cùng phát sinh để deadlock xảy ra. Điều kiện chờ đợi ch trình đưa đến điều kiện giữ-và-chờ vì thế bốn điều kiện không hoàn toàn độc lập.

5.2.2. Đồ thị cấp phát tài nguyên

Deadlock có thể mô tả chính xác hơn bằng cách hiển thị đồ thị có hướng gọi là đồ thị cấp phát tài nguyên hệ thống. Đồ thị này chứa một tập các đỉnh V và tập hợp các cạnh

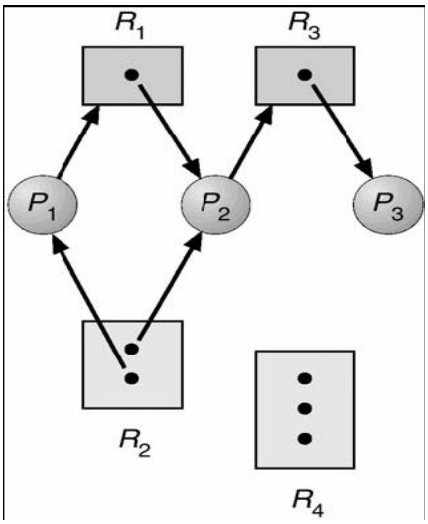
E. Một tập các đỉnh V được chia làm hai loại nút P = {P1, P2,…,Pn} là tập hợp các quá trình hoạt động trong hệ thống, và R = {R1, R2, ..., Rm} là tập hợp chứa tất cả các loại tài nguyên trong hệ thống.

Một cạnh có hướng từ quá trình Pi tới loại tài nguyên Rj được ký hiệu Pi →Rj; nó biểu thị rằng quá trình Pi đã yêu cầu loại tài nguyên Rj và hiện đang chờ loại tài nguyên đó. Một cạnh có hướng từ loại tài nguyên Rj tới quá trình Pi được hiển thị bởi Rj → Pi; nó hiển thị rằng thể hiện của loại tài nguyên Rj đã được cấp phát tới quá trình Pi. Một cạnh có hướng Pi → Rj được gọi là cạnh yêu cầu; một cạnh có hướng Rj → Pi được gọi là cạnh gán.

Bằng hình tượng, chúng ta hiển thị mỗi quá trình Pi là một hình tròn, và mỗi loại tài nguyên Rj là hình chữ nhật. Vì loại tài nguyên Rj có thể có nhiều hơn một thể hiện, chúng ta hiển thị mỗi thể hiện là một chấm nằm trong hình vuông. Chú ý rằng một cạnh yêu cầu trỏ tới chỉ một hình vuông Rj, trái lại một cạnh gán cũng phải gán tới một trong các dấu chấm trong hình vuông.

Khi quá trình Pi yêu cầu một thể hiện của loại tài nguyên Rj, một cạnh yêu cầu được chèn vào đồ thị cấp phát tài nguyên. Khi yêu cầu này có thể được đáp ứng, cạnh yêu cầu lập tức được truyền tới cạnh gán. Khi quá trình không còn cần truy xuất tới tài nguyên, nó giải phóng tài nguyên, và khi đó dẫn đến cạnh gán bị xoá.

Đồ thị cấp phát tài nguyên được hiển thị trong hình VI-1 dưới đây mô tả trường hợp sau:



Đồ thị cấp phát tài nguyên

- Các tập P, R, và E:
  1○ P = {P_1, P_2, P_3}
  2○ R = {R_1, R_2, R_3, R_4}
  3○ E = {$P_1 \rightarrow R_1$, $P_2 \rightarrow R_3$, $R_1 \rightarrow P_2$, $R_2 \rightarrow P_2$, $R_3 \rightarrow P_3$}
- Các thể hiện tài nguyên
  4○ Một thể hiện của tài nguyên loại R_1
  5○ Hai thể hiện của tài nguyên loại R_2
  6○ Một thể hiện của tài nguyên loại R_3

7○ Một thể hiện của tài nguyên loại R_4

- Trạng thái quá trình

8○ Quá trình P_1 đang giữ một thể hiện của loại tài nguyên R_2 và đang chờ một thể hiện của loại tài nguyên R_1.

9○ Quá trình P_2 đang giữ một thể hiện của loại tài nguyên R_1 và R_2 và đang chờ một thể hiện của loại tài nguyên R_3.

10○ Quá trình P_3 đang giữ một thể hiện của R_3

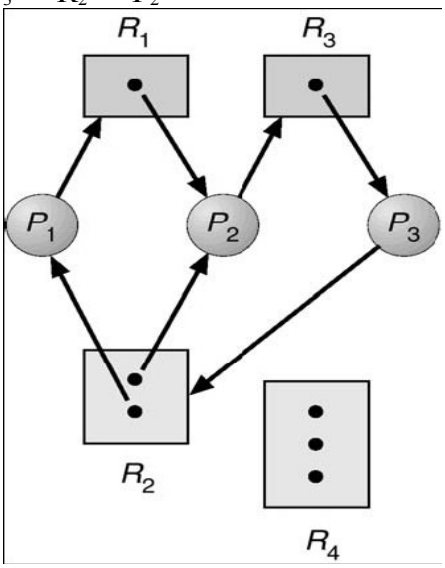
Đồ thị cấp phát tài nguyên hiển thị rằng, nếu đồ thị không chứa chu trình, thì không có quá trình nào trong hệ thống bị deadlock. Nếu đồ thị có chứa chu trình, thì deadlock có thể tồn tại. Nếu mỗi loại tài nguyên có chính xác một thể hiện, thì một chu trình ngụ ý rằng một deadlock xảy ra. Nếu một chu trình bao gồm chỉ một tập hợp các loại tài nguyên, mỗi loại tài nguyên chỉ có một thể hiện thì deadlock xảy ra. Mỗi quá trình chứa trong chu trình bị deadlock. Trong trường hợp này, một chu trình trong đồ thị là điều kiện cần và đủ để tồn tại deadlock.

Nếu mỗi loại tài nguyên có nhiều thể hiện thì chu trình không ngụ ý deadlock xảy. Trong trường hợp này, một chu trình trong đồ thị là điều kiện cần nhưng chưa đủ để tồn tại deadlock.

Để hiển thị khái niệm này, chúng ta xem lại đồ thị ở hình VII-1 ở trên. Giả sử quá trình P3 yêu cầu một thể hiện của loại tài nguyên R2. Vì không có thể hiện tài nguyên hiện có, một cạnh yêu cầu P3 → R2 được thêm vào đồ thị (hình VI-2). Tại thời điểm này, hai chu trình nhỏ tồn tại trong hệ thống:

$P_1 \rightarrow R_1 \rightarrow P_2 \rightarrow R_3 \rightarrow P_3 \rightarrow R_2 \rightarrow P_1$

$P_2 \rightarrow R_3 \rightarrow P_3 \rightarrow R_2 \rightarrow P_2$

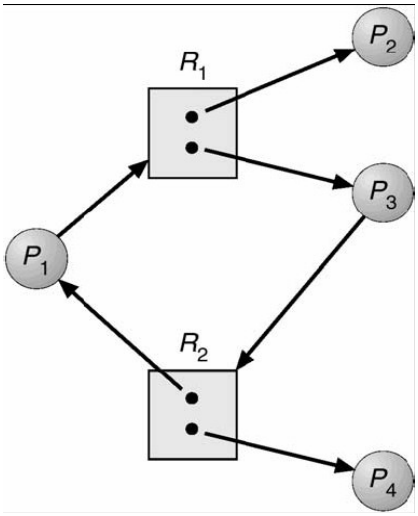


Đồ thị cấp phát tài nguyên với deadlock

Quá trình P1, P2, và P3 bị deadlock. Quá trình P3 đang chờ tài nguyên R3, hiện được giữ bởi quá trình P2. Hay nói cách khác, quá trình P3 đang chờ quá trình P1 hay P2 giải phóng tài nguyên R2. Ngoài ra, quá trình P1 đang chờ quá trình P2 giải phóng tài nguyên R1.

Bây giờ xem xét đồ thị cấp phát tài nguyên trong hình dưới đây. Trong thí dụ này, chúng ta cũng có một chu kỳ

P1 → R1 → P3 → R2 → P1



Đồ thị cấp phát tài nguyên có chu trình nhưng không bị deadlock

Tuy nhiên, không có deadlock. Chú ý rằng quá trình P4 có thể giải phóng thể hiện của loại tài nguyên R2. Tài nguyên đó có thể được cấp phát tới P3 sau đó, chu trình sẽ không còn.

Tóm lại, nếu đồ thị cấp phát tài nguyên không có chu trình thì hệ thống không có trạng thái deadlock. Ngoài ra, nếu có chu trình thì có thể có hoặc không trạng thái deadlock. Nhận xét này là quan trọng khi chúng ta giải quyết vấn đề deadlock.

5.3. Các phương pháp xử lý deadlock

Phần lớn, chúng ta có thể giải quyết vấn đề deadlock theo một trong ba cách:

- Chúng ta có thể sử dụng một giao thức để ngăn chặn hay tránh deadlocks, đảm bảo rằng hệ thống sẽ không bao giờ đi vào trạng thái deadlock
- Chúng ta có thể cho phép hệ thống đi vào trạng thái deadlock, phát hiện nó và phục hồi.
- Chúng ta có thể bỏ qua hoàn toàn vấn đề này và giả vờ deadlock không bao giờ xảy ra trong hệ thống. Giải pháp này được dùng trong nhiều hệ điều hành, kể cả UNIX.
- Chúng ta sẽ tìm hiểu vắn tắt mỗi phương pháp. Sau đó, chúng ta sẽ trình bày các giải thuật một cách chi tiết trong các phần sau đây.

Để đảm bảo deadlock không bao giờ xảy ra, hệ thống có thể dùng kế hoạch ngăn chặn hay tránh deadlock. Ngăn chặn deadlock là một tập hợp các phương pháp để đảm bảo rằng ít nhất một điều kiện cần (trong phần VI.4.1) không thể xảy ra. Các phương pháp này ngăn chặn deadlocks bằng cách ràng buộc yêu cầu về tài nguyên được thực hiện như thế nào. Chúng ta thảo luận phương pháp này trong phần sau.

Ngược lại, tránh deadlock yêu cầu hệ điều hành cung cấp những thông tin bổ sung tập trung vào loại tài nguyên nào một quá trình sẽ yêu cầu và sử dụng trong thời gian sống của nó. Với những kiến thức bổ sung này, chúng ta có thể quyết định đối với mỗi

yêu cầu quá trình nên chờ hay không. Để quyết định yêu cầu hiện tại có thể được thoả mãn hay phải bị trì hoãn, hệ thống phải xem xét tài nguyên hiện có, tài nguyên hiện cấp phát cho mỗi quá trình, và các yêu cầu và giải phóng tương lai của mỗi quá trình.

Nếu một hệ thống không dùng giải thuật ngăn chặn hay tránh deadlock thì trường hợp deadlock có thể xảy ra. Trong môi trường này, hệ thống có thể cung cấp một giải thuật để xem xét trạng thái của hệ thống để xác định deadlock có xảy ra hay không và giải thuật phục hồi từ deadlock.

Nếu hệ thống không đảm bảo rằng deadlock sẽ không bao giờ xảy ra và cũng không cung cấp một cơ chế để phát hiện và phục hồi deadlock thì có thể dẫn đến trường hợp hệ thống ở trong trạng thái deadlock. Trong trường hợp này, deadlock không được phát hiện sẽ làm giảm năng lực hệ thống vì tài nguyên đang được giữ bởi những quá trình mà chúng không thể thực thi, đi vào trạng thái deadlock. Cuối cùng, hệ thống sẽ dừng các chức năng và cần được khởi động lại bằng thủ công.

Mặc dù phương pháp này dường như không là tiếp cận khả thi đối với vấn đề deadlock nhưng nó được dùng trong một số hệ điều hành. Trong nhiều hệ thống, deadlock xảy ra không thường xuyên; do đó phương pháp này là rẻ hơn chi phí cho phương pháp ngăn chặn deadlock, tránh deadlock, hay phát hiện và phục hồi deadlock mà chúng phải được sử dụng liên tục. Trong một số trường hợp, hệ thống ở trong trạng thái cô đặc nhưng không ở trạng thái deadlock. Như thí dụ, xem xét một quá trình thời thực chạy tại độ ưu tiên cao nhất (hay bất cứ quá trình đang chạy trên bộ

5.4. Ngăn chặn deadlock

Để deadlock xảy ra, một trong bốn điều kiện cần phải xảy ra. Bằng cách đảm bảo ít nhất một trong bốn điều kiện này không thể xảy ra, chúng ta có thể ngăn chặn việc xảy ra của deadlock. Chúng ta tìm hiểu tỷ mỹ tiếp cận này bằng cách xem xét mỗi điều kiện cần riêng rẻ nhau.

5.4.1. Loại trừ hỗ tương

Điều kiện loại trừ hỗ tương phải giữ cho tài nguyên không chia sẻ. Thí dụ, một máy in không thể được chia sẻ cùng lúc bởi nhiều quá trình. Ngược lại, các tài nguyên có thể chia sẻ không đòi hỏi truy xuất loại trừ hỗ tương và do đó không thể liên quan đến deadlock. Những tập tin chỉ đọc là một thí dụ tốt cho tài nguyên có thể chia sẻ. Nếu nhiều quá trình cố gắng mở một tập tin chỉ đọc tại cùng một thời điểm thì chúng có thể được gán truy xuất cùng lúc tập tin. Một quá trình không bao giờ yêu cầu chờ tài nguyên có thể chia sẻ. Tuy nhiên, thường chúng ta không thể ngăn chặn deadlock bằng cách từ chối điều kiện loại trừ hỗ tương: một số tài nguyên về thực chất không thể chia sẻ.

5.4.2. Giữ và chờ cấp thêm tài nguyên

Để đảm bảo điều kiện giữ-và-chờ cấp thêm tài nguyên không bao giờ xảy ra trong hệ thống, chúng ta phải đảm bảo rằng bất cứ khi nào một quá trình yêu cầu tài nguyên, nó không giữ bất cứ tài nguyên nào khác. Một giao thức có thể được dùng là đòi hỏi mỗi quá trình yêu cầu và được cấp phát tất cả tài nguyên trước khi nó bắt đầu thực thi. Chúng ta có thể cài đặt sự cung cấp này bằng cách yêu cầu các lời gọi hệ thống yêu cầu tài nguyên cho một quá trình trước tất cả các lời gọi hệ thống khác.

Một giao thức khác cho phép một quá trình yêu cầu tài nguyên chỉ khi quá trình này không có tài nguyên nào. Một quá trình có thể yêu cầu một số tài nguyên và dùng chúng. Tuy nhiên, trước khi nó có thể yêu cầu bất kỳ tài nguyên bổ sung nào, nó phải giải phóng tất cả tài nguyên mà nó hiện đang được cấp phát.

Để hiển thị sự khác nhau giữa hai giao thức, chúng ta xét một quá trình chép dữ liệu từ băng từ tới tập tin đĩa, sắp xếp tập tin đĩa và sau đó in kết quả ra máy in. Nếu tất cả tài nguyên phải được yêu cầu cùng một lúc thì khởi đầu quá trình phải yêu cầu băng từ, tập tin đĩa và máy in. Nó sẽ giữ máy in trong toàn thời gian thực thi của nó mặc dù nó cần máy in chỉ ở giai đoạn cuối.

Phương pháp thứ hai cho phép quá trình yêu cầu ban đầu chỉ băng từ và tập tin đĩa. Nó chép dữ liệu từ băng từ tới đĩa, rồi giải phóng cả hai băng từ và đĩa. Sau đó, quá trình phải yêu cầu lại tập tin đĩa và máy in. Sau đó, chép tập tin đĩa tới máy in, nó giải phóng hai tài nguyên này và kết thúc.

Hai giao thức này có hai nhược điểm chủ yếu. Thứ nhất, việc sử dụng tài nguyên có thể chậm vì nhiều tài nguyên có thể được cấp nhưng không được sử dụng trong thời gian dài. Trong thí dụ được cho, chúng ta có thể giải phóng băng từ và tập tin đĩa, sau đó yêu cầu lại tập tin đĩa và máy in chỉ nếu chúng ta đảm bảo rằng dữ liệu của chúng ta sẽ vẫn còn trên tập tin đĩa. Nếu chúng ta không thể đảm bảo rằng dữ liệu vẫn còn tập tin đĩa thì chúng ta phải yêu cầu tất cả tài nguyên tại thời điểm bắt đầu cho cả hai giao thức. Thứ hai, đói tài nguyên là có thể. Một quá trình cần nhiều tài nguyên phổ biến có thể phải đợi vô hạn định vì một tài nguyên mà nó cần luôn được cấp phát cho quá trình khác.

5.4.3. Không đòi lại tài nguyên từ quá trình đang giữ chúng

Điều kiện cần thứ ba là không đòi lại những tài nguyên đã được cấp phát rồi. Để đảm bảo điều kiện này không xảy ra, chúng ta có thể dùng giao thức sau. Nếu một quá trình đang giữ một số tài nguyên và yêu cầu tài nguyên khác mà không được cấp phát tức thì tới nó (nghĩa là, quá trình phải chờ) thì tất cả tài nguyên hiện đang giữ được đòi lại. Nói cách khác, những tài nguyên này được giải phóng hoàn toàn. Những tài nguyên bị đòi lại được thêm tới danh sách các tài nguyên mà quá trình đang chờ. Quá trình sẽ được khởi động lại chỉ khi nó có thể nhận lại tài nguyên cũ của nó cũng như các tài nguyên mới mà nó đang yêu cầu.

Có một sự chọn lựa khác, nếu một quá trình yêu cầu một số tài nguyên, đầu tiên chúng ta kiểm tra chúng có sẵn không. Nếu tài nguyên có sẵn, chúng ta cấp phát chúng. Nếu tài nguyên không có sẵn, chúng ta kiểm tra chúng có được cấp phát tới một số quá trình khác đang chờ tài nguyên bổ sung. Nếu đúng như thế, chúng ta lấy lại tài nguyên mong muốn đó từ quá trình đang đợi và cấp chúng cho quá trình đang yêu cầu. Nếu tài nguyên không sẵn có hay được giữ bởi một quá trình đang đợi, quá trình đang yêu cầu phải chờ. Trong khi nó đang chờ, một số tài nguyên của nó có thể được đòi lại chỉ nếu quá trình khác yêu cầu chúng. Một quá trình có thể được khởi động lại chỉ khi nó được cấp các tài nguyên mới mà nó đang yêu cầu và phục hồi bất cứ tài nguyên nào đã bị lấy lại trong khi nó đang chờ.

Giao thức này thường được áp dụng tới tài nguyên mà trạng thái của nó có thể được lưu lại dễ dàng và phục hồi lại sau đó, như các thanh ghi CPU và không gian bộ nhớ. Nó thường không thể được áp dụng cho các tài nguyên như máy in và băng từ.

5.4.4. Tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên

Điều kiện thứ tư và cũng là điều kiện cuối cùng cho deadlock là điều kiện tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên. Một cách để đảm bảo rằng điều kiện này không bao giờ xảy ra là áp đặt toàn bộ thứ tự của tất cả loại tài nguyên và đòi hỏi mỗi quá trình trong thứ tự tăng của số lượng.

Gọi R = {R1, R2, …, Rm} là tập hợp loại tài nguyên. Chúng ta gán mỗi loại tài nguyên một số nguyên duy nhất, cho phép chúng ta so sánh hai tài nguyên và xác định tài nguyên này có đứng trước tài nguyên khác hay không trong thứ tự của chúng ta. Thông thường, chúng ta định nghĩa hàm ánh xạ một-một F: R → N, ở đây N là tập hợp các số tự nhiên. Thí dụ, nếu tập hợp các loại tài nguyên R gồm các ổ băng từ, ổ đĩa và máy in thì hàm F có thể được định nghĩa như sau:

F(ổ băng từ) = 1,
F(đĩa từ) = 5,
F(máy in) = 12.

Bây giờ chúng ta xem giao thức sau để ngăn chặn deadlock: mỗi quá trình có thể yêu cầu tài nguyên chỉ trong thứ tự tăng của số lượng. Nghĩa là, một quá trình ban đầu có thể yêu cầu bất cứ số lượng thể hiện của một loại tài nguyên Ri. Sau đó, một quá trình có thể yêu cầu các thể hiện của loại tài nguyên Rj nếu và chỉ nếu F(Rj) > F(Ri). Nếu một số thể hiện của cùng loại tài nguyên được yêu cầu, thì một yêu cầu cho tất cả thể hiện phải được cấp phát. Thí dụ, sử dụng hàm được định nghĩa trước đó, một quá trình muốn dùng ổ băng từ và máy in tại cùng một lúc trước tiên phải yêu cầu ổ băng từ và sau đó yêu cầu máy in.

Nói một cách khác, chúng ta yêu cầu rằng, bất cứ khi nào một quá trình yêu cầu một thể hiện của loại tài nguyên Rj, nó giải phóng bất cứ tài nguyên Ri sao cho F(Ri) ≥ F(Rj).

Nếu có hai giao thức được dùng thì điều kiện tồn tại chu trình không thể xảy ra. Chúng ta có thể giải thích điều này bằng cách cho rằng tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên tồn tại. Gọi tập hợp các quá trình chứa tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên là {P0, P1, … , Pn}, ở đây Pi đang chờ một tài nguyên Ri, mà Ri được giữ bởi quá trình Pi+1. Vì sau đó quá trình Pi+1 đang giữ tài nguyên Ri trong khi yêu cầu tài nguyên Ri+1, nên chúng ta có F(Ri) < F(Ri+1) cho tất cả i. Nhưng điều kiện này có nghĩa là F(R0) < F(R1) < …< F(Rn) < F(R0). Bằng qui tắc bắt cầu F(R0) < F(R0), điều này là không thể. Do đó, không thể có chờ chu trình.

Chú ý rằng hàm F nên được định nghĩa dựa theo thứ tự tự nhiên của việc sử dụng tài nguyên trong hệ thống. Thí dụ, vì ổ băng từ thường được yêu cầu trước máy in nên có thể hợp lý để định nghĩa F(ổ băng từ) < F(máy in).

5.5. Tránh deadlock

Các giải thuật ngăn chặn deadlock, được thảo luận ở VII-6, ngăn chặn deadlock bằng cách hạn chế cách các yêu cầu có thể được thực hiện. Các ngăn chặn đảm bảo rằng ít nhất một trong những điều kiện cần cho deadlock không thể xảy ra. Do đó, deadlock không thể xảy ra. Tuy nhiên, các tác dụng phụ có thể ngăn chặn deadlock bởi phương pháp này là việc sử dụng thiết bị chậm và thông lượng hệ thống bị giảm.

Một phương pháp khác để tránh deadlock là yêu cầu thông tin bổ sung về cách tài nguyên được yêu cầu. Thí dụ, trong một hệ thống với một ổ băng từ và một máy in, chúng ta có thể bảo rằng quá trình P sẽ yêu cầu ổ băng từ trước và sau đó máy in trước khi giải phóng cả hai tài nguyên. Trái lại, quá trình Q sẽ yêu cầu máy in trước và sau đó ổ băng từ. Với kiến thức về thứ tự hoàn thành của yêu cầu và giải phóng cho mỗi quá trình, chúng ta có thể quyết định cho mỗi yêu cầu của quá trình sẽ chờ hay không. Mỗi yêu cầu đòi hỏi hệ thống xem tài nguyên hiện có, tài nguyên hiện được cấp tới mỗi quá trình, và các yêu cầu và giải phóng tương lai của mỗi quá trình, để yêu cầu của quá trình hiện tại có thể được thoả mãn hay phải chờ để tránh khả năng xảy ra deadlock.

Các giải thuật khác nhau có sự khác nhau về lượng và loại thông tin được yêu cầu. Mô hình đơn giản và hữu ích nhất yêu cầu mỗi quá trình khai báo số lớn nhất tài nguyên của mỗi loại mà nó cần. Thông tin trước về số lượng tối đa tài nguyên của mỗi loại được yêu cầu cho mỗi quá trình, có thể xây dựng một giải thuật đảm bảo hệ thống sẽ không bao giờ đi vào trạng thái deadlock. Đây là giải thuật định nghĩa tiếp cận tránh deadlock. Giải thuật tránh deadlock tự xem xét trạng thái cấp phát tài nguyên để đảm bảo điều kiện tồn tại chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên có thể không bao giờ xảy ra. Trạng thái cấp phát tài nguyên được định nghĩa bởi số tài nguyên sẵn dùng và tài nguyên được cấp phát và số yêu cầu tối đa của các quá trình.

5.5.1. Trạng thái an toàn

Một trạng thái là an toàn nếu hệ thống có thể cấp phát các tài nguyên tới mỗi quá trình trong một vài thứ tự và vẫn tránh deadlock. Hay nói cách khác, một hệ thống ở trong trạng thái an toàn chỉ nếu ở đó tồn tại một thứ tự an toàn. Thứ tự của các quá trình <P1, P2, …, Pn> là một thứ tự an toàn cho trạng thái cấp phát hiện hành nếu đối

với mỗi thứ tự Pi, các tài nguyên mà Pi yêu cầu vẫn có thể được thoả mãn bởi tài nguyên hiện có cộng với các tài nguyên được giữ bởi tất cả Pj, với j<i. Trong trường hợp này, nếu những tài nguyên mà quá trình Pi yêu cầu không sẵn dùng tức thì thì Pi có thể chờ cho đến khi tất cả Pj hoàn thành. Khi chúng hoàn thành, Pi có thể đạt được tất cả những tài nguyên nó cần, hoàn thành các tác vụ được gán, trả về những tài nguyên được cấp phát cho nó và kết thúc. Khi Pi kết thúc, Pi+1 có thể đạt được các tài nguyên nó cần,... Nếu không có thứ tự như thế tồn tại thì trạng thái hệ thống là không an toàn.

Một trạng thái an toàn không là trạng thái deadlock. Do đó, trạng thái deadlock là trạng thái không an toàn. Tuy nhiên, không phải tất cả trạng thái không an toàn là deadlock (hình VI-4). Một trạng thái không an toàn có thể dẫn đến deadlock. Với điều kiện trạng thái là an toàn, hệ điều hành có thể tránh trạng thái không an toàn (và deadlock). Trong một trạng thái không an toàn, hệ điều hành có thể ngăn chặn các quá trình từ những tài nguyên đang yêu cầu mà deadlock xảy ra: hành vi của các quá trình này điều khiển các trạng thái không an toàn.

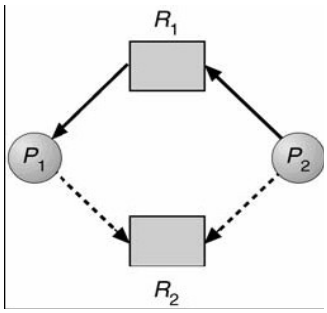
5.5.2. Giải thuật đồ thị cấp phát tài nguyên

Nếu chúng ta có một hệ thống cấp phát tài nguyên với một thể hiện của mỗi loại, một biến dạng của đồ thị cấp phát tài nguyên được định nghĩa trong phần VI.4.2 có thể được dùng để tránh deadlock.

Ngoài các cạnh yêu cầu và gán, chúng ta giới thiệu một loại cạnh mới được gọi là cạnh thỉnh cầu (claim edge). Một cạnh thỉnh cầu Pi → Rj hiển thị quá trình Pi có thể yêu

cầu tài nguyên Rj vào một thời điểm trong tương lai. Cạnh này tương tự cạnh yêu cầu về phương hướng nhưng được hiện diện bởi dấu đứt khoảng. Khi quá trình Pi yêu cầu tài nguyên Rj, cạnh thỉnh cầu Pi → Rj chuyển tới cạnh yêu cầu. Tương tự, khi một tài nguyên Rj được giải phóng bởi Pi, cạnh gán Rj → Pi được chuyển trở lại thành cạnh thỉnh cầu Pi → Rj. Chúng ta chú ý rằng các tài nguyên phải được yêu cầu trước trong hệ thống. Nghĩa là, trước khi Pi bắt đầu thực thi, tất cả các cạnh thỉnh cầu của nó phải xuất hiện trong đồ thị cấp phát tài nguyên. Chúng ta có thể giảm nhẹ điều kiện này bằng cách cho phép một cạnh Pi → Rj để được thêm tới đồ thị chỉ nếu tất cả các cạnh gắn liền với quá trình Pi là các cạnh thỉnh cầu.

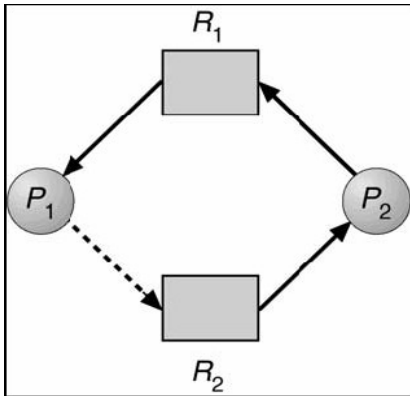
Giả sử rằng Pi yêu cầu tài nguyên Rj. Yêu cầu có thể được gán chỉ nếu chuyển cạnh yêu cầu Pi → Rj tới cạnh gán Rj→Pi không dẫn đến việc hình thành chu trình trong đồ thị cấp phát tài nguyên. Chú ý rằng chúng ta kiểm tra tính an toàn bằng cách dùng giải thuật phát hiện chu trình. Một giải thuật để phát hiện một chu trình trong đồ thị này yêu cầu một thứ tự của n2 thao tác, ở đây n là số quá trình trong hệ thống.



Đồ thị cấp phát tài nguyên để tránh deadlock

Nếu không có chu trình tồn tại, thì việc cấp phát tài nguyên sẽ để lại hệ thống trong trạng thái an toàn. Nếu chu trình được tìm thấy thì việc cấp phát sẽ đặt hệ thống trong trạng thái không an toàn. Do đó, quá trình Pi sẽ phải chờ yêu cầu của nó được thoả.

Để minh hoạ giải thuật này, chúng ta xét đồ thị cấp phát tài nguyên của hình VI-5. Giả sử rằng P2 yêu cầu R2. Mặc dù R2 hiện rảnh nhưng chúng ta không thể cấp phát nó tới P2 vì hoạt động này sẽ tạo ra chu trình trong đồ thị (Hình VI-6). Một chu trình hiển thị rằng hệ thống ở trong trạng thái không an toàn. Nếu P1 yêu cầu R2 và P2 yêu cầu R1 thì deadlock sẽ xảy ra.



Trạng thái không an toàn trong đồ thị cấp phát tài nguyên

5.5.3. Giải thuật của Banker

Giải thuật đồ thị cấp phát tài nguyên không thể áp dụng tới hệ thống cấp phát tài nguyên với nhiều thể hiện của mỗi loại tài nguyên. Giải thuật tránh deadlock mà chúng ta mô tả tiếp theo có thể áp dụng tới một hệ thống nhưng ít hiệu quả hơn cơ chế đồ thị cấp phát tài nguyên. Giải thuật này thường được gọi là giải thuật của Banker. Tên được chọn vì giải thuật này có thể được dùng trong hệ thống ngân hàng để đảm bảo ngân hàng không bao giờ cấp phát tiền mặt đang có của nó khi nó không thể thoả mãn các yêu cầu của tất cả khách hàng.

Khi một quá trình mới đưa vào hệ thống, nó phải khai báo số tối đa các thể hiện của mỗi loại tài nguyên mà nó cần. Số này có thể không vượt quá tổng số tài nguyên trong hệ thống. Khi một người dùng yêu cầu tập hợp các tài nguyên, hệ thống phải xác định việc cấp phát của các tài nguyên này sẽ để lại hệ thống ở trạng thái an toàn hay không. Nếu trạng thái hệ thống sẽ là an toàn, tài nguyên sẽ được cấp; ngược lại quá trình phải chờ cho tới khi một vài quá trình giải phóng đủ tài nguyên.

Nhiều cấu trúc dữ liệu phải được duy trì để cài đặt giải thuật Banker. Những cấu trúc dữ liệu này mã hoá trạng thái của hệ thống cấp phát tài nguyên. Gọi n là số quá trình trong hệ thống và m là số loại tài nguyên trong hệ thống. Chúng ta cần các cấu trúc dữ liệu sau:

0• **Available**: một vector có chiều dài m hiển thị số lượng tài nguyên sẵn dùng của mỗi loại. Nếu Available[j]= k, có k thể hiện của loại tài nguyên R_j sẵn dùng.

1• **Max**: một ma trận n x m định nghĩa số lượng tối đa yêu cầu của mỗi quá trình. Nếu Max[i , j] = k, thì quá trình P_i có thể yêu cầu nhiều nhất k thể hiện của loại tài nguyên R_j.

2• **Allocation**: một ma trận n x m định nghĩa số lượng tài nguyên của mỗi loại hiện được cấp tới mỗi quá trình. Nếu Allocation[i, j] = k, thì quá trình P_i hiện được cấp k thể hiện của loại tài nguyên R_j.

0• **Need**: một ma trận n x m hiển thị yêu cầu tài nguyên còn lại của mỗi quá trình. Nếu Need[i, j] = k, thì quá trình P_i có thể cần thêm k thể hiện của loại tài nguyên R_j để hoàn thành tác vụ của nó. Chú ý rằng, Need[i, j] = Max[i, j] – Allocation [i, j].

Cấu trúc dữ liệu này biến đổi theo thời gian về kích thước và giá trị Để đơn giản việc trình bày của giải thuật Banker, chúng ta thiết lập vài ký hiệu. Gọi X và Y là các vector có chiều dài n. Chúng ta nói rằng $X \leq Y$ nếu và chỉ nếu $X[i] \leq Y[i]$ cho tất cả i = 1, 2, …, n. Thí dụ, nếu X = (1, 7, 3, 2) và Y = (0, 3, 2, 1) thì $Y \leq X$, $Y < X$ nếu $Y \leq X$ và $Y \neq X$.

Chúng ta có thể xem xét mỗi dòng trong ma trận Allocation và Need như là những vectors và tham chiếu tới chúng như Allocationi và Needi tương ứng. Vector Allocationi xác định tài nguyên hiện được cấp phát tới quá trình Pi; vector Needi xác định các tài nguyên bổ sung mà quá trình Pi có thể vẫn yêu cầu để hoàn thành tác vụ của nó.

5.5.3.1. Giải thuật an toàn

Giải thuật để xác định hệ thống ở trạng thái an toàn hay không có thể được mô tả như sau:

11) Gọi Work và Finish là các vector có chiều dài m và n tương ứng. Khởi tạo Work:=Available và Finish[i]:=false cho i = 1, 2, …,n.

22) Tìm i thỏa:

3a) Finish[i] = false

4b) Need $_i \leq$ Work.

5Nếu không có i nào thỏa, di chuyển tới bước 4

63) Work:=Work + Allocation $_i$

Finish[i] := true

Di chuyển về bước 2.

4) Nếu Finish[i] = true cho tất cả i, thì hệ thống đang ở trạng thái an toàn.

2Giải thuật này có thể yêu cầu độ phức tạp mxn^2 thao tác để quyết định trạng thái là an toàn hay không.

5.5.3.2. Giải thuật yêu cầu tài nguyên

Cho $Request_i$ là vector yêu cầu cho quá trình P_i. Nếu $Request_i[j] = k$, thì quá trình P_i muốn k thể hiện của loại tài nguyên R_j. Khi một yêu cầu tài nguyên được thực hiện bởi quá trình P_i, thì các hoạt động sau được thực hiện:

11) Nếu $Request_i \leq Need_i$, di chuyển tới bước 2. Ngược lại, phát sinh một điều kiện lỗi vì quá trình vượt quá yêu cầu tối đa của nó.

22) Nếu $Request_i \leq$ Available, di chuyển tới bước 3. Ngược lại, P_i phải chờ vì tài nguyên không sẵn có.

33) Giả sử hệ thống cấp phát các tài nguyên được yêu cầu tới quá trình P_i bằng cách thay đổi trạng thái sau:

$Available := Available – Request_i;$
$Allocation_i := Allocation_i + Request_i;$
$Need_i := Need_i – Request_i;$

Nếu kết quả trạng thái cấp phát tài nguyên là an toàn, thì giao dịch được hoàn thành và quá trình P_i được cấp phát tài nguyên của nó. Tuy nhiên, nếu trạng thái mới là không an toàn, thì P_i phải chờ $Request_i$ và trạng thái cấp phát tài nguyên cũ được phục hồi.

CHƯƠNG 6: QUẢN LÝ BỘ NHỚ TRONG

Chương này nhằm đề cập những vấn đề cần quan tâm khi thiết kế module quản lý bộ nhớ của Hệ điều hàn . Một số mô hình tổ chức bộ nhớ cũng được giới thiệu và phân tích ưu, khuyết điểm để các bạn có thể hiểu được cách thức cấp phát và thu hồi bộ nhớ diễn ra như thế nào

Bộ nhớ chính là thiết bị lưu trữ duy nhất thông qua đó CPU có thể trao đổi thông tin với môi trường ngoài, do vậy nhu cầu tổ chức, quản lý bộ nhớ là một trong những nhiệm vụ trọng tâm hàng đầu của hệ điều hành . Bộ nhớ chính được tổ chức như một mảng một chiều các từ nhớ (word), mỗi từ nhớ có một địa chỉ . Việc trao đổi thông tin với môi trường ngoài được thực hiện thông qua các thao tác đọc hoặc ghi dữ liệu vào một địa chỉ cụ thể nào đó trong bộ nhớ.

Hầu hết các hệ điều hành hiện đại đều cho phép chế độ đa nhiệm nhằm nâng cao hiệu suất sử dụng CPU. Tuy nhiên kỹ thuật này lại làm nảy sinh nhu cầu chia sẻ bộ nhớ giữa các tiến trình khác nhau . Vấn đề nằm ở chỗ : « *bộ nhớ thì hữu hạn và các yêu cầu bộ nhớ thì vô hạn* ».

Hệ điều hành chịu trách nhiệm cấp phát vùng nhớ cho các tiến trình có yêu cầu. Để thực hiện tốt nhiệm vụ này, hệ điều hành cần phải xem xét nhiều khía cạnh :

- Sự tương ứng giữa địa chỉ *logic* và địa chỉ vật lý (*physic*) : làm cách nào để chuyển đổi một địa chỉ tượng trưng (symbolic) trong chương trình thành một địa chỉ thực trong bộ nhớ chính?
- Quản lý bộ nhớ vật lý: làm cách nào để mở rộng bộ nhớ có sẵn nhằm lưu trữ được nhiều tiến trình đồng thời?
- Chia sẻ thông tin: làm thế nào để cho phép hai tiến trình có thể chia sẻ thông tin trong bộ nhớ?
- Bảo vệ: làm thế nào để ngăn chặn các tiến trình xâm phạm đến vùng nhớ được cấp phát cho tiến trình khác?

Các giải pháp quản lý bộ nhớ phụ thuộc rất nhiều vào đặc tính phần cứng và trải qua nhiều giai đoạn cải tiến để trở thành những giảp pháp khá thỏa đáng như hiện nay.

6.1. Ngữ cảnh liên kết bộ nhớ

Thông thường, một chương trình được lưu trữ trên đĩa như một tập tin nhị phân có thể xử lý. Để thực hiện chương trình, cần nạp chương trình vaò bộ nhớ chính, tạo lập tiến trình tương ứng để xử lý .

Hàng đợi nhập hệ thống là tập hợp các chương trình trên đĩa đang chờ được nạp vào bộ nhớ để tiến hành xử lý.

Các địa chỉ trong chương trình nguồn là địa chỉ tượng trưng , vì thế, một chương trình phải trải qua nhiều giai đoạn xử lý để chuyển đổi các địa chỉ này thành các địa chỉ tuyệt đối trong bộ nhớ chính.

Có thể thực hiện kết buộc các chỉ thị và dữ liệu với các địa chỉ bộ nhớ vào một trong những thời điểm sau :

- **Thời điểm biên dịch**: nếu tại thời điểm biên dịch, có thể biết vị trí mà tiến trình sẽ thường trú trong bộ nhớ, trình biên dịch có thể phát sinh ngay mã với các địa chỉ tuyệt đối. Tuy nhiên, nếu về sau có sự thay đổi vị trí thường trú lúc đầu của chương trình, cần phải biên dịch lại chương trình.
- **Thời điểm nạp**: nếu tại thời điểm biên dịch, chưa thể biết vị trí mà tiến trình sẽ thường trú trong bộ nhớ, trình biên dịch cần phát sinh mã tương đối (translatable). Sự liên kết địa chỉ được trì hoãn đến thời điểm chương trình được nạp vào bộ nhớ, lúc này các địa chỉ tương đối sẽ được chuyển thành địa chỉ tuyệt đối do đã biết vị trí bắt đầu lưu trữ tiến trình. Khi có sự thay đổi vị trí lưu trữ, chỉ cần nạp lại chương trình để tính toán lại các địa chỉ tuyệt đối, mà không cần biên dịch lại.
- **Thời điểm xử lý**: nếu có nhu cầu di chuyển tiến trình từ vùng nhớ này sang vùng nhớ khác trong quá trình tiến trình xử lý, thì thời điểm kết buộc địa chỉ phải trì hoãn đến tận thời điểm xử lý. Để thực hiện kết buộc địa chỉ vào thời điểm xử lý, cần sử dụng cơ chế phần cứng đặc biệt.

6.2. Không gian địa chỉ lôgic và không gian địa chỉ vật lý

Một trong những hướng tiếp cận trung tâm nhằm tổ chức quản lý bộ nhớ một cách hiệu qủa là đưa ra khái niệm không gian địa chỉ được xây dựng trên không gian nhớ vật lý, việc tách rời hai không gian này giúp hệ điều hành dễ dàng xây dựng các cơ chế và chiến lược quản lý bộ nhớ hữu hiệu :

- *Địa chỉ logic* – còn gọi là *địa chỉ ảo* , là tất cả các địa chỉ do bộ xử lý tạo ra.
- *Địa chỉ vật lý* - là địa chỉ thực tế mà trình quản lý bộ nhớ nhìn thấy và thao tác.
- *Không gian địa chỉ* – là tập hợp tất cả các địa chỉ ảo phát sinh bởi một chương trình.
- *Không gian vật lý* – là tập hợp tất cả các địa chỉ vật lý tương ứng với các địa chỉ ảo.

Địa chỉ ảo và địa chỉ vật lý là như nhau trong phương thức kết buộc địa chỉ vào thời điểm biên dịch cũng như vào thời điểm nạp. Nhưng có sự khác biệt giữa địa chỉ ảo và địa chỉ vật lý trong phương thức kết buộc vào thời điểm xử lý.

MMU (*memory-management unit*) là một cơ chế phần cứng được sử dụng để thực hiện chuyển đổi địa chỉ ảo thành địa chỉ vật lý vào thời điểm xử lý.

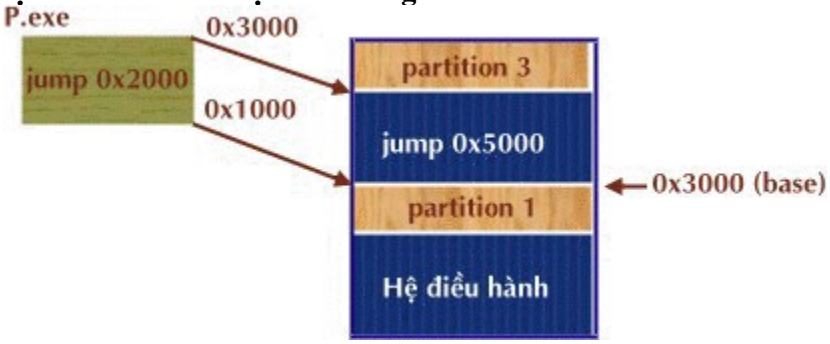
Chương trình của người sử dụng chỉ thao tác trên các địa chỉ ảo, không bao giờ nhìn thấy các địa chỉ vật lý . Địa chỉ thật sự ứng với vị trí của dữ liệu trong bô nhớ chỉ được xác định khi thực hiện truy xuất đến dữ liệu.

6.3. Cấp phát liên tục

6.3.1. Mô hình Linker_Loader

Ý tưởng : Tiến trình được nạp vào một vùng nhớ liên tục đủ lớn để chứa toàn bộ tiến trình. Tại thời điểm biên dịch các địa chỉ bên trong tiến trình vẫn là địa chỉ tương đối. Tại thời điểm nạp, Hệ điều hành sẽ trả về địa chỉ bắt đầu nạp tiến trình, và tính toán để

chuyển các địa chỉ tương đối về địa chỉ tuyệt đối trong bộ nhớ vật lý theo công thức **địa chỉ vật lý = địa chỉ bắt đầu + địa chỉ tương đối**.

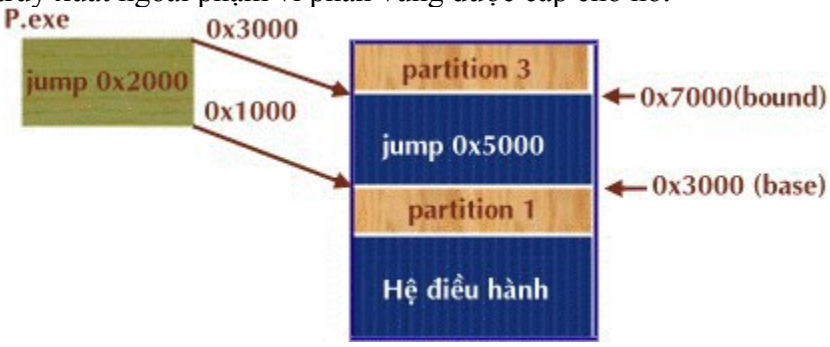


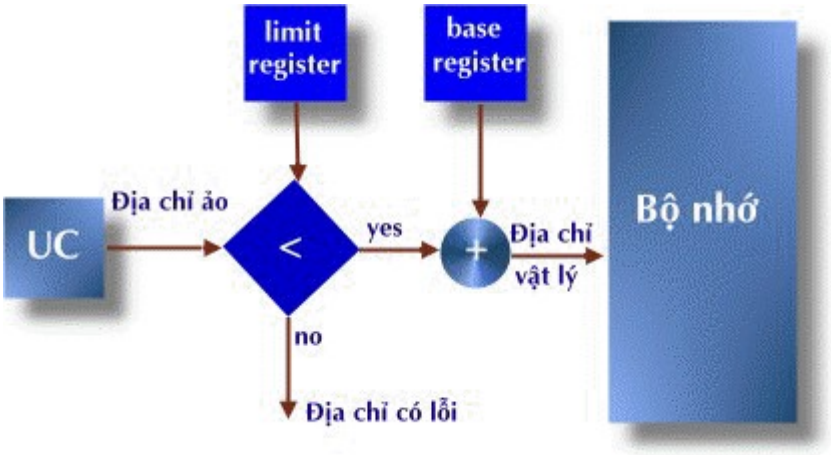
Thảo luận:

- Thời điểm kết buôc địa chỉ là thời điểm nạp, do vậy sau khi nạp không thể dời chuyển tiến trình trong bộ nhớ .
- Không có khả năng kiểm soát địa chỉ các tiến trình truy cập, do vậy không có sự bảo vệ.

6.3.2. Mô hình Base &Bound

Ý tưởng : Tiến trình được nạp vào một vùng nhớ liên tục đủ lớn để chứa toàn bộ tiến trình. Tại thời điểm biên dịch các địa chỉ bên trong tiến trình vẫn là địa chỉ tương đối. Tuy nhiên bổ túc vào cấu trúc phần cứng của máy tính một thanh ghi nền (*base register*) và một thanh ghi giới hạn (*bound register*). Khi một tiến trình được cấp phát vùng nhớ, nạp vào thanh ghi nền địa chỉ bắt đầu của phân vùng được cấp phát cho tiến trình, và nạp vào thanh ghi giới hạn kích thước của tiến trình. Sau đó, mỗi địa chỉ bộ nhớ được phát sinh sẽ tự động được cộng với địa chỉ chứa trong thanh ghi nền để cho ra địa chỉ tuyệt đối trong bộ nhớ, các địa chỉ cũng được đối chiếu với thanh ghi giới hạn để bảo đảm tiến trình không truy xuất ngoài phạm vi phân vùng được cấp cho nó.

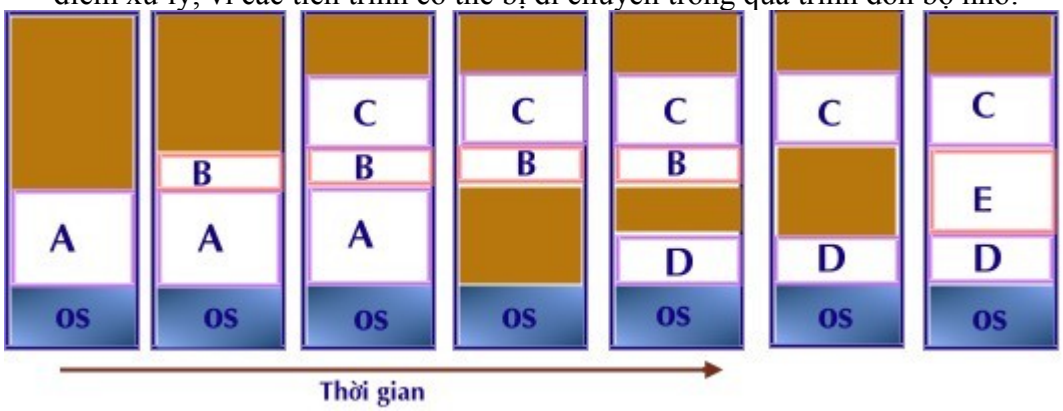




Hai thanh ghi hỗ trợ chuyển đổi địa chỉ

Thảo luận:

- Một ưu điểm của việc sử dụng thanh ghi nền là có thể di chuyển các chương trình trong bộ nhớ sau khi chúng bắt đầu xử lý, mỗi khi tiến trình được di chuyển đến một vị trí mới, chỉ cần nạp lại giá trị cho thanh ghi nền, các địa chỉ tuyệt đối sẽ được phát sinh lại mà không cần cập nhật các địa chỉ tương đối trong chương trình
- Chịu đựng hiện tượng phân mảnh ngoài(*external fragmentation*) : khi các tiến trình lần lượt vào và ra khỏi hệ thống, dần dần xuất hiện các khe hở giữa các tiến trình. Đây là các khe hở được tạo ra do kích thước của tiến trình mới được nạp nhỏ hơn kích thước vùng nhớ mới được giải phóng bởi một tiến trình đã kết thúc và ra khỏi hệ thống. Hiện tượng này có thể dẫn đến tình huống tổng vùng nhớ trống đủ để thoả mãn yêu cầu, nhưng các vùng nhớ này lại không liên tục ! Người ta có thể áp dụng kỹ thuật « dồn bộ nhớ » (*memory compaction*) để kết hợp các mảnh bộ nhớ nhỏ rời rạc thành một vùng nhớ lớn liên tục. Tuy nhiên, kỹ thuật này đòi hỏi nhiều thời gian xử lý, ngoài ra, sự kết buộc địa chỉ phải thực hiện vào thời điểm xử lý, vì các tiến trình có thể bị di chuyển trong quá trình dồn bộ nhớ.



Phân mảnh ngoài:

Vấn đề nảy sinh khi kích thước của tiến trình tăng trưởng trong qúa trình xử lý mà không còn vùng nhớ trống gần kề để mở rộng vùng nhớ cho tiến trình. Có hai cách giải quyết:

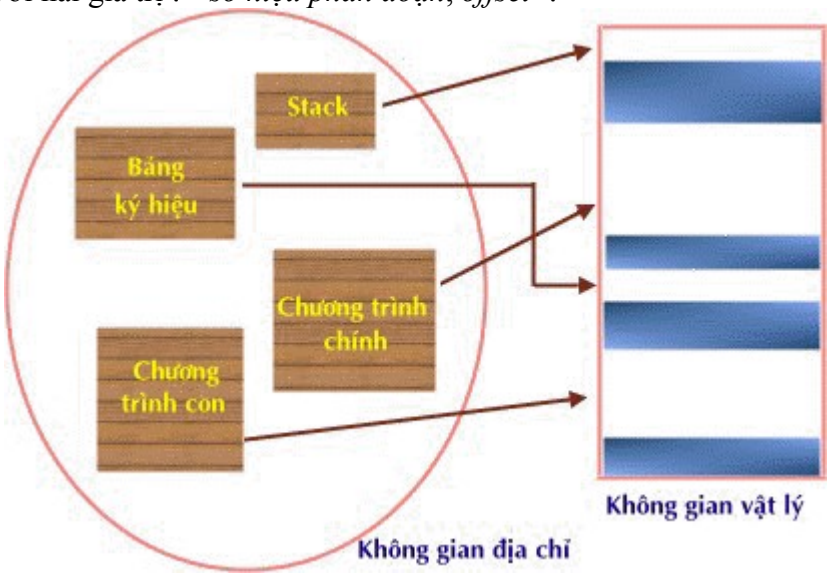
- Dời chỗ tiến trình: di chuyển tiến trình đến một vùng nhớ khác đủ lớn để thỏa mãn nhu cầu tăng trưởng của tiến trình.

- Cấp phát dư vùng nhớ cho tiến trình: cấp phát dự phòng cho tiến trình một vùng nhớ lớn hơn yêu cầu ban đầu của tiến trình.
    - Một tiến trình cần được nạp vào bộ nhớ để xử lý. Trong các phương thức tổ chức trên đây, một tiến trình luôn được lưu trữ trong bộ nhớ suốt quá trình xử lý của nó. Tuy nhiên, trong trường hợp tiến trình bị khóa, hoặc tiến trình sử dụng hết thời gian CPU dành cho nó, nó có thể được chuyển tạm thời ra bộ nhớ phụ và sau này được nạp trở lại vào bộ nhớ chính để tiếp tục xử lý.
    - Các cách tổ chức bộ nhớ trên đây đều phải chịu đựng tình trạng bộ nhớ bị phân mảnh vì chúng đều tiếp cận theo kiểu cấp phát một vùng nhớ liên tục cho tiến trình. Như đã thảo luận, có thể sử dụng kỹ thuật dồn bộ nhớ để loại bỏ sự phân mảnh ngoại vi, nhưng chi phí thực hiện rất cao. Một giải pháp khác hữu hiệu hơn là cho phép không gian địa chỉ vật lý của tiến trình không liên tục, nghĩa là có thể cấp phát cho tiến trình những vùng nhớ tự do bất kỳ, không cần liên tục.

6.4. Cấp phát không liên tục

6.4.1. Phân đoạn (Segmentation)

Ý tưởng: quan niệm không gian địa chỉ là một tập các *phân đoạn (segments)* – các phân đoạn là những phần bộ nhớ *kích thước khác nhau và có liên hệ logic với nhau*. Mỗi phân đoạn có một tên gọi (số hiệu phân đoạn) và một độ dài. Người dùng sẽ thiết lập mỗi địa chỉ với hai giá trị : <*số hiệu phân đoạn*, *offset*>.



Hình 6.4.1-1. Mô hình phân đoạn bộ nhớ

Cơ chế MMU trong kỹ thuật phân đoạn:

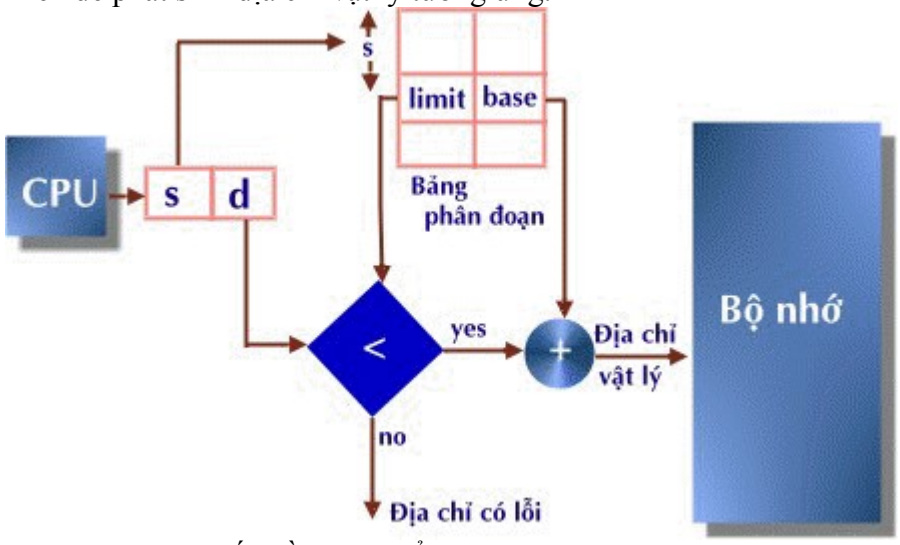
Cần phải xây dựng một ánh xạ để chuyển đổi các địa chỉ 2 chiều được người dùng định nghĩa thành địa chỉ vật lý một chiều. Sự chuyển đổi này được thực hiện qua một *bảng phân đoạn*. Mỗi thành phần trong bảng phân đoạn bao gồm một *thanh ghi nền* và

một *thanh ghi giới hạn*. Thanh ghi nền lưu trữ địa chỉ vật lý nơi bắt đầu phân đoạn trong bộ nhớ, trong khi thanh ghi giới hạn đặc tả chiều dài của phân đoạn.

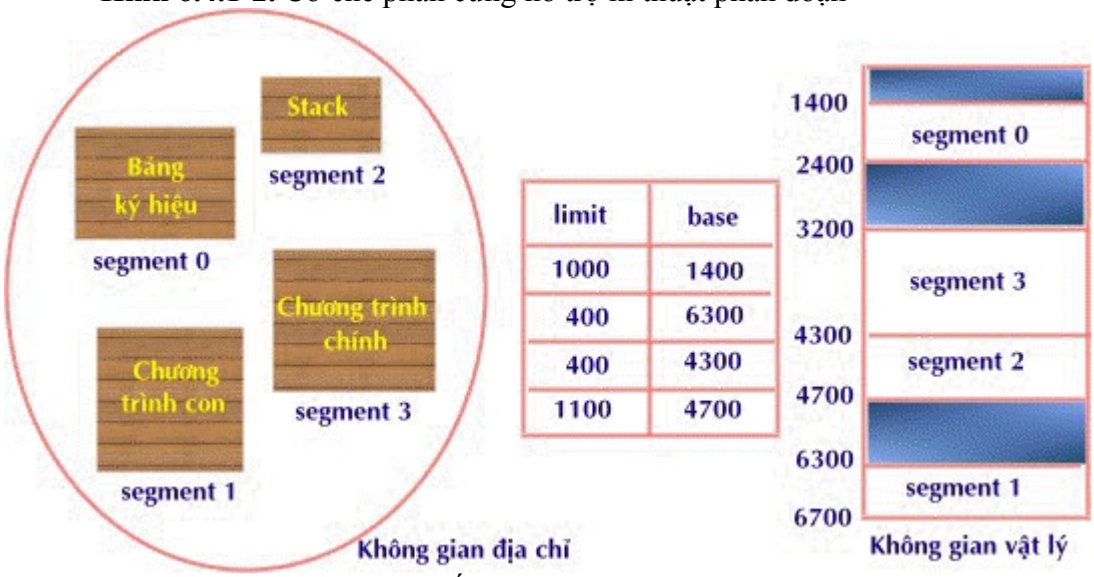
Chuyển đổi địa chỉ:

Mỗi địa chỉ ảo là một bộ <***s,d***> *:*

- *số hiệu phân đoạn s* : được sử dụng như chỉ mục đến bảng phân đoạn
- *địa chỉ tương đối d* : có giá trị trong khoảng từ 0 đến giới hạn chiều dài của phân đoạn. Nếu địa chỉ tương đối hợp lệ, nó sẽ được cộng với giá trị chứa trong thanh ghi nền để phát sinh địa chỉ vật lý tương ứng.



Hình 6.4.1-2. Cơ chế phần cứng hỗ trợ kĩ thuật phân đoạn

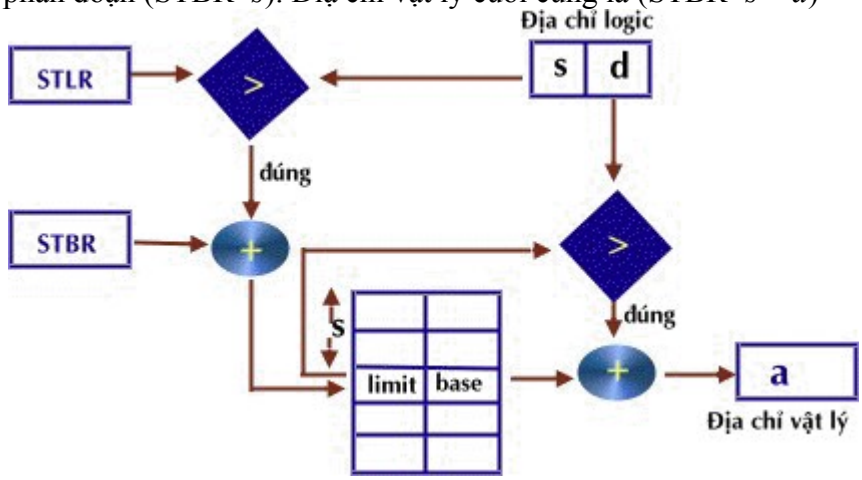


Hình 6.4.1-3. Hệ thống phân đoạn

Cài đặt bảng phân đoạn:

Có thể sử dụng các thanh ghi để lưu trữ bảng phân đoạn nếu số lượng phân đoạn nhỏ. Trong trường hợp chương trình bao gồm quá nhiều phân đoạn, bảng phân đoạn phải được lưu trong bộ nhớ chính. Một *thanh ghi nền bảng phân đoạn* (STBR) chỉ đến địa chỉ bắt đầu của bảng phân đoạn. Vì số lượng phân đoạn sử dụng trong một chương trình biến động, cần sử dụng thêm một *thanh ghi đặc tả kích thước bảng phân đoạn* (STLR).

Với một địa chỉ logic <*s,d*>, trước tiên số hiệu phân đoạn *s* được kiểm tra tính hợp lệ (s <STLR). Kế tiếp, cộng giá trị s với STBR để có được địa chỉ địa chỉ của phần tử thứ *s* trong bảng phân đoạn (STBR+*s*). Địa chỉ vật lý cuối cùng là (STBR+*s* + *d*)

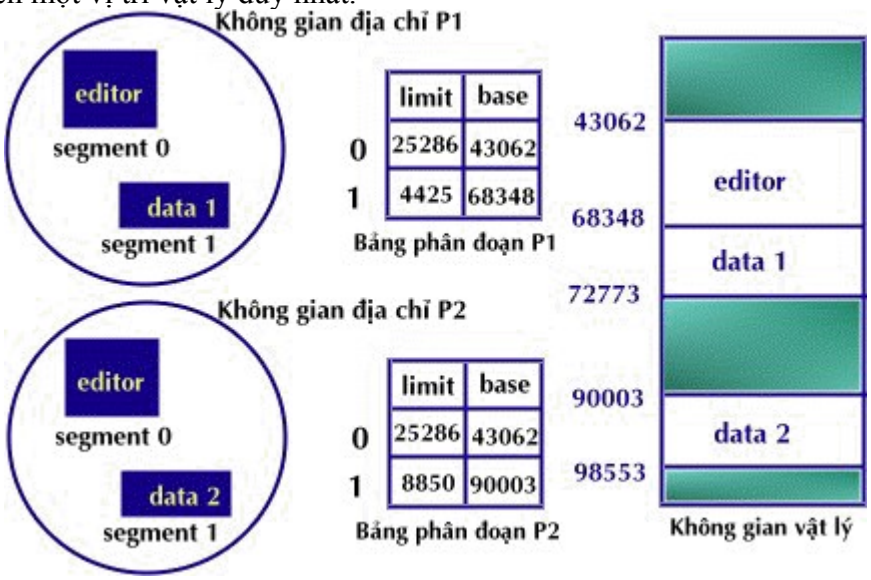


Hình 6.4.1-4. Sử dụng STBR, STLR và bảng phân đoạn

Bảo vệ: Một ưu điểm đặc biệt của cơ chế phân đoạn là khả năng đặc tả thuộc tính bảo vệ cho mỗi phân đoạn. Vì mỗi phân đoạn biểu diễn cho một phần của chương trình với ngữ nghĩa được người dùng xác định, người sử dụng có thể biết được một phân đoạn chứa đựng những gì bên trong, do vậy họ có thể đặc tả các thuộc tính bảo vệ thích hợp cho từng phân đoạn.

Cơ chế phần cứng phụ trách chuyển đổi địa chỉ bộ nhớ sẽ kiểm tra các bit bảo vệ được gán với mỗi phần tử trong bảng phân đoạn để ngăn chặn các thao tác truy xuất bất hợp lệ đến phân đoạn tương ứng.

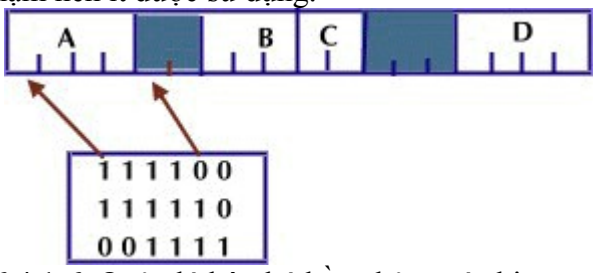
Chia sẻ phân đoạn: Một ưu điểm khác của kỹ thuật phân đoạn là khả năng chia sẻ ở mức độ phân đoạn. Nhờ khả năng này, các tiến trình có thể chia sẻ với nhau từng phần chương trình (ví dụ các thủ tục, hàm), không nhất thiết phải chia sẻ toàn bộ chương trình như trường hợp phân trang. Mỗi tiến trình có một bảng phân đoạn riêng, một phân đoạn được chia sẻ khi các phần tử trong bảng phân đoạn của hai tiến trình khác nhau cùng chỉ đến một vị trí vật lý duy nhất.



Hình 6.4.1-5. Chia sẻ code trong hệ phân đoạn

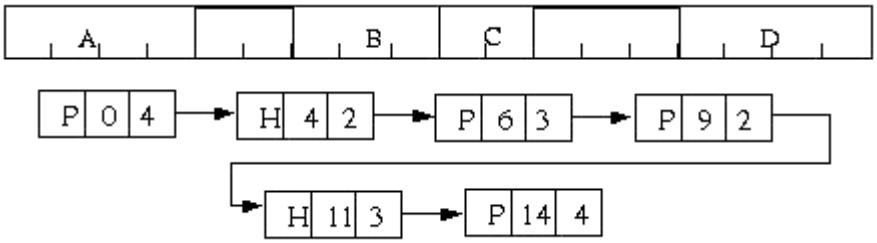
Thảo luận:

- Phải giải quyết vấn đề cấp phát động: làm thế nào để thỏa mãn một yêu cầu vùng nhớ kích thước N ? Cần phải chọn vùng nhớ nào trong danh sách vùng nhớ tự do để cấp phát ? Như vậy cần phải ghi nhớ hiện trạng bộ nhớ để có thể cấp phát đúng. Có hai phương pháp quản lý chủ yếu :
    - Quản lý bằng một bảng các bit : bộ nhớ được chia thành các đơn vị cấp phát, mỗi đơn vị được phản ánh bằng một bit trong bảng các bit, một bit nhận giá trị 0 nếu đơn vị bộ nhớ tương ứng đang tự do, và nhận giá trị 1 nếu đơn vị tương ứng đã được cấp phát cho một tiến trình. Khi cần nạp một tiến trình có kích thước *k* đơn vị, cần phải tìm trong bảng các bit một dãy con *k* bit nhận giá trị 0. Đây là một giải pháp đơn giản, nhưng thực hiện chậm nên ít được sử dụng.



Hình 6.4.1-6. Quản lý bộ nhớ bằng bảng các bit

- Quản lý bằng danh sách: Tổ chức một danh sách các phân đoạn đã cấp phát và phân đoạn tự do, một phân đoạn có thể là một tiến trình (P) hay vùng nhớ trống giữa hai tiến trình (H).



Hình 6.4.1-7. Quản lý bộ nhớ bằng danh sách

Các thuật toán thông dụng để chọn một phân đoạn tự do trong danh sách để cấp phát cho tiến trình là :

- **First-fit:** cấp phát phân đoạn tự do đầu tiên đủ lớn.
- **Best-fit:** cấp phát phân đoạn tự do nhỏ nhất nhưng đủ lớn để thõa mãn nhu cầu.
- **Worst-fit :** cấp phát phân đoạn tự do lớn nhất.

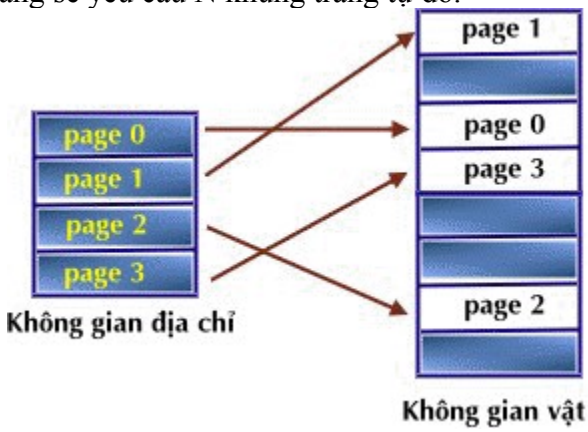
Trong hệ thống sử dụng kỹ thuật phân đoạn , hiện tượng phân mảnh ngoại vi lại xuất hiện khi các khối nhớ tự do đều quá nhỏ, không đủ để chứa một phân đoạn.

6.4.2. Phân trang (Paging)

Ý tưởng:

Phân bộ nhớ vật lý thành các khối (block) có kích thước cố định và bằng nhau, gọi là *khung trang (page frame)*. Không gian địa chỉ cũng được chia thành các khối có cùng kích thước với khung trang, và được gọi là *trang* (*page*). Khi cần nạp một tiến trình

để xử lý, các trang của tiến trình sẽ được nạp vào những khung trang còn trống. Một tiến trình kích thước N trang sẽ yêu cầu N khung trang tự do.



Hình 6.4.2-1. Mô hình bộ nhớ phân trang

Cơ chế MMU trong kỹ thuật phân trang:

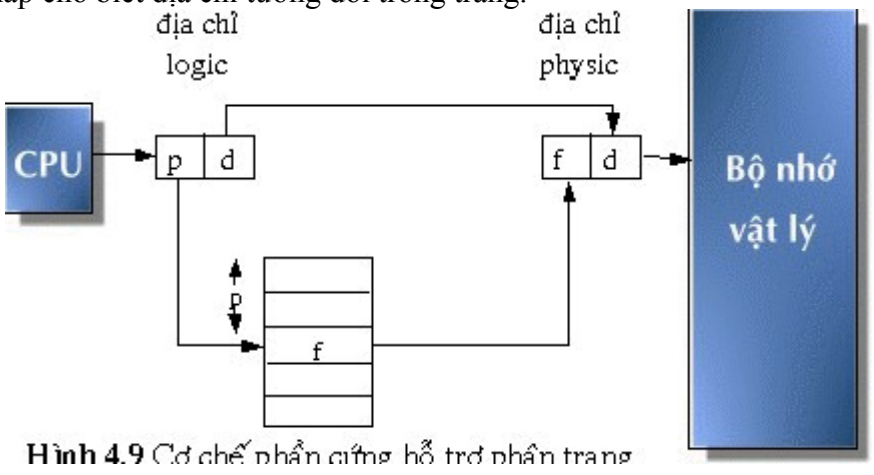
Cơ chế phần cứng hỗ trợ thực hiện chuyển đổi địa chỉ trong cơ chế phân trang là bảng trang (*pages table*). Mỗi phần tử trong bảng trang cho biết các địa chỉ bắt đầu của vị trí lưu trữ trang tương ứng trong bộ nhớ vật lý (số hiệu khung trang trong bộ nhớ vật lý đang chứa trang).

Chuyển đổi địa chỉ:

Mỗi địa chỉ phát sinh bởi CPU được chia thành hai phần:

- *số hiệu trang (p)*: sử dụng như chỉ mục đến phần tử tương ứng trong bảng trang.
- *địa chỉ tương đối trong trang (d)*: kết hợp với địa chỉ bắt đầu của trang để tạo ra địa chỉ vật lý mà trình quản lý bộ nhớ sử dụng.

Kích thước của trang do phần cứng qui định. Để dễ phân tích địa chỉ ảo thành số hiệu trang và địa chỉ tương đối, kích thước của một trang thông thường là một lũy thừa của 2 (biến đổi trong phạm vi 512 bytes và 8192 bytes). Nếu kích thước của không gian địa chỉ là 2^m và kích thước trang là 2^n, thì *m-n* bits cao của địa chỉ ảo sẽ biểu diễn số hiệu trang, và *n* bits thấp cho biết địa chỉ tương đối trong trang.



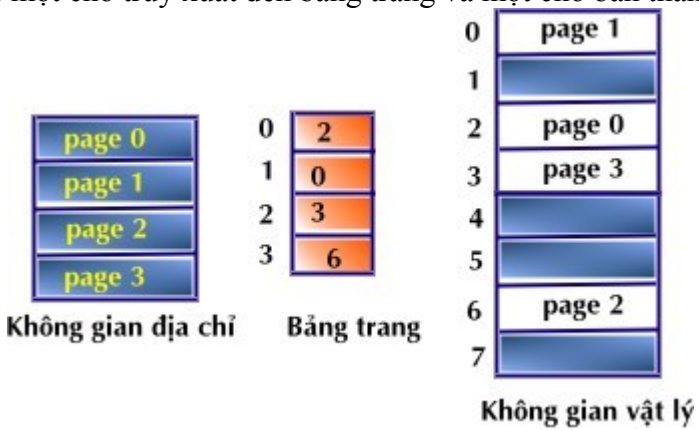
Hình 6.4.2-2. Cơ chế phần cứng hỗ trợ phân trang

Cài đặt bảng trang:

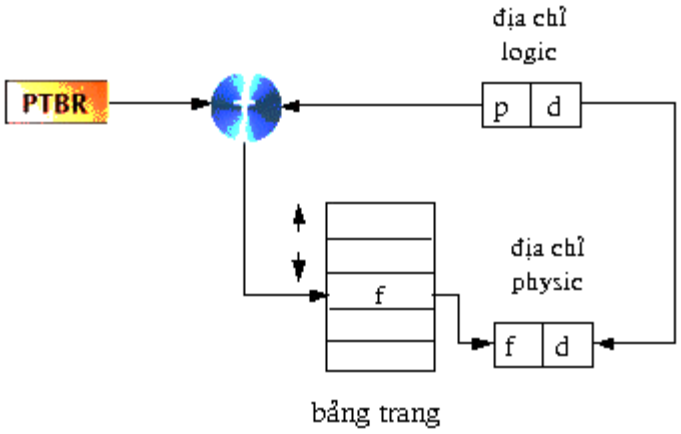
Trong trường hợp đơn giản nhất, bảng trang một tập các thanh ghi được sử dụng để cài đặt bảng trang. Tuy nhiên việc sử dụng thanh ghi chỉ phù hợp với các bảng trang

có kích thước nhỏ, nếu bảng trang có kích thước lớn, nó phải được lưu trữ trong bộ nhớ chính, và sử dụng một thanh ghi để lưu địa chỉ bắt đầu lưu trữ bảng trang (PTBR).

Theo cách tổ chức này, mỗi truy xuất đến dữ liệu hay chỉ thị đều đòi hỏi hai lần truy xuất bộ nhớ : một cho truy xuất đến bảng trang và một cho bản thân dữ liệu!



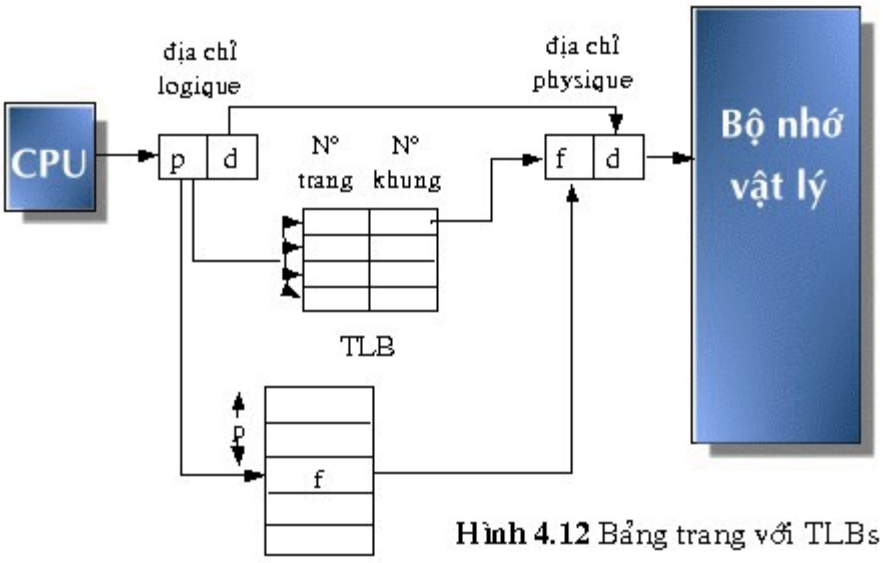
Hình 6.4.2-3. Mô hình bộ nhớ phân trang



Hình 6.4.2-4. Sử dụng thanh ghi nền trỏ đến bảng trang

Có thể né tránh bớt việc truy xuất bộ nhớ hai lần bằng cách sử dụng thêm một vùng nhớ đặc biệt , với tốc độ truy xuất nhanh và cho phép tìm kiếm song song, vùng nhớ cache nhỏ này thường được gọi là bộ nhớ kết hợp (TLBs). Mỗi thanh ghi trong bộ nhớ kết hợp gồm một từ khóa và một giá trị, khi đưa đến bộ nhớ kết hợp một đối tượng cần tìm, đối tượng này sẽ được so sánh cùng lúc với các từ khóa trong bộ nhớ kết hợp để tìm ra phần tử tương ứng. Nhờ đặc tính này mà việc tìm kiếm trên bộ nhớ kết hợp được thực hiện rất nhanh, nhưng chi phí phần cứng lại cao.

Trong kỹ thuật phân trang, TLBs được sử dụng để lưu trữ các trang bộ nhớ được truy cập gần hiện tại nhất. Khi CPU phát sinh một địa chỉ, số hiệu trang của địa chỉ sẽ được so sánh với các phần tử trong TLBs, nếu có trang tương ứng trong TLBs, thì sẽ xác định được ngay số hiệu khung trang tương ứng, nếu không mới cần thực hiện thao tác tìm kiếm trong bảng trang.



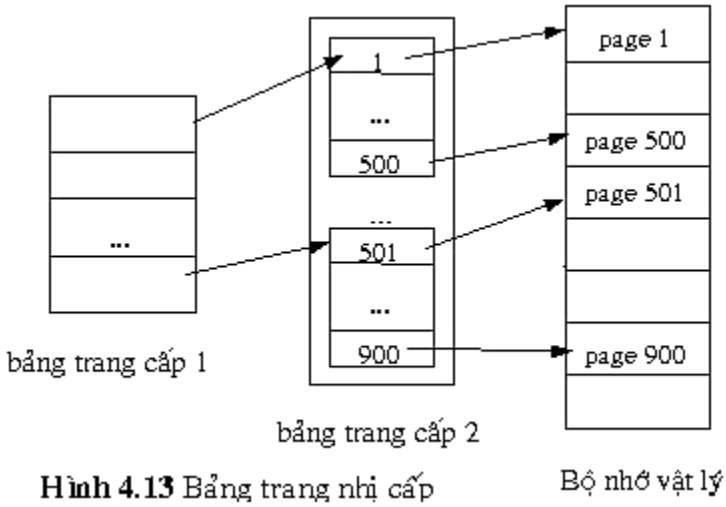
Hình 4.12 Bảng trang với TLBs

Hình 6.4.2-5. Bảng trang với TLBs

Tổ chức bảng trang:

Mỗi hệ điều hành có một phương pháp riêng để tổ chức lưu trữ bảng trang. Đa số các hệ điều hành cấp cho mỗi tiến trình một bảng trang. Tuy nhiên phương pháp này không thể chấp nhận được nếu hệ điều hành cho phép quản lý một không gian địa chỉ có dung lượng quá (2^{32}, 2^{64}): trong các hệ thống như thế, bản thân bảng trang đòi hỏi một vùng nhớ qúa lớn! Có hai giải pháp cho vấn đề này:

Phân trang đa cấp: phân chia bảng trang thành các phần nhỏ, bản thân bảng trang cũng sẽ được phân trang



Hình 4.13 Bảng trang nhị cấp

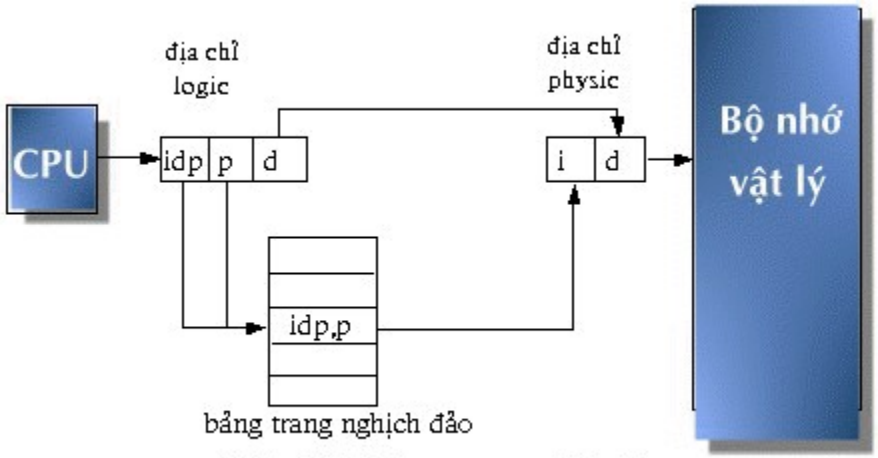
Hình 6.4.2-6. Bảng trang cấp 2

Bảng trang nghịch đảo: sử dụng duy nhất một *bảng trang nghịch đảo* cho tất cả các tiến trình . Mỗi phần tử trong *bảng trang nghịch đảo* phản ánh một khung trang trong bộ nhớ bao gồm địa chỉ logic của một trang đang được lưu trữ trong bộ nhớ vật lý tại khung trang này, cùng với thông tin về tiến trình đang được sỡ hữu trang. Mỗi địa chỉ ảo khi đó là một bộ ba <idp, p, d >

Trong đó : idp là định danh của tiến trình

p là số hiệu trang
d là địa chỉ tương đối trong trang

Mỗi phần tử trong bảng trang nghịch đảo là một cặp <idp, p >. Khi một tham khảo đến bộ nhớ được phát sinh, một phần địa chỉ ảo là <idp, p > được đưa đến cho trình quản lý bộ nhớ để tìm phần tử tương ứng trong bảng trang nghịch đảo, nếu tìm thấy, địa chỉ vật lý <i,d> sẽ được phát sinh. Trong các trường hợp khác, xem như tham khảo bộ nhớ đã truy xuất một địa chỉ bất hợp lệ.



Hình 4.14 Bảng trang nghịch đảo

Hình 6.4.2-7. Bảng trang nghịch đảo

Bảo vệ:

Cơ chế bảo vệ trong hệ thống phân trang được thực hiện với các bit bảo vệ được gắn với mỗi khung trang. Thông thường , các bit này được lưu trong bảng trang , vì mỗi truy xuất đến bộ nhớ đều phải tham khảo đến bảng trang để phát sinh địa chỉ vật lý, khi đó, hệ thống có thể kiểm tra các thao tác truy xuất trên khung trang tương ứng có hợp lệ với thuộc tính bảo vệ của nó không.

Ngoài ra, một bit phụ trội được thêm vào trong cấu trúc một phần tử của bảng trang : bit hợp lệ-bất hợp lệ (valid-invalid).

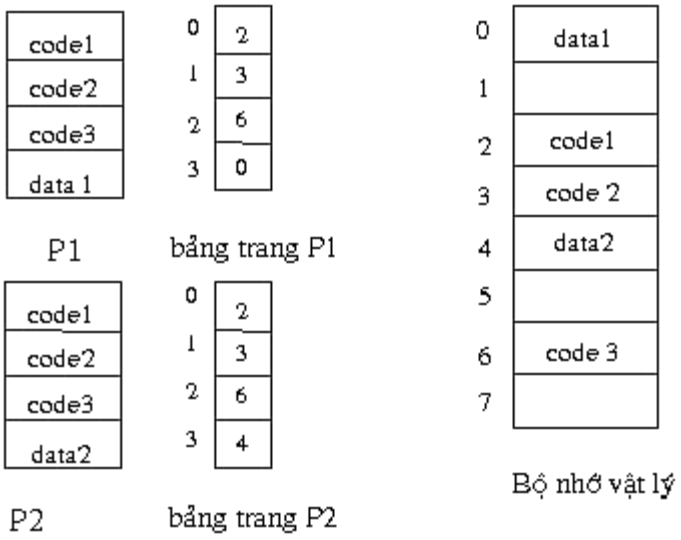
- *Hợp lệ* : trang tương ứng thuộc về không gian địa chỉ của tiến trình.
- *Bất hợp lệ* : trang tương ứng không nằm trong không gian địa chỉ của tiến trình, điều này có nghĩa tiến trình đã truy xuất đến một địa chỉ không được phép.

số hiệu khung trang	bit valid-invalid

Hình 6.4.2-8. Cấu trúc một phần tử trong bảng trang

Chia sẻ bộ nhớ trong cơ chế phân trang:

Một ưu điểm của cơ chế phân trang là cho phép chia sẻ các trang giữa các tiến trình.Trong trường hợp này, sự chia sẻ được thực hiện bằng cách ánh xạ nhiều địa chỉ logic vào một địa chỉ vật lý duy nhất. Có thể áp dụng kỹ thuật này để cho phép có tiến trình chia sẻ một vùng code chung*:* nếu có nhiều tiến trình của cùng một chương trình, chỉ cần lưu trữ một đoạn code của chương trình này trong bộ nhớ, các tiến trình sẽ có thể cùng truy xuất đến các trang chứa code chung này. Lưu ý để có thể chia sẻ một đoạn code, đoạn code này phải có thuộc tính *reenterable* (cho phép một bản sao của chương trình được sử dụng đồng thời bởi nhiều tác vụ).



Hình 4.16 Chia sẻ các trang trong hệ phân trang

Hình 6.4.2-9. Chia sẻ các trang nhớ

Thảo luận:

- Kỹ thuật phân trang loại bỏ được hiện tượng phân mảnh ngoại vi : mỗi khung trang đều có thể được cấp phát cho một tiến trình nào đó có yêu cầu. Tuy nhiên hiện tượng phân mảnh nội vi vẫn có thể xảy ra khi kích thước của tiến trình không đúng bằng bội số của kích thước một trang, khi đó, trang cuối cùng sẽ không được sử dụng hết.
- Một khiá cạnh tích cực rất quan trọng khác của kỹ thuật phân trang là sự phân biệt rạch ròi góc nhìn của người dùng và của bộ phận quản lý bộ nhớ vật lý:
    - *Góc nhìn của người sử dụng:* một tiến trình của người dùng nhìn thấy bộ nhớ như là một không gian liên tục, đồng nhất và chỉ chứa duy nhất bản thân tiến trình này.
    - *Góc nhìn của bộ nhớ vật lý:* một tiến trình của người sử dụng được lưu trữ phân tán khắp bộ nhớ vật lý, trong bộ nhớ vật lý đồng thời cũng chứa những tiến trình khác.
- Phần cứng đảm nhiệm việc chuyển đổi địa chỉ logic thành địa chỉ vật lý . Sự chuyển đổi này là trong suốt đối với người sử dụng.
- Để lưu trữ các thông tin chi tiết về quá trình cấp phát bộ nhớ, hệ điều hành sử dụng một bảng khung trang, mà mỗi phần tử mô tả tình trạng của một khung trang vật lý : tự do hay được cấp phát cho một tiến trình nào đó .

Lưu ý rằng sự phân trang không phản ánh đúng cách thức người sử dụng cảm nhận về bộ nhớ. Người sử dụng nhìn thấy bộ nhớ như một tập các đối tượng của chương trình (segments, các thư viện...) và một tập các đối tượng dữ liệu (biến toàn cục, stack, vùng nhớ chia sẻ...). Vấn đề đặt ra là cần tìm một cách thức biểu diễn bộ nhớ sao cho có thể cung cấp cho người dùng một cách nhìn gần với quan điểm logic của họ hơn và đó là kỹ thuật phân đoạn

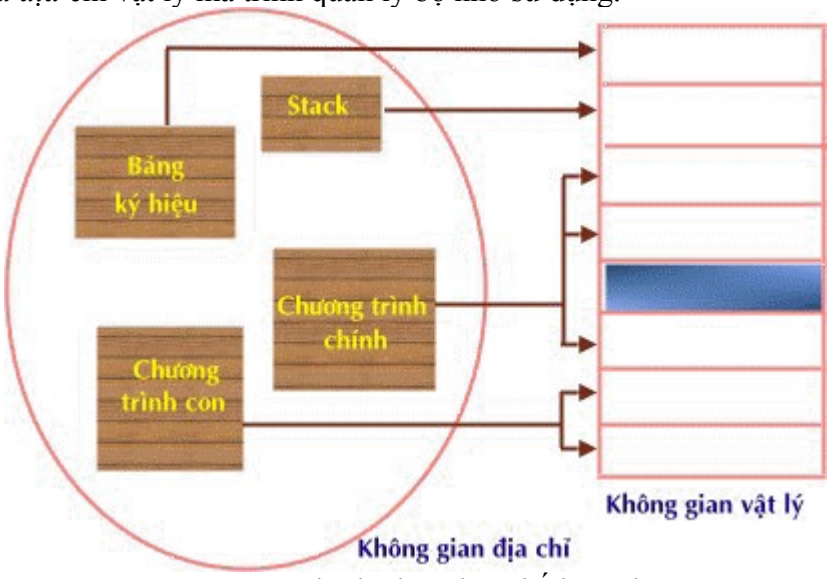
Kỹ thuật phân đoạn thõa mãn được nhu cầu thể hiện cấu trúc logic của chương trình nhưng nó dẫn đến tình huống phải cấp phát các khối nhớ có kích thước khác nhau cho các phân đoạn trong bộ nhớ vật lý. Điều này làm rắc rối vấn đề hơn rất nhiều so với việc

cấp phát các trang có kích thước tĩnh.Một giải pháp dung hoà là kết hợp cả hai kỹ thuật phân trang và phân đoạn : chúng ta tiến hành *phân trang các phân đoạn*.

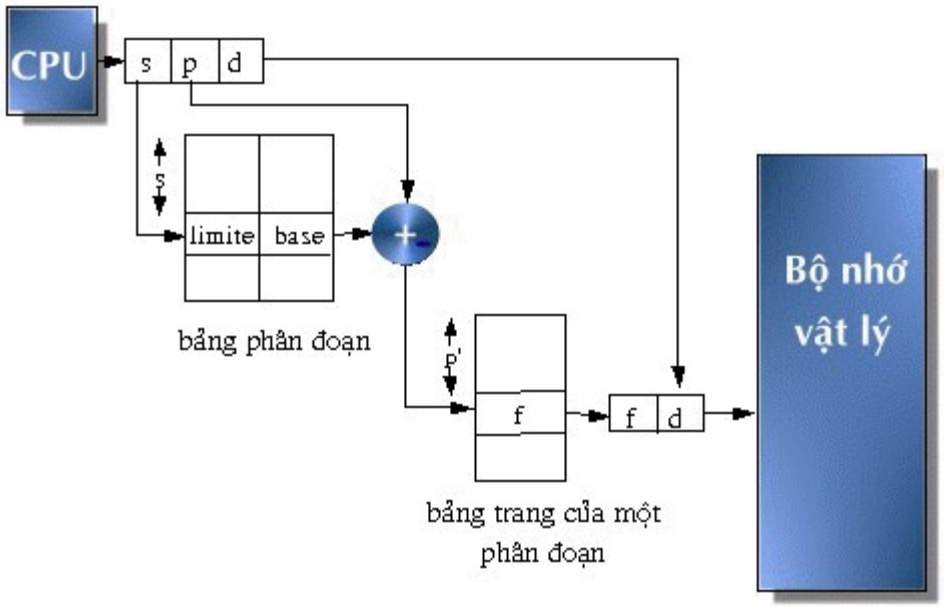
6.4.3. Phân đoạn kết hợp phân trang (Paged segmentation)

Ý tưởng: Không gian địa chỉ là một tập các phân đoạn, mỗi phân đoạn được chia thành nhiều trang. Khi một tiến trình được đưa vào hệ thống, hệ điều hành sẽ cấp phát cho tiến trình các trang cần thiết để chứa đủ các phân đoạn của tiến trình.

- **Cơ chế MMU trong kỹ thuật phân đoạn kết hợp phân trang**:
  Để hỗ trợ kỹ thuật phân đoạn, cần có một *bảng phân đoạn*, nhưng giờ đây mỗi phân đoạn cần có một *bảng trang* phân biệt.
- **Chuyển đổi địa chỉ:**
  Mỗi địa chỉ logic là một bộ ba: <***s,p,d***>
  - *số hiệu phân đoạn (s)*: sử dụng như chỉ mục đến phần tử tương ứng trong bảng phân đoạn.
  - *số hiệu trang (p)*: sử dụng như chỉ mục đến phần tử tương ứng trong bảng trang của phân đoạn.
  - *địa chỉ tương đối trong trang (d): kết hợp với địa chỉ bắt đầu của trang để tạo ra địa* chỉ vật lý mà trình quản lý bộ nhớ sử dụng.



Hình 6.4.3-1. Mô hình phân đoạn kế hợp phân trang



Hình 4.23 Cơ chế phần cứng của sự phân đoạn kết hợp phân trang

Hình 6.4.3-2. Cơ chế phần cứng của sự phân đoạn, phân trang kết hợp

Tất cả các mô hình tổ chức bộ nhớ trên đây đều có khuynh hướng cấp phát cho tiến trình toàn bộ các trang yêu cầu trước khi thật sự xử lý. Vì bộ nhớ vật lý có kích thước rất giới hạn, điều này dẫn đến hai điểm bất tiện sau :

- Kích thước tiến trình bị giới hạn bởi kích thước của bộ nhớ vật lý.
- Khó có thể bảo trì nhiều tiến trình cùng lúc trong bộ nhớ, và như vậy khó nâng cao mức độ đa chương của hệ thống.

6.5. Bộ nhớ ảo

Bộ nhớ ảo là một kỹ thuật hiện đại giúp cho người dùng được giải phóng hoàn toàn khỏi mối bận tâm về giới hạn bộ nhớ. Ý tưởng, ưu điểm và những vấn đề liên quan đến việc tổ chức bộ nhớ ảo sẽ được trình bày trong bài học này.

6.5.1. Cơ chế bộ nhớ ảo

Nếu đặt toàn thể không gian địa chỉ vào bộ nhớ vật lý, thì kích thước của chương trình bị giới hạn bởi kích thước bộ nhớ vật lý.

Thực tế, trong nhiều trường hợp, chúng ta không cần phải nạp toàn bộ chương trình vào bộ nhớ vật lý cùng một lúc, vì tại một thời điểm chỉ có một chỉ thị của tiến trình được xử lý. Ví dụ, các chương trình đều có một đoạn code xử lý lỗi, nhưng đoạn code này hầu như rất ít khi được sử dụng vì hiếm khi xảy ra lỗi, trong trường hợp này, không cần thiết phải nạp đoạn code xử lý lỗi từ đầu.

Từ nhận xét trên, một giải pháp được đề xuất là cho phép thực hiện một chương trình chỉ được nạp từng phần vào bộ nhớ vật lý. Ý tưởng chính của giải pháp này là tại mỗi thời điểm chỉ lưu trữ trong bộ nhớ vật lý các chỉ thị và dữ liệu của chương trình cần thiết cho việc thi hành tại thời điểm đó. Khi cần đến các chỉ thị khác, những chỉ thị mới sẽ được nạp vào bộ nhớ, tại vị trí trước đó bị chiếm giữ bởi các chỉ thị nay không còn cần đến nữa. Với giải pháp này, một chương trình có thể lớn hơn kích thước của vùng nhớ cấp phát cho nó.

Một cách để thực hiện ý tưởng của giải pháp trên đây là sử dụng kỹ thuật *overlay*. Kỹ thuật overlay không đòi hỏi bất kỳ sự trợ giúp đặc biệt nào của hệ điều hành , nhưng trái lại, lập trình viên phải biết cách lập trình theo cấu trúc overlay, và điều này đòi hỏi khá nhiều công sức.

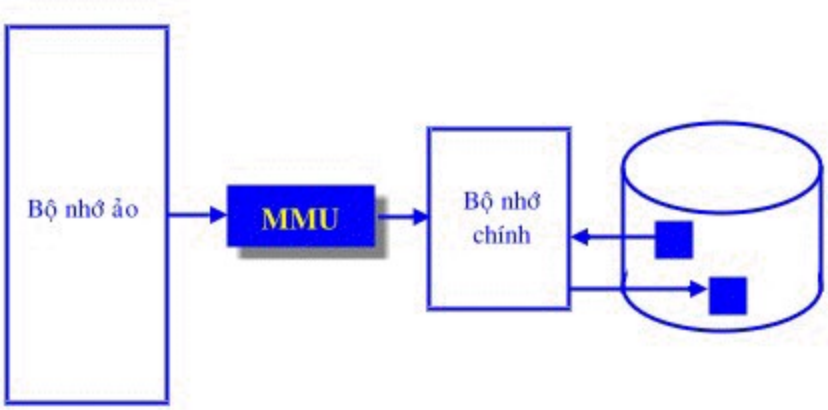
Để giải phóng lập trình viên khỏi các suy tư về giới hạn của bộ nhớ, mà cũng không tăng thêm khó khăn cho công việc lập trình của họ, người ta nghĩ đến các kỹ thuật tự động, cho phép xử lý một chương trình có kích thước lớn chỉ với một vùng nhớ có kích thước nhỏ . Giải pháp được tìm thấy với khái niệm *bộ nhớ ảo (virtual memory).*

6.5.1.1. Định nghĩa

Bộ nhớ ảo là một kỹ thuật cho phép xử lý một tiến trình không được nạp toàn bộ vào bộ nhớ vật lý. Bộ nhớ ảo mô hình hoá bộ nhớ như một bảng lưu trữ rất lớn và đồng nhất, tách biệt hẳn khái niệm không gian địa chỉ và không gian vật lý. Người sử dụng chỉ nhìn thấy và làm việc trong không gian địa chỉ ảo, việc chuyển đổi sang không gian vật lý do hệ điều hành thực hiện với sự trợ giúp của các cơ chế phần cứng cụ thể.

Thảo luận:

- Cần kết hợp kỹ thuật *swapping* đển chuyển các phần của chương trình vào-ra giữa bộ nhớ chính và bộ nhớ phụ khi cần thiết.
- Nhờ việc tách biệt bộ nhớ ảo và bộ nhớ vật lý, có thể tổ chức một bộ nhớ ảo có kích thước lớn hơn bộ nhớ vật lý.
- Bộ nhớ ảo cho phép giảm nhẹ công việc của lập trình viên vì họ không cần bận tâm đến giới hạn của vùng nhớ vật lý, cũng như không cần tổ chức chương trình theo cấu trúc overlays.



Hình 6.5.1.1-1. Bộ nhớ ảo

6.5.1.2. Cài đặt bộ nhớ ảo

Bộ nhớ ảo thường được thực hiện với kỹ thuật *phân trang theo yêu cầu (demand paging)*. Cũng có thể sử dụng kỹ thuật *phân đoạn theo yêu cầu (demand segmentation)* để cài đặt bộ nhớ ảo, tuy nhiên việc cấp phát và thay thế các phân đoạn phức tạp hơn thao tác trên trang, vì kích thước không bằng nhau của các đoạn.

Phân trang theo yêu cầu (demand paging)

Một hệ thống phân trang theo yêu cầu là hệ thống sử dụng kỹ thuật phân trang kết hợp với kỹ thuật swapping. Một tiến trình được xem như một tập các trang, thường trú trên bộ nhớ phụ (thường là đĩa). Khi cần xử lý, tiến trình sẽ được nạp vào bộ nhớ chính. Nhưng thay vì nạp toàn bộ chương trình, chỉ những trang cần thiết trong thời điểm hiện tại mới được nạp vào bộ nhớ. Như vậy một trang chỉ được nạp vào bộ nhớ chính khi có yêu cầu.

Với mô hình này, cần cung cấp một cơ chế phần cứng giúp phân biệt các trang đang ở trong bộ nhớ chính và các trang trên đĩa. Có thể sử dụng lại bit *valid-invalid* nhưng với ngữ nghĩa mới:

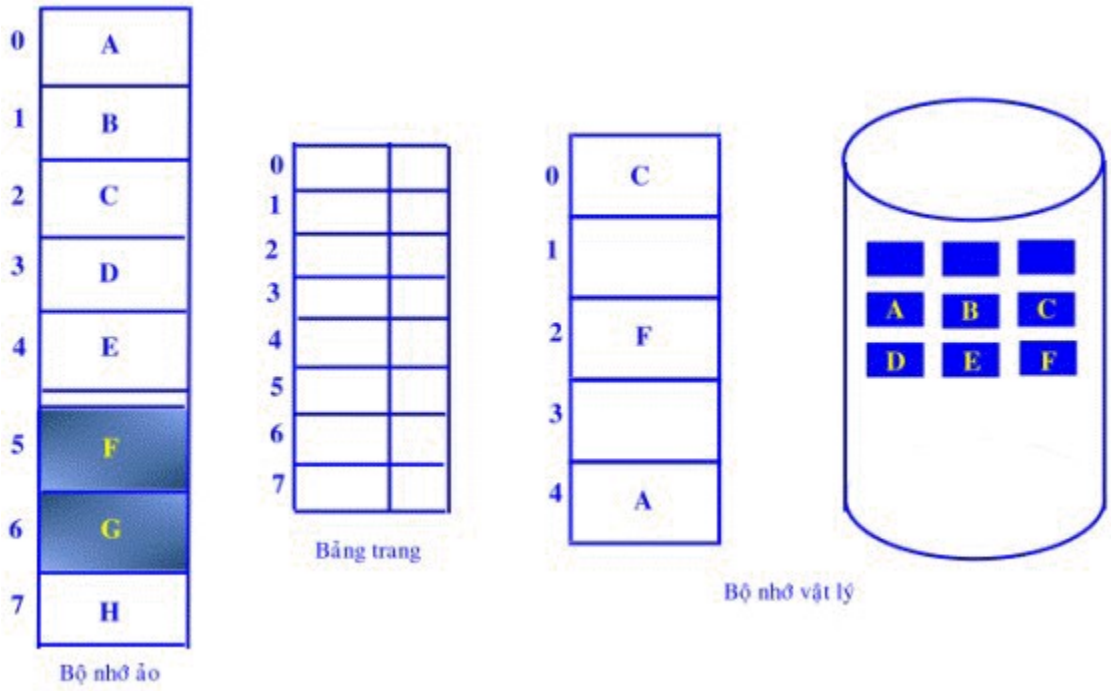
- *valid* : trang tương ứng là hợp lệ và đang ở trong bộ nhớ chính .
- *invalid* : hoặc trang bất hợp lệ (không thuộc về không gian địa chỉ của tiến trình) hoặc trang hợp lệ nhưng đang được lưu trên bộ nhớ phụ.

Một phần tử trong bảng trang mô tả cho một trang không nằm trong bộ nhớ chính, sẽ được đánh dấu *invalid* và chứa địa chỉ của trang trên bộ nhớ phụ.

Cơ chế phần cứng:

Cơ chế phần cứng hỗ trợ kỹ thuật phân trang theo yêu cầu là sự kết hợp của cơ chế hỗ trợ kỹ thuật phân trang và kỹ thuật swapping:

- *Bảng trang*: Cấu trúc bảng trang phải cho phép phản ánh tình trạng của một trang là đang nằm trong bộ nhớ chính hay bộ nhớ phụ.
- *Bộ nhớ phụ*: Bộ nhớ phụ lưu trữ những trang không được nạp vào bộ nhớ chính. Bộ nhớ phụ thường được sử dụng là đĩa, và vùng không gian đĩa dùng để lưu trữ tạm các trang trong kỹ thuật swapping được gọi là *không gian swapping.*

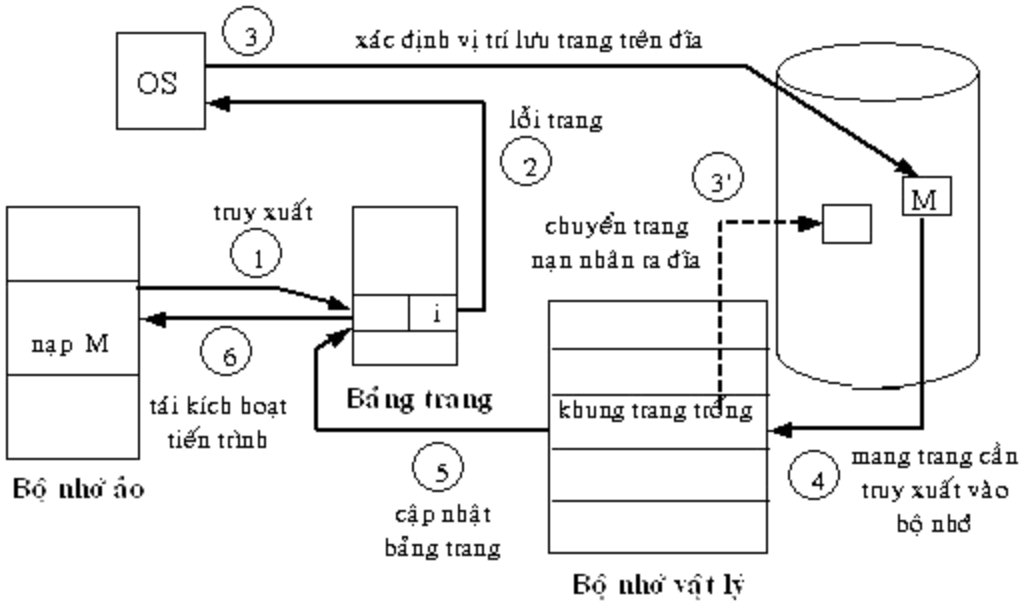


Hình 6.5.1.2-1. Bảng trang với một số trang trên bộ nhớ phụ

Lỗi trang

Truy xuất đến một trang được đánh dấu bất hợp lệ sẽ làm phát sinh một *lỗi trang* (*page fault*). Khi dò tìm trong bảng trang để lấy các thông tin cần thiết cho việc chuyển đổi địa chỉ, nếu nhận thấy trang đang được yêu cầu truy xuất là bất hợp lệ, cơ chế phần cứng sẽ phát sinh một ngắt để báo cho hệ điều hành. Hệ điều hành sẽ xử lý lỗi trang như sau :

- Kiểm tra truy xuất đến bộ nhớ là hợp lệ hay bất hợp lệ
- Nếu truy xuất bất hợp lệ : kết thúc tiến trình
- Ngược lại : đến bước 3
- Tìm vị trí chứa trang muốn truy xuất trên đĩa.
- Tìm một khung trang trống trong bộ nhớ chính:
    - Nếu tìm thấy : đến bước 5
    - Nếu không còn khung trang trống, chọn một khung trang « nạn nhân » và chuyển trang « nạn nhân » ra bộ nhớ phụ (lưu nội dung của trang đang chiếm giữ khung trang này lên đĩa), cập nhật bảng trang tương ứng rồi đến bước 5
- Chuyển trang muốn truy xuất từ bộ nhớ phụ vào bộ nhớ chính : nạp trang cần truy xuất vào khung trang trống đã chọn (hay vừa mới làm trống) ; cập nhật nội dung bảng trang, bảng khung trang tương ứng.
- Tái kích hoạt tiến trình người sử dụng.



Hình 6.5.1.2-2. Các giai đoạn xử lý lỗi trang

6.5.2. Thay thế trang

Khi xảy ra một lỗi trang, cần phải mang trang vắng mặt vào bộ nhớ . Nếu không có một khung trang nào trống, hệ điều hành cần thực hiện công việc *thay thế trang* – chọn một trang đang nằm trong bộ nhớ mà không được sử dụng tại thời điểm hiện tại và chuyển nó ra *không gian swapping* trên đĩa để giải phóng một khung trang dành chỗ nạp trang cần truy xuất vào bộ nhớ.

Như vậy nếu không có khung trang trống, thì mỗi khi xảy ra lỗi trang cần phải thực hiện hai thao tác chuyển trang : chuyển một trang ra bộ nhớ phụ và nạp một trang khác vào bộ nhớ chính. Có thể giảm bớt số lần chuyển trang bằng cách sử dụng thêm một bit *cập nhật* (dirty bit). Bit này được gắn với mỗi trang để phản ánh tình trạng trang có bị cập nhật hay không : giá trị của bit được cơ chế phần cứng đặt là 1 mỗi lần có một từ được ghi vào trang, để ghi nhận nội dung trang có bị sửa đổi. Khi cần thay thế một trang, nếu bit cập nhật có giá trị là 1 thì trang cần được lưu lại trên đĩa, ngược lại, nếu bit cập nhật là 0, nghĩa là trang không bị thay đổi, thì không cần lưu trữ trang trở lại đĩa.

số hiệu trang	bit valid-invalid	dirty bit

Hình 6.5.2-1. Cấu trúc một phần tử trong bảng trang

Sự thay thế trang là cần thiết cho kỹ thuật phân trang theo yêu cầu. Nhờ cơ chế này, hệ thống có thể hoàn toàn tách rời bộ nhớ ảo và bộ nhớ vật lý, cung cấp cho lập trình viên một bộ nhớ ảo rất lớn trên một bộ nhớ vật lý có thể bé hơn rất nhiều lần.

6.5.2.1. Sự thi hành phân trang theo yêu cầu

Việc áp dụng kỹ thuật phân trang theo yêu cầu có thể ảnh hưởng mạnh đến tình hình hoạt động của hệ thống.

Gỉa sử *p* là xác suất xảy ra một lỗi trang (0□ p □ 1):

p = 0 : không có lỗi trang nào

p = 1 : mỗi truy xuất sẽ phát sinh một lỗi trang

Thời gian thật sự cần để thực hiện một truy xuất bộ nhớ (TEA) là:

TEA = (1-p)ma + p (tdp) [+ swap out] + swap in + tái kích hoạt

Trong công thức này, *ma* là thời gian truy xuất bộ nhớ, *tdp* thời gian xử lý lỗi trang.

Có thể thấy rằng, để duy trì ở một mức độ chấp nhận được sự chậm trễ trong hoạt động của hệ thống do phân trang, cần phải duy trì *tỷ lệ phát sinh lỗi trang* thấp.

Hơn nữa, để cài đặt kỹ thuật phân trang theo yêu cầu, cần phải giải quyết hai vấn đề chính yếu : xây dựng một *thuật toán cấp phát khung trang*, và *thuật toán thay thế trang*.

6.5.2.2. Các thuật toán thay thế trang

Vấn đề chính khi thay thế trang là chọn lựa một trang « nạn nhân » để chuyển ra bộ nhớ phụ. Có nhiều thuật toán thay thế trang khác nhau, nhưng tất cả cùng chung một mục tiêu : chọn trang « nạn nhân » là trang mà sau khi thay thế sẽ gây ra ít lỗi trang nhất.

Có thể đánh giá hiệu qủa của một thuật toán bằng cách xử lý trên một *chuỗi các địa chỉ cần truy xuất* và tính toán số lượng lỗi trang phát sinh.

Ví dụ: Giả sữ theo vết xử lý của một tiến trình và nhận thấy tiến trình thực hiện truy xuất các địa chỉ theo thứ tự sau :

0100, 0432, 0101, 0162, 0102, 0103, 0104, 0101, 0611, 0102, 0103,0104, 0101, 0610, 0102, 0103, 0104, 0101, 0609, 0102, 0105

Nếu có kích thước của một trang là 100 bytes, có thể viết lại *chuỗi truy xuất* trên giản lược hơn như sau :

1, 4, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1

Để xác định số các lỗi trang xảy ra khi sử dụng một thuật toán thay thế trang nào đó trên một chuỗi truy xuất cụ thể, còn cần phải biết số lượng khung trang sử dụng trong hệ thống.

Để minh hoạ các thuật toán thay thế trang sẽ trình bày, chuỗi truy xuất được sử dụng là :

7, 0, 1, 2, 0, 3, 0, 4, 2, 3, 0, 3, 2, 1, 2, 0, 1, 7, 0, 1

Thuật toán FIFO

Tiếp cận: Ghi nhận thời điểm một trang được mang vào bộ nhớ chính. Khi cần thay thế trang, trang ở trong bộ nhớ lâu nhất sẽ được chọn

Ví dụ : sử dụng 3 khung trang , ban đầu cả 3 đều trống :

7	**0**	**1**	**2**	**0**	**3**	**0**	**4**	**2**	**3**	**0**	**3**	**2**	**1**	**2**	**0**	**1**	**7**	**0**	**1**
7	7	7	2	2	2	2	4	4	4	0	0	0	0	0	0	0	7	7	7
	0	0	0	0	3	3	3	2	2	2	2	2	1	1	1	1	1	0	0
		1	1	1	1	0	0	0	3	3	3	3	3	2	2	2	2	2	1
*	*	*	*		*	*	*	*	*	*			*	*			*	*	*

Ghi chú : * : có lỗi trang

Thảo luận:

- Để áp dụng thuật toán FIFO, thực tế không nhất thiết phải ghi nhận thời điểm mỗi trang được nạp vào bộ nhớ, mà chỉ cần tổ chức quản lý các trang trong bộ nhớ trong một danh sách FIFO, khi đó trang đầu danh sách sẽ được chọn để thay thế.
- Thuật toán they thế trang FIFO dễ hiểu, dễ cài đặt. Tuy nhiên khi thực hiện không phải lúc nào cũng có kết qủa tốt : trang được chọn để thay thế có thể là trang chức nhiều dữ liệu cần thiết, thường xuyên được sử dụng nên được nạp sớm, do vậy khi bị chuyển ra bộ nhớ phụ sẽ nhanh chóng gây ra lỗi trang.
- Số lượng lỗi trang xảy ra sẽ tăng lên khi số lượng khung trang sử dụng tăng. Hiện tượng này gọi là *nghịch lý Belady*.

Ví dụ: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5

Sử dụng 3 khung trang , sẽ có 9 lỗi trang phát sinh

1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
1	1	1	4	4	4	5	5	5	5	5	5
	2	2	2	1	1	1	1	1	3	3	3
		3	3	3	2	2	2	2	2	4	4
*	*	*	*	*	*	*			*	*	

Sử dụng 4 khung trang , sẽ có 10 lỗi trang phát sinh

1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
1	1	1	1	1	1	5	5	5	5	4	4
	2	2	2	2	2	2	1	1	1	1	5
		3	3	3	3	3	3	2	2	2	2
			4	4	4	4	4	4	3	3	3
*	*	*	*			*	*	*	*	*	*

Thuật toán tối ưu

Tiếp cận: Thay thế trang sẽ lâu được sử dụng nhất trong tương lai.

Ví dụ : sử dụng 3 khung trang, khởi đầu đều trống:

7	**0**	**1**	**2**	**0**	**3**	**0**	**4**	**2**	**3**	**0**	**3**	**2**	**1**	**2**	**0**	**1**	**7**	**0**	**1**
7	7	7	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	7	7	7
	0	0	0	0	0	0	4	4	4	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
		1	1	1	3	3	3	3	3	3	3	3	1	1	1	1	1	1	1
*	*	*	*		*		*			*			*				*		

Thảo luận:

Thuật toán này bảo đảm số lượng lỗi trang phát sinh là thấp nhất , nó cũng không gánh chịu nghịch lý Belady, tuy nhiên, đây là một thuật toán không khả thi trong thực tế, vì không thể biết trước chuỗi truy xuất của tiến trình!

Thuật toán « Lâu nhất chưa sử dụng » (Least-recently-used LRU)

Tiếp cận: Với mỗi trang, ghi nhận thời điểm cuối cùng trang được truy cập, trang được chọn để thay thế sẽ là trang lâu nhất chưa được truy xuất.

Ví dụ: sử dụng 3 khung trang, khởi đầu đều trống:

7	**0**	**1**	**2**	**0**	**3**	**0**	**4**	**2**	**3**	**0**	**3**	**2**	**1**	**2**	**0**	**1**	**7**	**0**	**1**
7	7	7	2	2	2	2	4	4	4	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1
	0	0	0	0	0	0	0	0	3	3	3	3	3	3	0	0	0	0	0
		1	1	1	3	3	3	2	2	2	2	2	2	2	2	2	7	7	7
*	*	*	*		*		*	*	*	*			*		*		*		

Thảo luận:

- Thuật toán FIFO sử dụng thời điểm nạp để chọn trang thay thế, thuật toán tối ưu lại dùng thời điểm trang *sẽ* được sử dụng, vì thời điểm này không thể xác định trước nên thuật toán LRU phải dùng thời điểm cuối cùng trang được truy xuất – dùng quá khứ gần để dự đoán tương lai.
- Thuật toán này đòi hỏi phải được cơ chế phần cứng hỗ trợ để xác định một thứ tự cho các trang theo thời điểm truy xuất cuối cùng. Có thể cài đặt theo một trong hai cách:
    - **Sử dụng bộ đếm:**
        - thêm vào cấu trúc của mỗi phần tử trong bảng trang một trường ghi nhận thời điểm truy xuất mới nhất, và thêm vào cấu trúc của CPU một bộ đếm.
        - mỗi lần có sự truy xuất bộ nhớ, giá trị của counter tăng lên 1.
        - Mỗi lần thực hiện truy xuất đến một trang, giá trị của counter được ghi nhận vào trường thời điểm truy xuất mới nhất của phần tử tương ứng với trang trong bảng trang.
        - thay thế trang có giá trị trường thời điểm truy xuất mới nhất là nhỏ nhất.
    - **Sử dụng stack:**
        - tổ chức một stack lưu trữ các số hiệu trang
        - mỗi khi thực hiện một truy xuất đến một trang, số hiệu của trang sẽ được xóa khỏi vị trí hiện hành trong stack và đưa lên đầu stack.
        - trang ở đỉnh stack là trang được truy xuất gần nhất, và trang ở đáy stack là trang lâu nhất chưa được sử dụng.

Các thuật toán xấp xỉ LRU

Có ít hệ thống được cung cấp đủ các hỗ trợ phần cứng để cài đặt được thuật toán LRU thật sự. Tuy nhiên, nhiều hệ thống được trang bị thêm một bit *tham khảo* (reference):

- một bit reference, được khởi gán là 0, được gắn với một phần tử trong bảng trang.
- bit reference của một trang được phần cứng đặt giá trị 1 mỗi lần trang tương ứng được truy cập, và được phần cứng gán trở về 0 sau từng chu kỳ qui định trước.
- Sau từng chu kỳ qui định trước, kiểm tra giá trị của các bit reference, có thể xác định được trang nào đã được truy xuất đến và trang nào không, sau khi đã kiểm tra xong, các bit reference được phần cứng gán trở về 0 .

- với bit reference, có thể biết được trang nào đã được truy xuất, nhưng không biết được thứ tự truy xuất. Thông tin không đầy đủ này dẫn đến nhiều thuật toán xấp xỉ LRU khác nhau.

số hiệu trang	Bit valid-invalid	dirty bit	bit reference

Hình 6.5.2.2-1. Cấu trúc một phần tử trong bảng trang

***a)* Thuật toán với các bit reference phụ trợ**

Tiếp cận: Có thể thu thập thêm nhiều thông tin về thứ tự truy xuất hơn bằng cách lưu trữ các bit references sau từng khoảng thời gian đều đặn:

- với mỗi trang, sử dụng thêm 8 bit lịch sử (history)trong bảng trang
- sau từng khoảng thời gian nhất định (thường là100 millisecondes), một ngắt đồng hồ được phát sinh, và quyền điều khiển được chuyển cho hệ điều hành. Hệ điều hành đặt bit reference của mỗi trang vào bit cao nhất trong 8 bit phụ trợ củatrang đó bằng cách đẩy các bit khác sang phải 1 vị trí, bỏ luôn bit thấp nhất.
- như vậy 8 bit thêm vào này sẽ lư u trữ tình hình truy xuất đến trang trong 8 chu kỳ cuối cùng.
- nếu gía trị của 8 bit là 00000000, thì trang tương ứng đã không được dùng đến suốt 8 chu kỳ cuối cùng, ngược lại nếu nó được dùng đến ít nhất 1 lần trong mỗi chu kỳ, thì 8 bit phụ trợ sẽ là 11111111. Một trang mà 8 bit phụ trợ có giá trị11000100 sẽ được truy xuất gần thời điểm hiện tại hơn trang có 8 bit phụ trợ là 01110111.
- nếu xét 8 bit phụ trợ này như một số nguyên không dấu, thì trang LRU là trang có số phụ trợ nhỏ nhất.

Ví dụ :

	0	0	1	0	0	0	1	1	1	0
HR =11000100										
HR =11100010										
HR =01110001										

Thảo luận: Số lượng các bit lịch sử có thể thay đổi tùy theo phần cứng, và phải được chọn sao cho việc cập nhật là nhanh nhất có thể.

***b)* Thuật toán « cơ hội thứ hai »**

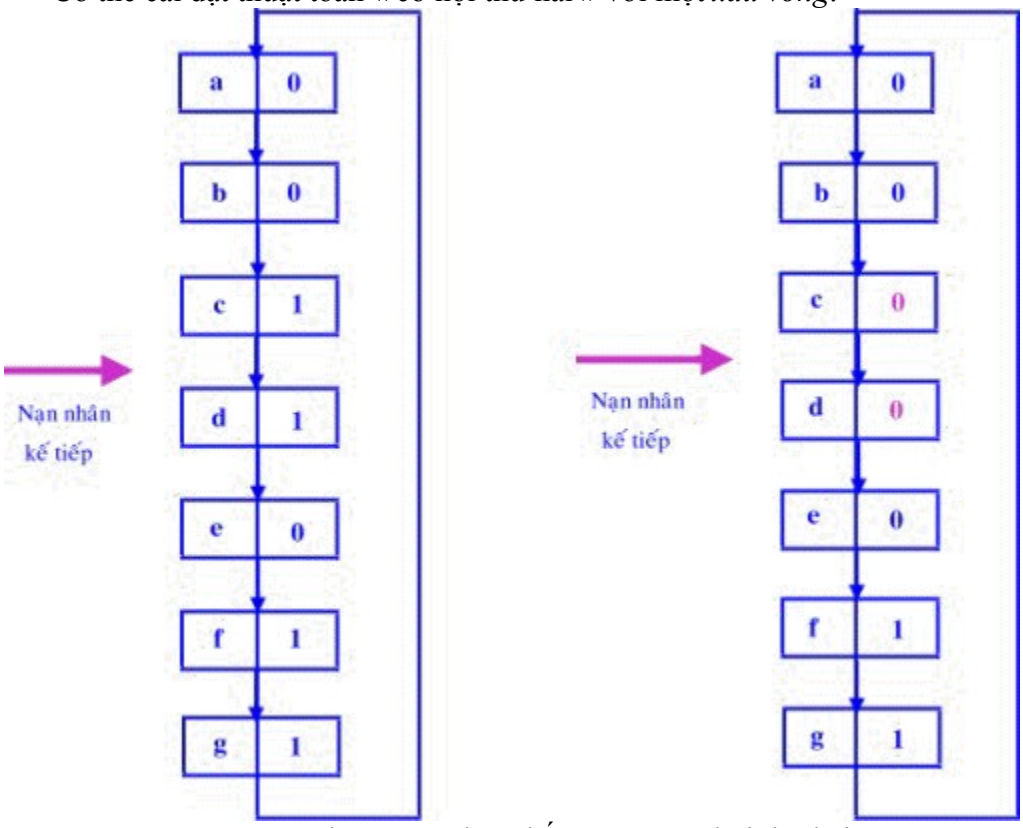
Tiếp cận: Sử dụng một bit reference duy nhất. Thuật toán cơ sở vẫn là FIFO, tuy nhiên khi chọn được một trang theo tiêu chuẩn FIFO, kiểm tra bit reference của trang đó :

- Nếu giá trị của bit reference là 0, thay thế trang đã chọn.
- Ngược lại, cho trang này một cơ hội thứ hai, và chọn trang FIFO tiếp theo.
- Khi một trang được cho cơ hội thứ hai, giá trị của bit reference được đặt lại là 0, và thời điểm vào Ready List được cập nhật lại là thời điểm hiện tại.
- Một trang đã được cho cơ hội thứ hai sẽ không bị thay thế trước khi hệ thống đã thay thế hết những trang khác. Hơn nữa, nếu trang thường xuyên được sử dụng,

bit reference của nó sẽ duy trì được giá trị 1, và trang hầu như không bao giờ bị thay thế.

Thảo luận:

Có thể cài đặt thuật toán « cơ hội thứ hai » với một *xâu vòng*.



Hình 6.5.2.2-2. Thuật toán thay thế trang <<cơ hội thứ hai >>

***c)* Thuật toán « cơ hội thứ hai » nâng cao (Not Recently Used - NRU)**

Tiếp cận : xem các bit reference và dirty bit như một cặp có thứ tự .

- Với hai bit này, có thể có 4 tổ hợp tạo thành 4 lớp sau :
  - (0,0) không truy xuất, không sửa đổi: đây là trang tốt nhất để thay thế.
  - (0,1) không truy xuất gần đây, nhưng đã bị sửa đổi: trường hợp này không thật tốt, vì trang cần được lưu trữ lại trước khi thay thế.
  - (1,0) được truy xuất gần đây, nhưng không bị sửa đổi: trang có thể nhanh chóng được tiếp tục được sử dụng.
  - (1,1) được truy xuất gần đây, và bị sửa đổi: trang có thể nhanh chóng được tiếp tục được sử dụng, và trước khi thay thế cần phải được lưu trữ lại.
- lớp 1 có độ ưu tiên thấp nhất, và lớp 4 có độ ưu tiên cao nhất.
- một trang sẽ thuộc về một trong bốn lớp trên, tuỳ vào bit reference và dirty bit của trang đó.
- trang được chọn để thay thế là trang đầu tiên tìm thấy trong lớp có độ ưu tiên thấp nhất và khác rỗng.

CHƯƠNG 7. HỆ THỐNG QUẢN LÝ TẬP TIN

Trong hầu hết các ứng dụng, tập tin là thành phần chủ yếu. Cho dù mục tiêu của ứng dụng là gì nó cũng phải bao gồm phát sinh và sử dụng thông tin. Thông thường đầu vào của các ứng dụng là tập tin và đầu ra cũng là tập tin cho việc truy xuất của người sử dụng và các chương trình khác sau này. Trong bài học này chúng ta sẽ tìm hiểu những khái niệm và cơ chế của hệ thống quản lý tập tin thông qua các nội dung như sau:

- Các khái niệm cơ bản
- Mô hình tổ chức và quản lý các tập tin

Chương này đề nhằm đưa ra các vấn đề về tệp tin: khái niệm, cách thức tổ chức và quản lý tập tin như thế nào. Từ đó giúp hiểu được các cơ chế cài đặt hệ thống tập tin trên các hệ điều hành.

7.1. CÁC KHÁI NIỆM CƠ BẢN

7.1.1. Bộ nhớ ngoài

Máy tính phải sử dụng thiết bị có khả năng lưu trữ trong thời gian dài (long-term) vì :
Phải chứa những lượng thông tin rất lớn (giữ vé máy bay, ngân hàng...)
Thông tin phải được lưu giữ một thời gian dài trước khi xử lý
Nhiều tiến trình có thể truy cập thông tin cùng lúc.
Giải pháp là sử dụng các thiết bị lưu trữ bên ngoài gọi là bộ nhớ ngoài.

7.1.2. Tập tin và thư mục

Tập tin

Tập tin là đơn vị lưu trữ thông tin của bộ nhớ ngoài. Các tiến trình có thể đọc hay tạo mới tập tin nếu cần thiết. Thông tin trên tập tin là vững bền không bị ảnh hưởng bởi các xử lý tạo hay kết thúc các tiến trình, chỉ mất đi khi user thật sự muốn xóa. Tập tin được quản lý bởi hệ điều hành.

Thư mục

Để lưu trữ dãy các tập tin, hệ thống quản lý tập tin cung cấp thư mục, mà trong nhiều hệ thống có thể coi như là tập tin.

7.1.3. Hệ thống quản lý tập tin

Các tập tin được quản lý bởi hệ điều hành với cơ chế gọi là hệ thống quản lý tập tin. Bao gồm : cách hiển thị, các yếu tố cấu thành tập tin, cách đặt tên, cách truy xuất, cách sử dụng và bảo vệ tập tin, các thao tác trên tập tin. Cách tổ chức thư mục, các đặc tính và các thao tác trên thư mục.

7.2. MÔ HÌNH TỔ CHỨC VÀ QUẢN LÝ CÁC TẬP TIN

7.2.1. Mô hình

7.2.1.1. Tập tin

Tên tập tin :

Tập tin là một cơ chế trừu tượng và để quản lý mỗi đối tượng phải có một tên. Khi tiến trình tạo một tập tin, nó sẽ đặt một tên, khi tiến trình kết thúc tập tin vẫn tồn tại và có thể được truy xuất bởi các tiến trình khác với tên tập tin đó.

Cách đặt tên tập tin của mỗi hệ điều hành là khác nhau, đa số các hệ điều hành cho phép sử dụng 8 chữ cái để đặt tên tập tin như ctdl, caycb, tamhghau v.v…, thường thường thì các ký tự số và ký tự đặc biệt cũng được sử dụng như baitap2…,

Hệ thống tập tin có thể có hay không phân biệt chữ thường và chữ hoa. Ví dụ : UNIX phân biệt chữ thường và hoa còn MS-DOS thì không phân biệt.

Nhiều hệ thống tập tin hỗ trợ tên tập tin gồm 2 phần được phân cách bởi dấu '.' mà phần sau được gọi là phần mở rộng. Ví dụ : vidu.txt. Trong MS-DOS tên tập tin có từ 1 đến 8 ký tư, phần mở rộng có từ 1 đến 3 ký tự. Trong UNIX có thể có nhiều phân cách như prog.c.Z. Một số kiểu mở rộng thông thường là :

.bak, .bas, .bin, .c, .dat, .doc, .ftn, .hlp, .lib, .obj, .pas, .tex, .txt.

Trên thực tế phần mở rộng có hữu ích trong một số trường hợp, ví dụ như có những trình dịch C chỉ nhận biết các tập tin có phần mở rộng là .C

Cấu trúc của tập tin :

Gồm 3 loại :

- Dãy tuần tự các byte không cấu trúc : hệ điều hành không biết nội dung của tập tin:MS-DOS và UNIX sử dụng loại này.
- Dãy các record có chiều dài cố định.
- Cấu trúc cây : gồm cây của những record, không cần thiết có cùng độ dài, mỗi record có một trường khóa giúp cho việc tìm kiếm nhanh hơn.

Kiểu tập tin :

Nếu hệ điều hành nhận biết được loại tập tin, nó có thể thao tác một cách hợp lý trên tập tin đó. Các hệ điều hành hỗ trợ cho nhiều loại tập tin khác nhau bao gồm các kiểu như : tập tin thường, thư mục, tập tin có ký tự đặc biệt, tập tin khối.

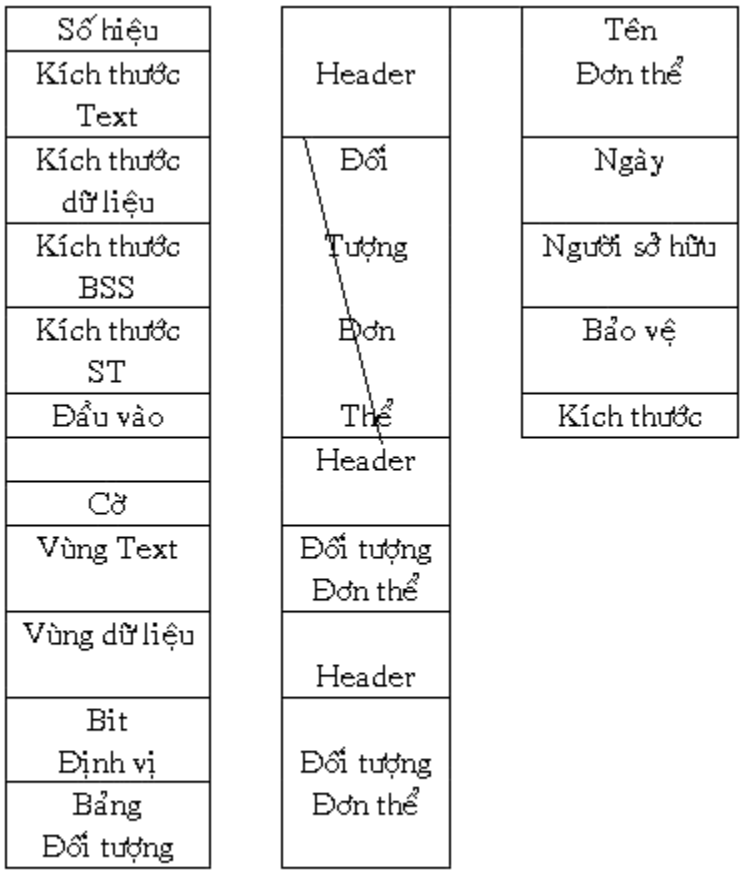
- *Tập tin thường* : là tập tin text hay tập tin nhị phân chứa thông tin của người sử dụng.
- *Thư mục* : là những tập tin hệ thống dùng để lưu giữ cấu trúc của hệ thống tập tin.
- *Tập tin có ký tự đặc biệt* : liên quan đến nhập xuất thông qua các thiết bị nhập xuất tuần tự như màn hình, máy in, mạng.
- *Tập tin khối* : dùng để truy xuất trên thiết bị đĩa.
- Tập tin thường được chia làm hai loại là tập tin văn bản và tập tin nhị phân.

Tập tin văn bản chứa các dòng văn bản cuối dòng có ký hiệu enter. Mỗi dòng có độ dài có thể khác nhau. Ưu điểm của kiểu tập tin này là nó có thể hiển thị, in hay soạn thảo với một editor thông thường.Đa số các chương trình dùng tập tin văn bản để nhập xuất, nó cũng dễ dàng làm đầu vào và đầu ra cho cơ chế pipeline.

Tập tin nhị phân : có cấu trúc khác tập tin văn bản. Mặc dù về mặt kỹ thuật , tập tin nhị phân gồm dãy các byte , nhưng hệ điều hành chỉ thực thi tập tin đó nếu nó có cấu trúc

đúng. Ví dụ một một tập tin nhị phân thi hành được của UNIX. Thường thường nó bao gồm năm thành phần : header, text, data, relocation bits, symbol table. Header bắt đầu bởi byte nhận diện cho biết đó là tập tin thi hành. Sau đó là 16 bit cho biết kích thước các thành phần của tập tin, địa chỉ bắt đầu thực hiện và một số bit cờ. Sau header là dữ liệu và text của tập tin. Nó được nạp vào bộ nhớ và định vị lại bởi những bit relocation. Bảng symbol được dùng để debug.

Một ví dụ khác là tập tin nhị phân kiểu archive. Nó chứa các thư viện đã được dịch nhưng chưa được liên kết. Bao gồm một header cho biết tên, ngày tạo, người sở hữu, mã bảo vệ, và kích thước…



Hình 8.1 Cấu trúc tập tin nhị phân trong UNIX

Hình 7.2.1.1-1. Cấu trúc file trong UNIX

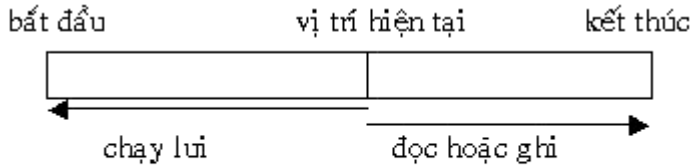
Truy xuất tập tin :

Tập tin lưu trữ các thông tin. Khi tập tin được sử dụng, các thông tin này được đưa vào bộ nhớ của máy tính. Có nhiều cách để truy xuất chúng. Một số hệ thống cung cấp chỉ một phương pháp truy xuất, một số hệ thống khác, như IBM chẳng hạn cho phép nhiều cách truy xuất.

Kiểu truy xuất tập tin đơn giản nhất là truy xuất tuần tự . Tiến trình đọc tất cả các byte trong tập tin theo thứ tự từ đầu. Các trình soạn thảo hay trình biên dịch cũng truy xuất tập tin theo cách này. Hai thao tác chủ yếu trên tập tin là đọc và ghi. Thao tác đọc sẽ đọc một mẫu tin tiếp theo trên tập tin và tự động tăng con trỏ tập tin. Thao tác ghi cũng

tương tự như vậy. Tập tin có thể tự khởi động lại từ vị trí đầu tiên và trong một số hệ thống tập tin cho phép di chuyển con trỏ tập tin đi tới hoặc đi lui n mẫu tin.

Truy xuất kiểu này thuận lợi cho các loại băng từ và cũng là cách truy xuất khá thông dụng. Truy xuất tuần tự cần thiết cho nhiều ứng dụng. Có hai cách truy xuất. Cách truy xuất thứ nhất thao tác đọc bắt đầu ở vị trí đầu tập tin, cách thứ hai có một thao tác đặc biệt gọi là SEEK cung cấp vị trí hiện thời làm vị trí bắt đầu. Sau đó tập tin được đọc tuần tự từ vị trí bắt đầu.



Hình 8.2 Truy xuất tuần tự trên tập tin

Hình 7.2.1.1-2. Truy xuất tuần tự trên File

Một kiểu truy xuất khác là truy xuất trực tiếp. Một tập tin có cấu trúc là các mẫu tin logic có kích thước bằng nhau, nó cho phép chương trình đọc hoặc ghi nhanh chóng mà không cần theo thứ tự. Kiểu truy xuất này dựa trên mô hình của đĩa. Đĩa cho phép truy xuất ngẫu nhiên bất kỳ khối dữ liệu nào của tập tin. Truy xuất trực tiếp được sử dụng trong trường hợp phải truy xuất một khối lượng thông tin lớn như trong cơ sở dữ liệu chẳng hạn. Ngoài ra còn có một số cách truy xuất khác dự trên kiểu truy xuất này như truy xuất theo chỉ mục ...

Thuộc tính tập tin :

Ngoài tên và dữ liệu, hệ điều hành cung cấp thêm một số thông tin cho tập tin gọi là thuộc tính.

Các thuộc tính thông dụng trong một số hệ thống tập tin :

Tên thuộc tính	Ý nghĩa
Bảo vệ	Ai có thể truy xuất được và bằng cách nào
Mật khẩu	Mật khẩu cần thiết để truy xuất tập tin
Người tạo	Id của người tạo tập tin
Người sở hữu	Người sở hữu hiện tại
Chỉ đọc	0 là đọc ghi, 1 là chỉ đọc
Aản	0 là bình thường, 1 là không hiển thị khi liệt kê
Hệ thống	0 là bình thường, 1 là tập tin hệ thống
Lưu trữ	0 đã được backup, 1 cần backup
ASCII/binary	0 là tập tin văn bản, 1 là tập tin nhị phân

Truy xuất ngẫu nhiên	0 truy xuất tuần tự, 1 là truy xuất ngẫu nhiên
Temp	0 là bình thường, 1 là bị xóa khi tiến trình kết thúc
Khóa	0 là không khóa, khác 0 là khóa
Độ dài của record	Số byte trong một record
Vị trí khóa	Offset của khóa trong mỗi record
Giờ tạo	Ngày và giờ tạo tập tin
Thời gian truy cập cuối cùng	Ngày và giờ truy xuất tập tin gần nhất
Thời gian thay đổi cuối cùng	Ngày và giờ thay đổi tập tin gần nhất
Kích thước hiện thời	Số byte của tập tin
Kích thước tối đa.	Số byte tối đa của tập tin

7.2.1.2. Thư mục:

HỆ THỐNG THƯ MỤC THEO CẤP BẬC :

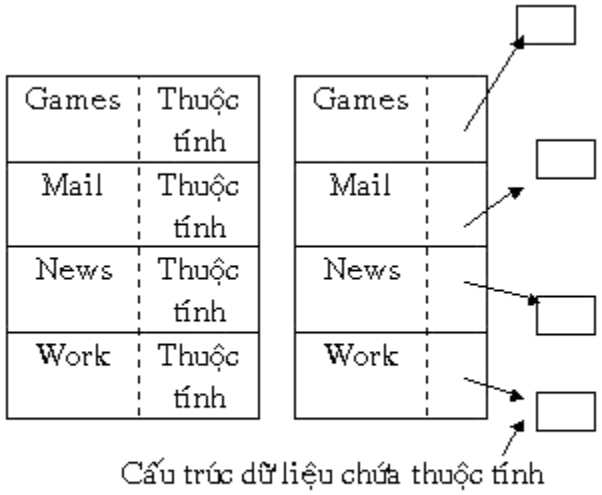
Một thư mục thường thường chứa một số *entry*, mỗi entry cho một tập tin. Mỗi entry chứa tên tập tin, thuộc tính và địa chỉ trên đĩa lưu dữ liệu hoặc một entry chỉ chứa tên tập tin và một con trỏ, trỏ tới một cấu trúc, trên đó có thuộc tính và vị trí lưu trữ của tập tin.

Khi một tập tin được mở, hệ điều hành tìm trên thư mục của nó cho tới khi tìm thấy tên của tập tin được mở. Sau đó nó sẽ xác định thuộc tính cũng như địa chỉ lưu trữ trên đĩa và đưa vào một bảng trong bộ nhớ. Những truy xuất sau đó thực hiện trong bộ nhớ chính.

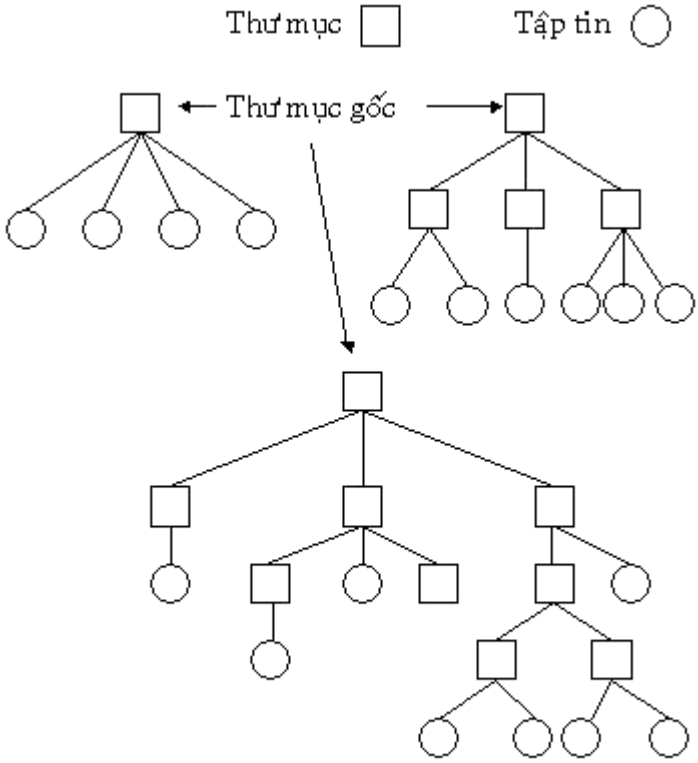
Số lượng thư mục trên mỗi hệ thống là khác nhau. Thiết kế đơn giản nhất là hệ thống chỉ có thư mục đơn(còn gọi là thư mục một cấp), chứa tất cả các tập tin của tất cả người dùng, cách này dễ tổ chức và khai thác nhưng cũng dễ gây ra khó khăn khi có nhiều người sử dụng vì sẽ có nhiều tập tin trùng tên. Ngay cả trong trường hợp chỉ có một người sử dụng, nếu có nhiều tập tin thì việc đặt tên cho một tập tin mới không trùng lắp là một vấn đề khó.

Cách thứ hai là có một thư mục gốc và trong đó có nhiều thư mục con, trong mỗi thư mục con chứa tập tin của người sử dụng (còn gọi là thư mục hai cấp), cách này tránh được trường hợp xung đột tên nhưng cũng còn khó khăn với người dùng có nhiều tập tin. Người sử dụng luôn muốn nhóm các ứng dụng lại một cách logic.

Từ đó, hệ thống thư mục theo cấp bậc (còn gọi là cây thư mục) được hình thành với mô hình một thư mục có thể chứa tập tin hoặc một thư mục con và cứ tiếp tục như vậy hình thành cây thư mục như trong các hệ điều hành DOS, Windows, v. v...
Ngoài ra, trong một số hệ điều hành nhiều người dùng, hệ thống còn xây dựng các hình thức khác của cấu trúc thư mục như cấu trúc thư mục theo đồ thị có chu trình và cấu trúc thư mục theo đồ thị tổng quát. Các cấu trúc này cho phép các người dùng trong hệ thống có thể liên kết với nhau thông qua các thư mục chia sẻ.



Hình 8.4 Hai dạng cấu trúc thư mục



Hình 8.5 Hệ thống thư mục theo cấp bậc.

Hình 7.2.1.2-1. Hệ thống phân cấp thư mục

ĐƯỜNG DẪN :

Khi một hệ thống tập tin được tổ chức thành một ***cây thư mục***, có hai cách để xác định một tên tập tin. Cách thứ nhất là ***đường dẫn tuyệt đối***, mỗi tập tin được gán một đường dẫn từ thư mục gốc đến tập tin. Ví dụ : /usr/ast/mailbox.

Dạng thứ hai là ***đường dẫn tương đối***, dạng này có liên quan đến một khái niệm là ***thư mục hiện hành*** hay thư mục làm việc. Người sử dụng có thể quy định một thư mục là thư mục hiện hành. Khi đó đường dẫn không bắt đầu từ thư mục gốc mà liên quan đến thư mục hiện hành. Ví dụ, nếu thư mục hiện hành là /usr/ast thì tập tin với đường dẫn tuyệt đối /usr/ast/mailbox có thể được dùng đơn giản là mailbox.

Trong phần lớn hệ thống, mỗi tiến trình có một thư mục hiện hành riêng, khi một tiến trình thay đổi thư mục làm việc và kết thúc, không có sự thay đổi để lại trên hệ thống tập tin. Nhưng nếu một hàm thư viện thay đổi đường dẫn và sau đó không đổi lại thì sẽ có ảnh hưởng đến tiến trình.

Hầu hết các hệ điều hành đều hỗ trợ hệ thống thư mục theo cấp bậc với hai entry đặc biệt cho mỗi thư mục là "." và "..". "." chỉ thư mục hiện hành, ".." chỉ thư mục cha.

7.2.2. Các chức năng

7.2.2.1. Tập tin

- *Tạo* : một tập tin được tạo chưa có dữ liệu. Mục tiêu của chức năng này là thông báo cho biết rằng tập tin đã tồn tại và thiết lập một số thuộc tính.
- *Xóa* :khi một tập tin không còn cần thiết nữa, nó được xóa để tăng dung lượng đĩa. Một số hệ điều hành tự động xoá tập tin sau một khoảng thời gian n ngày.
- *Mở* : trước khi sử dụng một tập tin, tiến trình phải mở nó. Mục tiêu của mở là cho phép hệ thống thiết lập một số thuộc tính và địa chỉ đĩa trong bộ nhớ để tăng tốc độ truy xuất.
- *Đóng* : khi chấm dứt truy xuất, thuộc tính và địa chỉ trên đĩa không cần dùng nữa, tập tin được đóng lại để giải phóng vùng nhớ. Một số hệ thống hạn chế tối đa số tập tin mở trong một tiến trình.
- *Đọc* : đọc dữ liệu từ tập tin tại vị trí hiện thời của đầu đọc, nơi gọi sẽ cho biết cần bao nhiêu dữ liệu và vị trí của buffer lưu trữ nó.
- *Ghi* : ghi dữ liệu lên tập tin từ vị trí hiện thời của đầu đọc. Nếu là cuối tập tin,kích thước tập tin sẽ tăng lên, nếu đang ở giữa tập tin, dữ liệu sẽ bị ghi chồng lên.
- *Thêm* : gần giống như WRITE nhưng dữ liệu luôn được ghi vào cuối tập tin.
- *Tìm* :dùng để truy xuất tập tin ngẫu nhiên. Khi xuất hiện lời gọi hệ thống, vị trí con trỏ đang ở vị trí hiện hành được di chuyển tới vị trí cần thiết. Sau đó dữ liệu sẽ được đọc ghi tại vị trí này.
- *Lấy thuộc tính* :lấy thuộc tính của tập tin cho tiến trình
- *Thiết lập thuộc tính* :thay đổi thuộc tính của tập tin sau một thời gian sử dụng.
- *Đổi tên* :thay đổi tên của tập tin đã tồn tại.

7.2.2.2. Thư mục

- *Tạo* : một thư mục được tạo, nó rỗng, ngoại trừ "." và ".." được đặt tự động bởi hệ thống.

- *Xóa* :xoá một thư mục, chỉ có thư mục rỗng mới bị xóa, tư mục chứa "." và ".." coi như là thư mục rỗng.
- *Mở thư mục* :thư mục có thể được đọc. Ví dụ để liệt kê tất cả tập tin trong một thư mục, chương trình liệt kê mở thư mục và đọc ra tên của tất cả tập tin chứa trong đó. Trước khi thư mục được đọc, nó phải được mở ra trước.
- *Đóng thư mục* :khi một thư mục đã được đọc xong, phải đóng thư mục để giải phóng vùng nhớ.
- *Đọc thư mục* :Lệnh này trả về entry tiếp theo trong thư mục đã mở. Thông thường có thể đọc thư mục bằng lời gọi hệ thống READ, lệnh đọc thư mục luôn luôn trả về một entry dưới dạng chuẩn .
- *Đổi tên* :cũng như tập tin, thư mục cũng có thể được đổi tên.
- *Liên kết* :kỹ thuật này cho phép một tập tin có thể xuất hiện trong nhiều thư mục khác nhau. Khi có yêu cầu, một liên kết sẽ được tạo giữa tập tin và một đường dẫn được cung cấp.
- *Bỏ liên kết* :Nếu tập tin chỉ còn liên kết với một thư mục, nó sẽ bị loại bỏ hoàn toàn khỏi hệ thống, nếu nhiều thì nó bị giảm chỉ số liên kết.

7.3. CÁC PHƯƠNG PHÁP CÀI ĐẶT HỆ THỐNG QUẢN LÝ TẬP TIN

Người sử dụng thì quan tâm đến cách đặt tên tập tin, các thao tác trên tập tin, cây thư mục...Nhưng đối người cài đặt thì quan tâm đến tập tin và thư mục được lưu trữ như thế nào, vùng nhớ trên đĩa được quản lý như thế nào và làm sao cho toàn bộ hệ thống làm việc hữu hiệu và tin cậy. Hệ thống tập tin được cài đặt trên đĩa. Để gia tăng hiệu quả trong việc truy xuất, mỗi đơn vị dữ liệu được truy xuất gọi là một khối. Một khối dữ liệu bao gồm một hoặc nhiều sector. Bộ phận tổ chức tập tin quản lý việc lưu trữ tập tin trên những khối vật lý bằng cách sử dụng các bảng có cấu trúc. Trong bài học này chúng ta sẽ tìm hiểu các phương pháp tổ chức quản lý tập tin trên bộ nhớ phụ thông qua các nội dung như sau:

- Bảng quản lý thư mục, tập tin
- Bảng phân phối vùng nhớ
- Tập tin chia sẻ
- Quản lý đĩa
- Độ an toàn của hệ thống tập tin

Chương này đưa ra các đặc điểm cũng như ưu và khuyết điểm của các phương pháp tổ chức quản lý tập tin trên đĩa và một số vấn đề liên quan khác nhờ đó có thể hiểu được cách các hệ điều hành cụ thể quản lý tập tin như thế nào.
Bài học này đòi hỏi những kiến thức về :mô hình tổ chức các tập tin và thư mục cũng và một số cấu trúc dữ liệu.

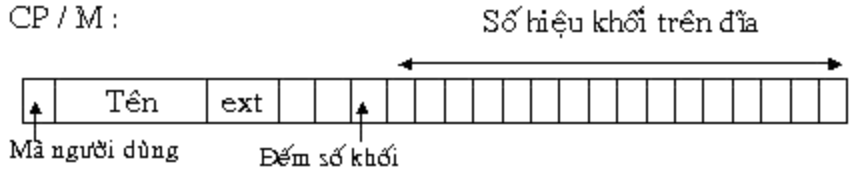
7.3.1. Bảng quản lý tệp tin, thư mục

7.3.1.1. Khái niệm

Trước khi tập tin được đọc, tập tin phải được mở, để mở tập tin hệ thống phải biết đường dẫn do người sử dụng cung cấp và được định vị trong cấu trúc đầu vào thư mục (directory entry). Directory entry cung cấp các thông tin cần thiết để tìm kiếm các khối. Tuỳ thuộc vào mỗi hệ thống, thông tin là địa chỉ trên đĩa của toàn bộ tập tin, số hiệu của khối đầu tiên, hoặc là số I-node.

7.3.1.2. Cài đặt

Bảng này thường được cài đặt ở phần đầu của đĩa. Bảng là dãy các phần tử có kích thước xác định, mỗi phần tử được gọi là một entry. Mỗi entry sẽ lưu thông tin về tên , thuộc tính, vị trí lưu trữ .... của một tập tin hay thư mục.
Ví dụ quản lý thư mục trong CP/M :



Hình 9.1

7.3.2. Bảng phân phối vùng nhớ

7.3.2.1. Khái niệm

Bảng này thường được sử dụn phối hợp với bảng quản lý thư mục tập tin, mục tiêu là cho biết vị trí khối vật lý của một tập tin hay thư mục nào đó nói khác đi là lưu giữ dãy các khối trên đĩa cấp phát cho tập tin lưu dữ liệu hay thư mục. Có một số phương pháp được cài đặt.

7.3.2.2. Các phương pháp

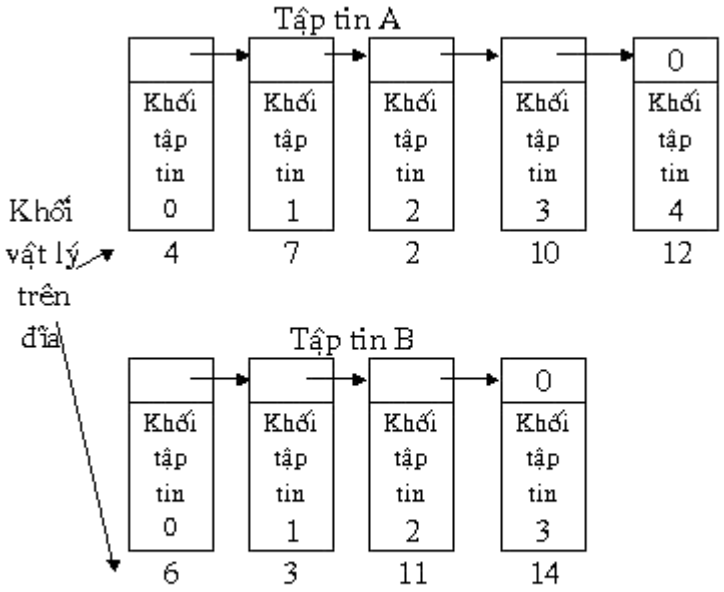
Định vị liên tiếp:

Lưu trữ tập tin trên dãy các khối liên tiếp.

Phương pháp này có 2 ưu điểm : thứ nhất, dể dàng cài đặt. Thứ hai, dể dàng thao tác vì toàn bộ tập tin được đọc từ đĩa bằng thao tác đơn giản không cần định vị lại.

Phương pháp này cũng có 2 khuyết điểm : không linh động trừ khi biết trước kích thước tối đa của tập tin. Sự phân mảnh trên đĩa, gây lãng phí lớn.

Định vị bằng danh sách liên kết:



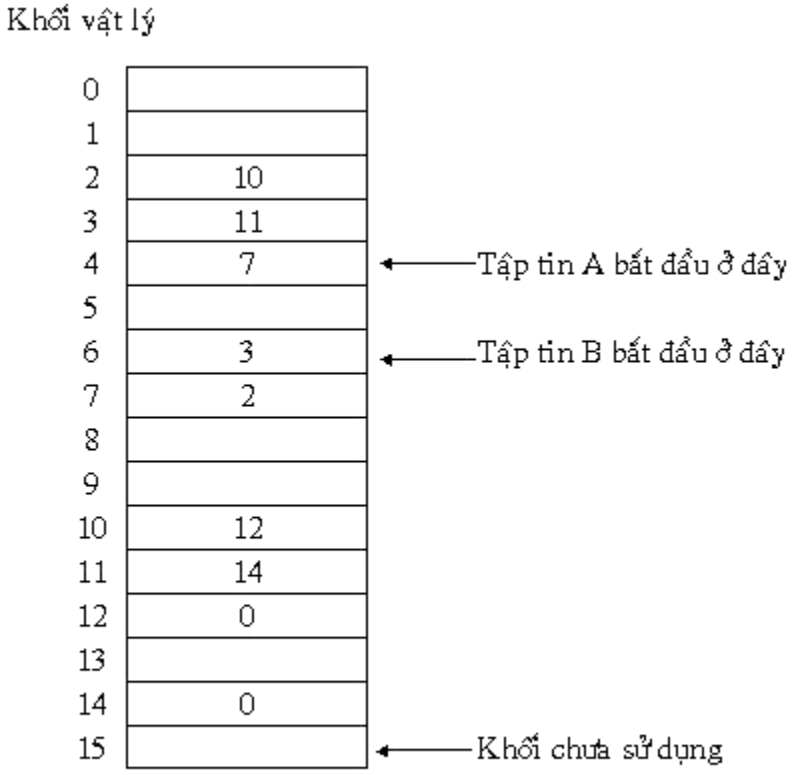
Hình 9.2 Định vị bằng danh sách liên kết

Hình 7.3.2.2-1. Định vị liên kết

Mọi khối đều được cấp phát, không bị lãng phí trong trường hợp phân mảnh và directory entry chỉ cần chứa địa chỉ của khối đầu tiên.

Tuy nhiên khối dữ liệu bị thu hẹp lại và truy xuất ngẫu nhiên sẽ chậm.

Danh sách liên kết sử dụng index :



Hình 9.3 Bảng chỉ mục của danh sách liên kết

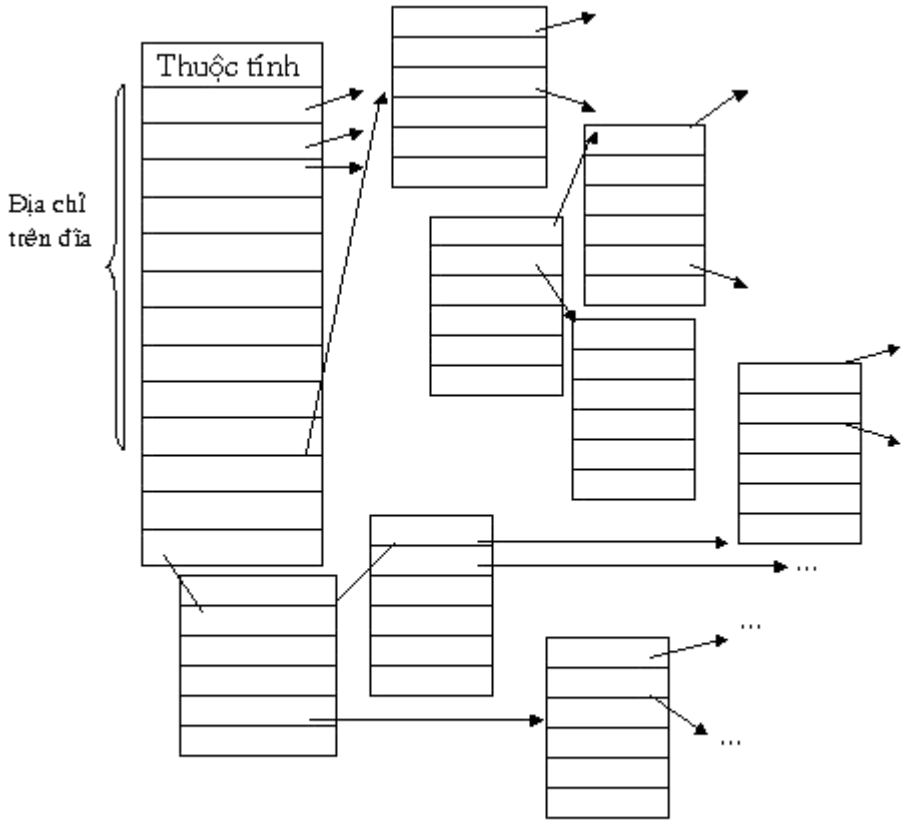
Hình 7.3.2.2-2. Bảng chỉ mục của danh sách liên kết

Tương tự như hai nhưng thay vì dùng con trỏ thì dùng một bảng index. Khi đó toàn bộ khối chỉ chứa dữ liệu. Truy xuất ngẫu nhiên sẽ dễ dàng hơn. Kích thước tập tin được mở rộng hơn. Hạn chế là bản này bị giới hạn bởi kích thước bộ nhớ .

I-nodes :

Một I-node bao gồm hai phần. Phần thứ nhất là thuộc tính của tập tin. Phần này lưu trữ các thông tin liên quan đến tập tin như kiểu, người sở hữu, kích thước, v.v...Phần thứ hai chứa địa chỉ của khối dữ liệu. Phần này chia làm hai phần nhỏ. Phần nhỏ thứ nhất bao gồm 10 phần tử, mỗi phần tử chứa địa chỉ khối dữ liệu của tập tin. Phần tử thứ 11 chứa địa chỉ gián tiếp cấp 1 (single indirect), chứa địa chỉ của một khối, trong khối đó chứa một bảng có thể từ 2^{10} đến 2^{32} phần tử mà mỗi phần tử mới chứa địa chỉ của khối dữ liệu. Phần tử thứ 12 chứa địa chỉ gián tiếp cấp 2 (double indirect), chứa địa chỉ của bảng các khối single indirect. Phần tử thứ 13 chứa địa chỉ gián tiếp cấp 3 (double indirect), chứa địa chỉ của bảng các khối double indirect.

Cách tổ chức này tương đối linh động. Phương pháp này hiệu quả trong trường hợp sử dụng để quán lý những hệ thống tập tin lớn. Hệ điều hành sử dụng phương pháp này là Unix (Ví dụ : BSD Unix)



Hình 9.4 Cấu trúc của I-node

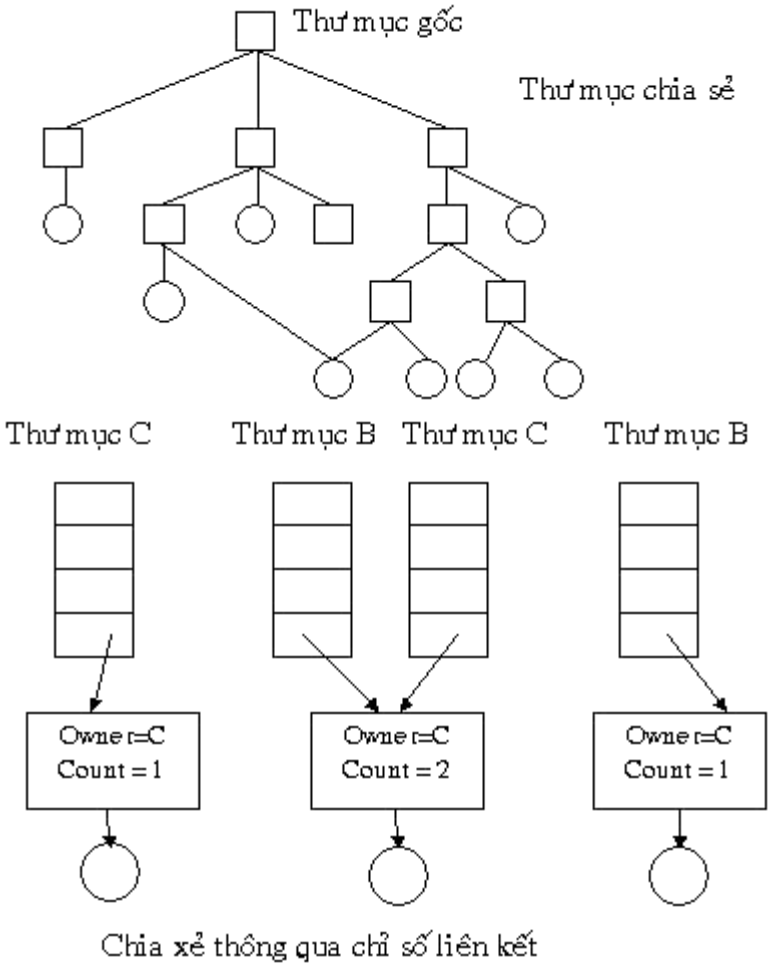
Hình 7.3.2.2-3. Cấu trúc I-node

7.3.3. Tệp tin chia sẻ

Khi có nhiều người sử dụng cùng làm việc trong một đề án, họ cần ***chia sẻ*** các tập tin. Cách chia sẻ thông thường là tập tin xuất hiện trong các thư mục là như nhau nghĩa là một tập tin có thể liên kết với nhiều thư mục khác nhau.

Để cài đặt được, khối đĩa không được liệt kê trong thư mục mà được thay thế bằng một cấu trúc dữ liệu, thư mục sẽ trỏ tới cấu trúc này. Một cách khác là hệ thống tạo một tập tin mới có kiểu LINK, tập tin mới này chỉ chứa đường dẫn của tập tin được liên kết, khi cần truy xuất sẽ dựa trên tập tin LINK để xác định tập tin cần truy xuất, phương pháp này gọi là liên kết hình thức. Mỗi phương pháp đều có những ưu và khuyết điểm riêng.

Ở phương pháp thứ nhất hệ thống biết được có bao nhiêu thư mục liên kết với tập tin nhờ vào chỉ số liên kết. Ở phương pháp thứ hai khi loại bỏ liên kết hình thức, tập tin không bị ảnh hưởng.



Hình 7.3.3-1. Chia sẻ thông tin qua chỉ số liên kết

7.3.4. Độ an toàn của hệ thống quản lý tệp tin

Một hệ thống tập tin bị hỏng còn nguy hiểm hơn máy tính bị hỏng vì những hư hỏng trên thiết bị sẽ ít chi phí hơn là hệ thống tập tin vì nó ảnh hưởng đến các phần mềm trên đó. Hơn nữa hệ thống tập tin không thể chống lại được như hư hòng do phần cứng gây ra, vì vậy chúng phải cài đặt một số chức năng để bảo vệ.

7.3.4.1. Quản lý khối bị hỏng

Đĩa thường có những khối bị hỏng trong quá trình sử dụng đặc biệt đối với đĩa cứng vì khó kiểm tra được hết tất cả.

Có hai giải pháp : phần mềm và phần cứng.

- Phần cứng là dùng một sector trên đĩa để lưu giữ danh sách các khối bị hỏng. Khi bộ kiểm soát tực hiện lần đầu tiên, nó đọc những khối bị hỏng và dùng một khối thừa để lưu giữ. Từ đó không cho truy cập những khối hỏng nữa.
- Phần mềm là hệ thống tập tin xây dựng một tập tin chứa các khối hỏng. Kỹ thuật này loại trừ chúng ra khỏi danh sách các khối trống, do đó nó sẽ không được cấp phát cho tập tin.

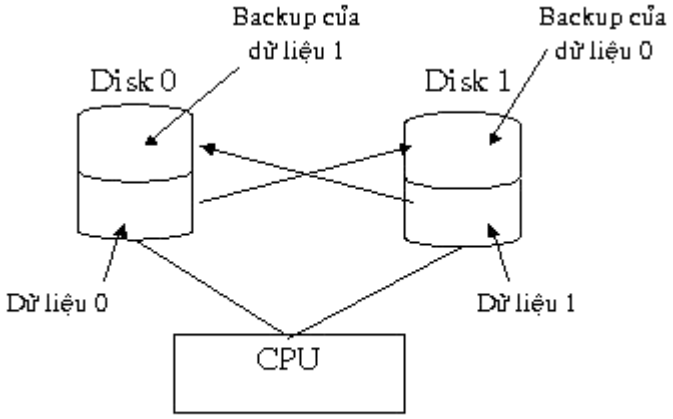
7.3.4.2. Sao lưu

Mặc dù có các chiến lược quản lý các khối hỏng, nhưng một công việc hết sức quan trọng là phải backup tập tin thường xuyên.

Tệp tin trên đĩa mềm được backup bằng cách chép lại toàn bộ qua một đĩa khác.

Dữ liệu trên đĩa cứng nhỏ thì được backup trên các băng từ.

Đối với các đĩa cứng lớn, việc backup thường được tiến hành ngay trên nó. Một chiến lược dể cài đặt nhưng lãng phí một nữa đĩa là chia đĩa cứng làm hai phần một phần dữ liệu và một phần là backup. Mỗi tối, dữ liệu từ phần dữ liệu sẽ được chép sang phần backup.

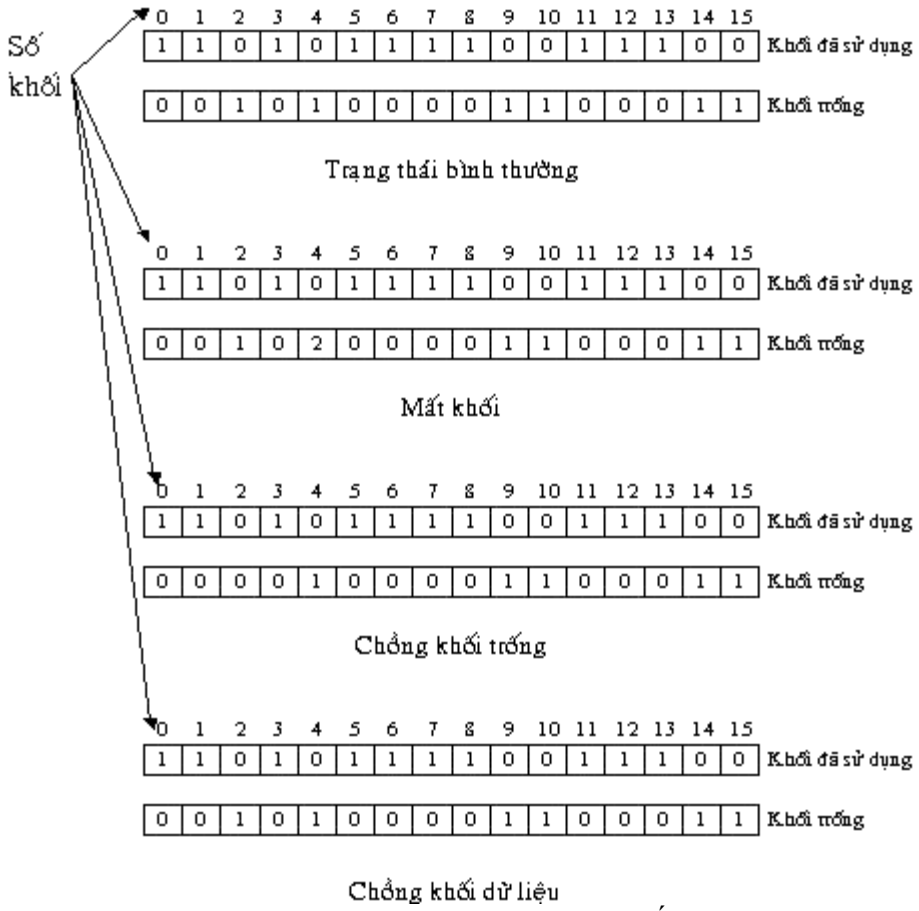


Hình 9.7 Backup

Hình 7.3.4.2-1. Cơ chế sao lưu

7.3.4.3. Tính không đổi của hệ thống tệp tin

Một vấn đề nữa về độ an toàn là ***tính không đổi***. Khi truy xuất một tập tin, trong quá trình thực hiện, nếu có xảy ra những sự cố làm hệ thống ngừng hoạt động đột ngột, lúc đó hàng loạt thông tin chưa được cập nhật lên đĩa. Vì vậy mỗi lân khởi động ,hệ thống sẽ thực hiện việc kiểm tra trên hai phần khối và tập tin. Việc kiểm tra thực hiện , khi phát hiện ra lỗi sẽ tiến hành sữa chữa cho các trường hợp cụ thể:



Hình 7.3.4.3-1. Trạng thái của hệ thống tập tin

CHƯƠNG 8. HỆ THỐNG QUẢN LÝ NHẬP/XUẤT

Một trong những chức năng chính của hệ điều hành là quản lý tất cả những thiết bị nhập/xuất của máy tính. Hệ điều hành phải ra các chỉ thị điều khiển thiết bị, kiểm soát các ngắt và lỗi. Hệ điều hành phải cung cấp một cách giao tiếp đơn giản và tiện dụng giữa các thiết bị và phần còn lại của hệ thống và giao tiếp này phải độc lập với thiết bị. Nội dung chương này tìm hiểu hệ điều hành quản lý nhập/xuất như thế nào với những nội dung sau:

- Khái niệm về hệ thống nhập/ xuất
- Phần cứng nhập / xuất
- Phần mềm nhập / xuất

Qua chương này, chúng ta hiểu được cơ chế quản lý nhập/xuất của hệ điều hành một cách tổng quát. Từ đó chúng ta có thể hiểu rõ hơn quá trình nhập xuất diễn ra trên máy tính thông qua hệ điều hành như thế nào. Bài học này cũng giúp cho việc tìm hiểu cơ chế tương tác giữa hệ điều hành và các thiết bị nhập/xuất cụ thể(được đề cập trong bài học sau) dễ dàng hơn.

8.1. KHÁI NIỆM VỀ HỆ THỐNG QUẢN LÝ NHẬP/XUẤT

Hệ thống quản lý nhập/xuất được tổ chức theo từng lớp, mỗi lớp có một chức năng nhất định và các lớp có giao tiếp với nhau như sơ đồ sau :

CÁC LỚP	CHỨC NĂNG NHẬP/XUẤT
Xử lý của người dùng	Tạo lời gọi nhập/xuất, định dạng nhập/xuất
Phần mềm độc lập thiết bị	Đặt tên, bảo vệ, tổ chức khối, bộ đệm, định vị
Điều khiển thiết bị	Thiết lập thanh ghi thiết bị, kiểm tra trạng thái
Kiểm soát ngắt	Báo cho driver khi nhập/xuất hoàn tất
Phần cứng	Thực hiện thao tác nhập/xuất

Ví dụ: Trong một chương trình ứng dụng, người dùng muốn đọc một khối từ một tập tin, hệ điều hành được kích hoạt để thực hiện yêu cầu này. Phần mềm độc lập thiết bị tìm kiếm trong cache, nếu khối cần đọc không có sẵn, nó sẽ gọi chương trình điều khiển thiết bị gửi yêu cầu đến phần cứng. Tiến trình bị ngưng lại cho đến khi thao tác đĩa hoàn tất. Khi thao tác này hoàn tất, phần cứng phát sinh một ngắt. Bộ phận kiểm soát ngắt kiểm tra biến cố này, ghi nhận trạng thái của thiết bị và đánh thức tiến trình bị ngưng để chấm dứt yêu cầu I/O và cho tiến trình của người sử dụng tiếp tục thực hiện.[TAN]

8.2. PHẦN CỨNG NHẬP/XUẤT

Có nhiều cách nhìn khác nhau về phần cứng nhập/xuất. Các kỹ sư điện tử thì nhìn dưới góc độ là các thiết bị như IC, dây dẫn, bộ nguồn, motor v.v….Các lập trình viên thì nhìn chúng dưới góc độ phần mềm - những lệnh nào thiết bị chấp nhận, chúng sẽ thực hiện những chức năng nào, và thông báo lỗi của chúng bao gồm những gì, nghĩa là chúng ta quan tâm đến lập trình thiết bị chứ không phải các thiết bị này hoạt động như thế nào mặc dù khía cạnh này có liên quan mật thiết với các thao tác bên trong của chúng. Phần này chúng ta đề cập đến một số khái niệm về phần cứng I/O liên quan đến khía cạnh lập trình.

8.2.1. Thiết bị I/O

Các thiết bị nhập xuất có thể chia tương đối thành hai loại là thiết bị khối và thiết bị tuần tự.

Thiết bị khối là thiết bị mà thông tin được lưu trữ trong những khối có kích thước cố định và được định vị bởi địa chỉ. Kích thước thông thường của một khối là khoảng từ 128 bytes đến 1024 bytes. Đặc điểm của thiết bị khối là chúng có thể được truy xuất (đọc hoặc ghi) từng khối riêng biệt, và chương trình có thể truy xuất một khối bất kỳ nào đó. Đĩa là một ví dụ cho loại thiết bị khối.

Một dạng thiết bị thứ hai là thiết bị tuần tự. Ở dạng thiết bị này, việc gửi và nhận thông tin dựa trên là chuỗi các bits, không có xác định địa chỉ và không thể thực hiện thao tác seek được. Màn hình, bàn phím, máy in, card mạng, chuột, và các loại thiết bị khác không phải dạng đĩa là thiết bị tuần tự.

Việc phân chia các lớp như trên không hoàn toàn tối ưu, một số các thiết bị không phù hợp với hai lớp trên, ví dụ : đồng hồ, bộ nhớ màn hình v.v...không thực hiện theo cơ chế tuần tự các bits. Ngoài ra, người ta còn phân loại các thiết bị I/O dưới một tiêu chuẩn khác :

Thiết bị tương tác được với con người : dùng để giao tiếp giữa người và máy. Ví dụ : màn hình, bàn phím, chuột, máy in ...

Thiết bị tương tác trong hệ thống máy tính là các thiết bị giao tiếp với nhau. Ví dụ : đĩa, băng từ, card giao tiếp...

Thiết bị truyền thông : như modem...

Những điểm khác nhau giữa các thiết bị I/O gồm :

- Tốc độ truyền dữ liệu , ví dụ bàn phím : 0.01 KB/s, chuột 0.02 KB/s ...
- Công dụng.
- Đơn vị truyền dữ liệu (khối hoặc ký tự).
- Biểu diễn dữ liệu, điều này tùy thuộc vào từng thiết bị cụ thể.
- Tình trạng lỗi : nguyên nhân gây ra lỗi, cách mà chúng báo về...

8.2.2. Tổ chức của chức năng I/O

Có ba cách để thực hiện I/O :

- Một là, bộ xử lý phát sinh một lệnh I/O đến các đơn vị I/O, sau đó, nó chờ trong trạng thái "busy" cho đến khi thao tác này hoàn tất trước khi tiếp tục xử lý.

- Hai là, bộ xử lý phát sinh một lệnh I/O đến các đơn vị I/O, sau đó, nó tiếp tục việc xử lý cho tới khi nhận được một ngắt từ đơn vị I/O báo là đã hoàn tất, nó tạm ngưng việc xử lý hiện tại để chuyển qua xử lý ngắt.
- Ba là, sử dụng cơ chế DMA (như được đề cập ở sau)

Các bước tiến hóa của chức năng I/O :

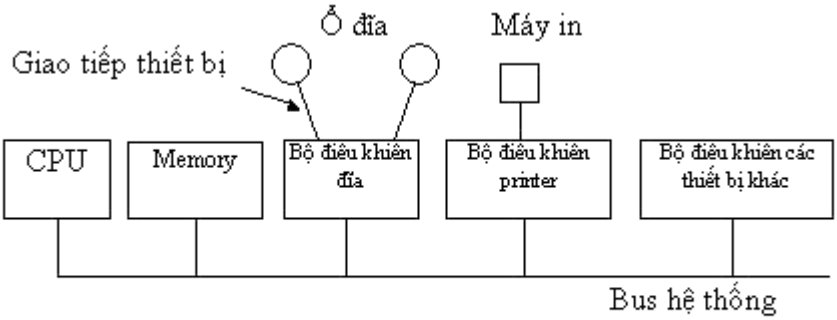
- Bộ xử lý kiểm soát trực tiếp các thiết bị ngoại vi.
- Hệ thống có thêm bộ điều khiển thiết bị. Bộ xử lý sử dụng cách thực hiện nhập xuất thứ nhất. Theo cách này bộ xử lý được tách rời khỏi các mô tả chi tiết của các thiết bị ngoại vi.
- Bộ xử lý sử dụng thêm cơ chế ngắt.
- Sử dụng cơ chế DMA, bộ xử lý truy xuất những dữ liệu I/O trực tiếp trong bộ nhớ chính.

8.2.3. Bộ điều khiển thiết bị

Một đơn vị bị nhập xuất thường được chia làm hai thành phần chính là thành phần cơ và thành phần điện tử. Thành phần điện tử được gọi là bộ phận điều khiển thiết bị hay bộ tương thích, trong các máy vi tính thường được gọi là card giao tiếp. Thành phần cơ chính là bản thân thiết bị.

Một bộ phận điều khiển thường có bộ phận kết nối trên chúng để có thể gắn thiết bị lên đó. Một bộ phận điều khiển có thể quản lý được hai, bốn hay thậm chí tám thiết bị khác nhau. Nếu giao tiếp giữa thiết bị và bộ phận điều khiển là các chuẩn như ANSI, IEEE hay ISO thì nhà sản xuất thiết bị và bộ điều khiển phải tuân theo chuẩn đó, ví dụ : bộ điều khiển đĩa được theo chuẩn giao tiếp của IBM.

Giao tiếp giữa bộ điều khiển và thiết bị là giao tiếp ở mức thấp.



Hình 11.1 Sự kết nối giữa CPU, bộ nhớ, bộ điều khiển và các thiết bị nhập/xuất

Hình 8.2.3-1. Mô hình vào/ra

Chức năng của bộ điều khiển là giao tiếp với hệ điều hành vì hệ điều hành không thể truy xuất trực tiếp với thiết bị. Việc thông tin thông qua hệ thống đường truyền gọi là bus.

Công việc của bộ điều khiển là chuyển đổi dãy các bit tuần tự trong một khối các byte và thực hiện sửa chửa nếu cần thiết. Thông thường khối các byte được tổ chức thành từng bit và đặt trong buffer của bộ điều khiển. Sau khi thực hiện checksum nội dung của buffer sẽ được chuyển vào bộ nhớ chính. Ví dụ : bộ điều khiển cho màn hình đọc các byte của ký tự để hiển thị trong bộ nhớ và tổ chức các tín hiệu để điều khiển các tia của CRT để xuất trên màn ảnh bằng cách quét các tia dọc và ngang. Nếu không có bộ điều

khiển, lập trình viên hệ điều hành phải tạo thêm chương trình điều khiển tín hiệu analog cho đèn hình. Với bộ điều khiển , hệ điều hành chỉ cần khởi động chúng với một số tham số như số ký tự trên một dòng, số dòng trên màn hình và bộ điều khiển sẽ thực hiện điều khiển các tia.

Mỗi bộ điều khiển có một số thanh ghi để liên lạc với CPU. Trên một số máy tính, các thanh ghi này là một phần của bộ nhớ chính tại một địa chỉ xác định gọi là ánh xạ bộ nhớ nhập xuất. Hệ máy PC dành ra một vùng địa chỉ đặc biệt gọi là địa chỉ nhập xuất và trong đó được chia làm nhiều đoạn, mỗi đoạn cho một loại thiết bị như sau :

Bộ điều khiển nhập/ xuất	Địa chỉ nhập/xuất	Vectơ ngắt
Đồng hồ	040 - 043	8
Bàn phím	060 - 063	9
RS232 phụ	2F8 - 2FF	11
Đĩa cứng	320 - 32F	13
Máy in	378 - 37F	15
Màn hình mono	380 - 3BF	-
Màn hình màu	3D0 - 3DF	-
Đĩa mềm	3F0 - 3F7	14
RS232 chính	3F8 - 3FF	12

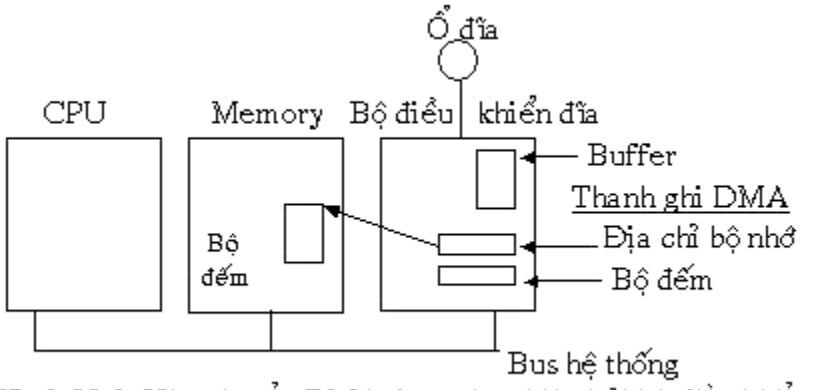
Hệ điều hành thực hiện nhập xuất bằng cách ghi lệnh lên các thanh ghi của bộ điều khiển. Ví dụ : bộ điều khiển đĩa mềm của IBMPC chấp nhận 15 lệnh khác nhau như : READ, WRITE, SEEK, FORMAT, RECALIBRATE, một số lệnh có tham số và các tham số cũng được nạp vào thanh ghi. Khi một lệnh đã được chấp nhận, CPU sẽ rời bộ điều khiển để thực hiện công việc khác. Sau khi thực hiện xong, bộ điều khiển phát sinh một ngắt để báo hiệu cho CPU biết và đến lấy kết quả được lưu giữ trong các thanh ghi.

8.2.4. DMA (Direct Memory Access)

Đa số các loại thiết bị, đặc biệt là các thiết bị dạng khối, hỗ trợ cơ chế DMA (direct memory access). Để hiểu về cơ chế này, trước hết phải xem xét quá trình đọc đĩa mà không có DMA. Trước tiên, bộ điều khiển đọc tuần tự các khối trên đĩa, từng bit từng bit cho tới khi toàn bộ khối được đưa vào buffer của bộ điều khiển. Sau đó máy tính thực hiện checksum để đảm bảo không có lỗi xảy ra. Tiếp theo bộ điều khiển tạo ra một ngắt để báo cho CPU biết. CPU đến lấy dữ liệu trong buffer chuyển về bộ nhớ chính bằng cách tạo một vòng lặp đọc lần lượt từng byte. Thao tác này làm lãng phí thời gian của CPU. Do đó để tối ưu, người ta đưa ra cơ chế DMA.

Cơ chế DMA giúp cho CPU không bị lãng phí thời gian. Khi sử dụng, CPU gửi cho bộ điều khiển một số các thông số như địa chỉ trên đĩa của khối, địa chỉ trong bộ nhớ nơi định vị khối, số lượng byte dữ liệu để chuyển.

Sau khi bộ điều khiển đã đọc toàn bộ dữ liệu từ thiết bị vào buffer của nó và kiểm tra checksum. Bộ điều khiển chuyển byte đầu tiên vào bộ nhớ chính tại địa chỉ được mô tả bởi địa chỉ bộ nhớ DMA. Sau đó nó tăng địa chỉ DMA và giảm số bytes phải chuyển. Quá trình này lập cho tới khi số bytes phải chuyển bằng 0, và bộ điều khiển tạo một ngắt. Như vậy không cần phải copy khối vào trong bộ nhớ, nó đã hiện hữu trong bộ nhớ.



Hình 11.2 Vận chuyển DMA được thực hiện bởi bộ điều khiển

Hình 8.2.4. Kỹ thuật DMA

8.3. PHẦN MỀM NHẬP/XUẤT

Mục tiêu chung của thiết bị logic là dể biểu diễn. Thiết bị logic được tổ chức thành nhiều lớp. Lớp dưới cùng giao tiếp với phần cứng, lớp trên cùng giao tiếp tốt, thân thiện với người sử dụng. Khái niệm then chốt của thiết bị logic là độc lập thiết bị, ví dụ : có thể viết chương trình truy xuất file trên đĩa mềm hay đĩa cứng mà không cần phải mô tả lại chương trình cho từng loại thiết bị. Ngoài ra, thiết bị logic phải có khả năng kiểm soát lỗi. Thiết bị logic được tổ chức thành bốn lớp : Kiểm soát lỗi, điều khiển thiết bị, phần mềm hệ điều hành độc lập thiết bị, phần mềm mức người sử dụng.

8.3.1. Kiểm soát ngắt

Ngắt là một hiện tượng phức tạp. Nó phải cần được che dấu sâu trong hệ điều hành, và một phần ít của hệ thống biết về chúng. Cách tốt nhất để che dấu chúng là hệ điều hành có mọi tiến trình thực hiện thao tác nhập xuất cho tới khi hoàn tất mới tạo ra một ngắt. Tiến trình có thể tự khóa lại bằng cách thực hiện lệnh WAIT theo một biến điều kiện hoặc RECEIVE theo một thông điệp.

Khi một ngắt xảy ra, hàm xử lý ngắt khởi tạo một tiến trình mới để xử lý ngắt. Nó sẽ thực hiện một tín hiệu trên biến điều kiện và gửi những thông điệp đến cho các tiến trình bị khóa. Tổng quát, chức năng của ngắt là làm cho một tiến trình đang bị khóa được thi hành trở lại.

8.3.2. Điều khiển thiết bị (device drivers)

Tất cả các đoạn mã độc lập thiết bị đều được chuyển đến device drivers. Mỗi device drivers kiểm soát mỗi loại thiết bị, nhưng cũng có khi là một tập hợp các thiết bị liên quan mật thiết với nhau.

Device drivers phát ra các chỉ thị và kiểm tra xem chỉ thị đó có được thực hiện chính xác không. Ví dụ, driver của đĩa là phần duy nhất của hệ điều hành kiểm soát bộ điều khiển đĩa. Nó quản lý sectors, tracks, cylinders, head, chuyển động, interleave, và các thành phần khác giúp cho các thao tác đĩa được thực hiện tốt.

Chức năng của device drivers là nhận những yêu cầu trừu tượng từ phần mềm nhập/xuất độc lập thiết bị ở lớp trên, và giám sát yêu cầu này thực hiện. Nếu driver đang rảnh, nó sẽ thực hiện ngay yêu cầu, ngược lại, yêu cầu đó sẽ được đưa vào hàng đợi.

Ví dụ, bước đầu tiên của yêu cầu nhập/xuất đĩa là chuyển từ trừu tượng thành cụ thể. Driver của đĩa phải biết khối nào cần đọc, kiểm tra sự hoạt động của motor đĩa, xác định vị trí của đầu đọc đã đúng chưa v.v…

Nghĩa là device drivers phải xác định được những thao tác nào của bộ điều khiển phải thi hành và theo trình tự nào. Một khi đã xác định được chỉ thị cho bộ điều khiển, nó bắt đầu thực hiện bằng cách chuyển lệnh vào thanh ghi của bộ điều khiển thiết bị. Bộ điều khiển có thể nhận một hay nhiều chỉ thị liên tiếp và sau đó tự nó thực hiện không cần sự trợ giúp của hệ điều hành. Trong khi lệnh thực hiện. Có hai trường hợp xảy ra : Một là device drivers phải chờ cho tới khi bộ điều khiển thực hiện xong bằng cách tự khóa lại cho tới khi một ngắt phát sinh mở khóa cho nó. Hai là, hệ điều hành chấm dứt mà không chờ, vì vậy driver không cần thiết phải khóa.

Sau khi hệ điều hành hoàn tất việc kiểm tra lỗi và nếu mọi thứ đều ổn driver sẽ chuyển dữ liệu cho phần mềm độc lập thiết bị. Cuối cùng nó sẽ trả về thông tin về trạng thái hay lỗi cho nơi gọi và nếu có một yêu cầu khác ở hàng đợi, nó sẽ thực hiện tiếp, nếu không nó sẽ khóa lại chờ đến yêu cầu tiếp theo.

8.3.3. Phần mềm nhập/xuất độc lập thiết bị

Mặc dù một số phần mềm nhập/xuất mô tả thiết bị nhưng phần lớn chúng là độc lập với thiết bị. Ranh giới chính xác giữa drivers và phần mềm độc lập thiết bị là độc lập về mặt hệ thống, bởi vì một số hàm mà được thi hành theo kiểu độc lập thiết bị có thể được thi hành trên drivers vì lý do hiệu quả hay những lý dó khác nào đó.

Giao tiếp đồng nhất cho device drivers
Đặt tên thiết bị
Bảo vệ thiết bị
Cung cấp khối độc lập thiết bị
Tổ chức buffer
Định vị lưu trữ trên thiết bị khối

Cấp phát và giải phóng thiết bị tận hiến
Báo lỗi

Chức năng cơ bản của phần mềm nhập/xuất độc lập thiết bị là những chức năng chung cho tất cả các thiết bị và cung cấp một giao tiếp đồng nhất cho phần mềm phạm vi người sử dụng.

Trước tiên nó phải có chức năng tạo một ánh xạ giữa thiết bị và một tên hình thức. Ví dụ đối với UNIX, tên /dev/tty0 dành riêng để mô tả I-node cho một file đặc biệt, và I-node này chứa chứa số thiết bị chính, được dùng để xác định driver thích hợp và số thiết bị phụ, được dùng để xác định các tham số cho driver để cho biết là đọc hay ghi.

Thứ hai là bảo vệ thiết bị, là cho phép hay không cho phép người sử dụng truy xuất thiết bị. Các hệ điều hành có thể có hay không có chức năng này.

Thứ ba là cung cấp khối dữ liệu độc lập thiết bị vì ví dụ những đĩa khác nhau sẽ có kích thước sector khác nhau và điều này sẽ gây khó khăn cho các phần mềm người sử dụng ở lớp trên. Chức năng này cung cấp các khối dữ liệu logic độc lập với kích thước sector vật lý.

Thứ tư là cung cấp buffer để hỗ trợ cho đồng bộ hóa quá trình hoạt động của hệ thống. Ví dụ buffer cho bàn phím.

Thứ năm là định vị lưu trữ trên các thiết bị khối.

Thứ sáu là cấp phát và giải phóng các thiết bị tận hiến.

Cuối cùng là thông báo lỗi cho lớp bên trên từ các lỗi do device driver báo về.

8.3.4. Phần mềm nhập/xuất phạm vi người sử dụng

Hầu hết các phần mềm nhập/xuất đều ở bên trong của hệ điều hành và một phần nhỏ của chúng chứa các thư viện liên kết với chương trình của người sử dụng ngay cả những chương trình thi hành bên ngoài hạt nhân.

Lời gọi hệ thống, bao gồm lời gọi hệ thống nhập/xuất thường được thực hiện bởi các hàm thư viện. Ví dụ khi trong chương trình C có lệnh

```
count = write(fd, buffer, nbytes) ;
```

Hàm thư viện write được địch và liên kết dưới dạng nhị phân và nằm trong bộ nhớ khi thi hành. Tập hợp tất cả những hàm thư viện này rõ ràng là một phần của hệ thống nhập/xuất.

Không phải tất cả các phần mềm nhập/xuất đều chứa hàm thư viện, có một loại quan trọng khác gọi là hệ thống spooling dùng để khai thác tối đa thiết bị nhập/xuất trong hệ thống đa chương.

Các hàm thư viện chuyển các tham số thích hợp cho lời gọi hệ thống và hàm thư viện thực hiện việc định dạng cho nhập và xuất như lệnh printf trong C. Thư viện nhập/xuất chuẩn chứa một số hàm có chức năng nhập/xuất và tất cả chạy như chương trình người dùng.

Chức năng của spooling là tránh trường hợp một tiến trình đang truy xuất thiết bị, chiếm giữ thiết bị nhưng sau đó không làm gì cả trong một khoảng thời gian và như vậy các tiến trình khác bị ảnh hưởng vì không thể truy xuất thiết bị đó. Một ví dụ của spooling device là line printer. Spooling còn được sử dụng trong hệ thống mạng như hệ thống e-mail chẳng hạn.

CHƯƠNG 9. GIỚI THIỆU MỘT SỐ HỆ THỐNG I/O

Cơ chế quản lý nhập/xuất(I/O) của hệ điều hành được minh họa cụ thể qua việc điều khiển các thiết bị I/O cụ thể. Trong bài này chúng ta tìm hiểu một số hệ thống I/O sau:

- Hệ thống nhập xuất đĩa
- Hệ thống nhập xuất chuẩn
- Cài đặt đồng hồ

Qua chương này, chúng ta hiểu được cơ chế quản lý nhập/xuất của hệ điều hành được thể hiện cụ thể trên một số thiết bị I/O. Chúng ta cũng nắm được cơ chế tương tác giữa hệ điều hành với các thiết bị đó và trên hết chúng ta thấy được vai trò của độc lập thiết bị.
Bài học này đòi hỏi những kiến thức về : kiến trúc máy tính, hệ thống quản lý I/O của hệ điều hành.

9.1. HỆ THỐNG I/O ĐĨA

Hầu như tất cả các máy tính đều có đĩa để lưu trữ thông tin. Đĩa có ba ưu điểm chính hơn sử dụng bộ nhớ chính để lưu trữ :

- Dung lượng lưu trữ lớn hơn rất nhiều.
- Giá trên một bit rẻ hơn.
- Thông tin không bị mất đi khi không còn cung cấp điện.

9.1.1. Phần cứng đĩa

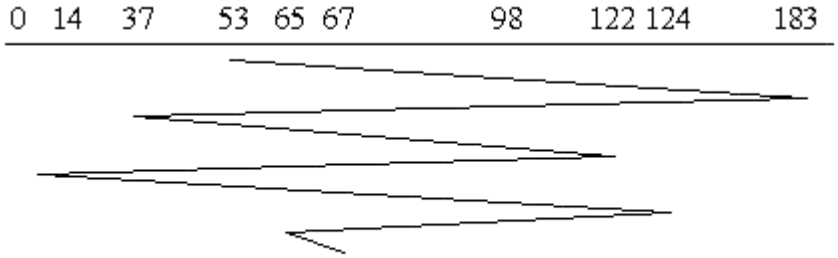
Một đĩa bao gồm nhiều cylinder, mỗi cylinder chứa nhiều track trên các head. Mỗi track được chia làm nhiều sector (từ 8 đến 32). Mỗi sector có số byte là như nhau dù vị trí của nó ở gần tâm hay ở ngoài rìa đĩa, những khoảng trống thừa không dùng đến.
Một đặc điểm thiết bị cài đặt quan trọng cho driver của đĩa là khả năng của bộ điều khiển thực hiện tìm kiếm trên hai hay nhiều driver cùng lúc gọi là tìm kiếm chồng. Trong khi bộ điều khiển và phần mềm đợi việc tìm kiếm hoàn tất trên một đĩa, bộ điều khiển có thể khởi động việc tìm kiếm trên đĩa khác. Các bộ điều khiển không thể cùng lúc đọc hoặc ghi trên hai driver vì khả năng này có thể làm giảm thời gian truy xuất trung bình.

9.1.2. Các thuật toán đọc đĩa

Tất cả mọi công việc đều phụ thuộc vào việc nạp chương trình và nhập xuất tập tin, do đó điều quan trọng là dịch vụ đĩa phải càng nhanh càng tốt. Hệ điều hành có thể tổ chức dịch vụ truy xuất đĩa tốt hơn bằng cách lập lịch yêu cầu truy xuất đĩa.
Tốc độ đĩa bao gồm ba phần. Để truy xuất các khối trên đĩa, trước tiên phải di chuyển đầu đọc đến track hay cylinder thích hợp, thao tác này gọi là seek và thời gian để hoàn tất gọi là *seek time*. Một khi đã đến đúng track, còn phải chờ cho đến khi khối cần thiết đến dưới đầu đọc. Thời gian chờ này gọi là *latency time*. Cuối cùng là vận chuyển dữ liệu giữa đĩa và bộ nhớ chính gọi là *transfer time*. Tổng thời gian cho dịch vụ đĩa chính là tổng của ba khoảng thời gian trên. Trong đó *seek time* và *latency time* là mất nhiều thời gian nhất, do đó để giảm thiểu thời gian truy xuất hệ điều hành đưa ra các thuật toán lập lịch truy xuất.

9.1.2.1. Lập lịch FCFS

Phương pháp lập lịch đơn giản nhất là FCFS(first-come,first-served). Thuật toán này rất dễ lập trình nhưng không cung cấp được một dịch vụ tốt. Ví dụ : cần phải đọc các khối theo thứ tự như sau :
98, 183, 37, 122, 14, 124, 65, và 67
Giả sử hiện tại đầu đọc đang ở vị trí 53. Như vậy đầu đọc lần lượt đi qua các khối 53, 98, 183, 37, 122, 14, 124, 65, và 67 như hình sau :

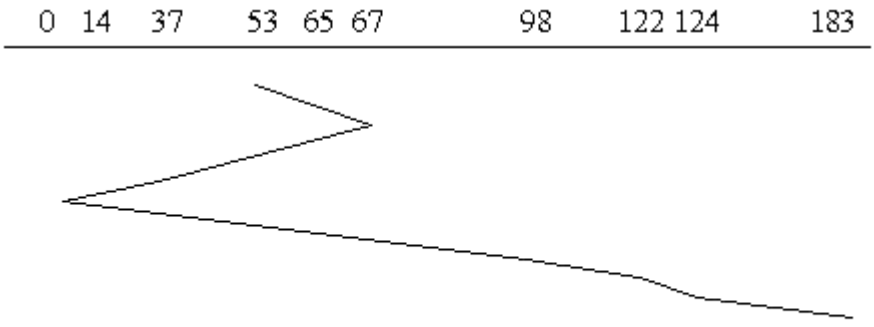


Hình 12.1 Phương pháp FCFS

Hình 9.1.2.1-1. Lập lịch FCFS

9.1.2.2. Lập lịch SSTF (shortest-seek-time-first)

Thuật toán này sẽ di chuyển đầu đọc đến các khối cần thiết theo vị trí lần lượt gần với vị trí hiện hành của đầu đọc nhất. Ví dụ : cần đọc các khối như sau :
98, 183, 37, 122, 14, 124, 65, và 67
Giả sử hiện tại đầu đọc đang ở vị trí 53. Như vậy đầu đọc lần lượt đi qua các khối 53, 65, 67, 37, 14, 98, 122, 124 và 183 như hình sau :



Hình 12.2 Phương pháp SSTF

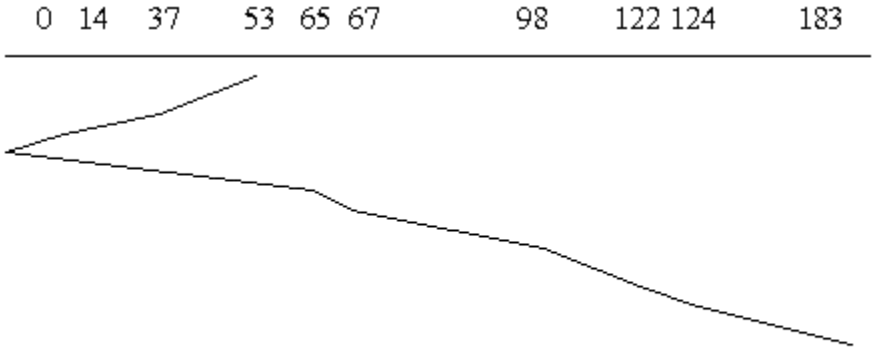
Hình 9.1.2.2-1. Lập lịch SSTF

Với ví dụ này, thuật toán SSTF làm giảm số khối mà đầu đọc phải di chuyển là 208 khối.

9.1.2.3. Lập lịch SCAN

Theo thuật toán này, đầu đọc sẽ di chuyển về một phía của đĩa và từ đó di chuyển qua phía kia. Ví dụ : cần đọc các khối như sau :
98, 183, 37, 122, 14, 124, 65, và 67

Giả sử hiện tại đầu đọc đang ở vị trí 53. Như vậy đầu đọc lần lượt đi qua các khối 53, 37, 14, 0 , 65, 67, 98, 122, 124 và 183 như hình sau :



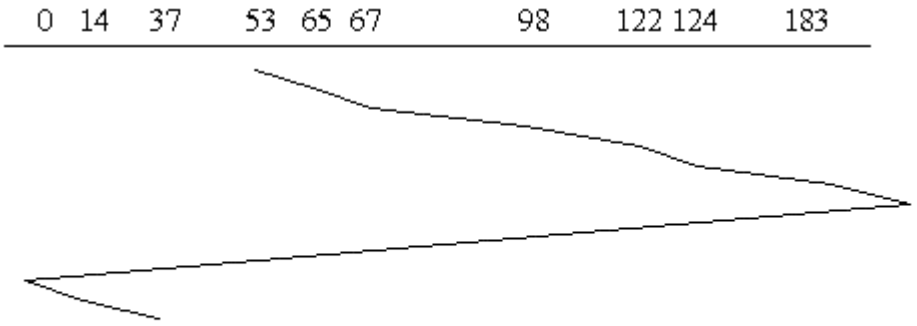
Hình 12.3 Phương pháp SCAN

Hình 9.1.2.3-1. Lập lịch SCAN

Thuật toán này còn được gọi là thuật toán thang máy. Hình ảnh thuật toán giống như hình ảnh của một người quét tuyết, hay quét lá.

9.1.2.4. Lập lịch C-SCAN

Thuật toán này tương tự như thuật toán SCAN, chỉ khác là khi nó di chuyển đến một đầu nào đó của đĩa, nó sẽ lập tức trở về đầu bắt đầu của đĩa. Lấy lại ví dụ trên, khi đó thứ tự truy xuất các khối sẽ là : 53, 65, 67, 98, 122, 124, 183, 199, 0, 14, 37 như hình sau :

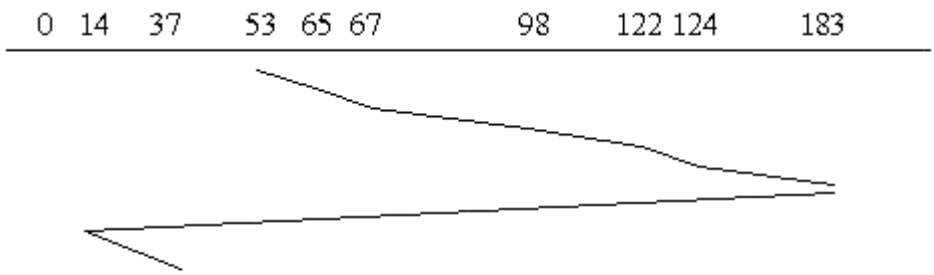


Hình 12.4 Phương pháp C-SCAN

Hình 9.1.2.4-1. Lập lịch C-SCAN

9.1.2.5. Lập lịch LOOK

Nhận xét rằng cả hai thuật toán lập lịch SCAN và C-SCAN luôn luôn chuyển đầu đọc của đĩa từ đầu này sang đầu kia. Nhưng thông thường thì đầu đọc chỉ chuyển đến khối xa nhất ở mỗi hướng chứ không đến cuối. Do đó SCAN và C-SCAN được chỉnh theo thực tế và gọi là lập lịch LOOK. Như hình sau :



Hình 12.5 Phương pháp LOOK

Hình 9.1.2.5-1. Lập lịch LOOK

9.1.2.6. Lựa chọn thuật toán lập lịch:

Với những thuật toán lập lịch, vấn đề là phải lựa chọn thuật toán nào cho hệ thống. Thuật toán SSTF thì rất thông thường. Thuật toán SCAN và C-SCAN thích hợp cho những hệ thống phải truy xuất dữ liệu khối lượng lớn. Với bất kỳ thuật toán lập lịch nào, điều quan trọng là khối lượng về số và kiểu khối cần truy xuất. Ví dụ , nếu số khối cần truy xuất là liên tục thì FCFS là thuật toán tốt.

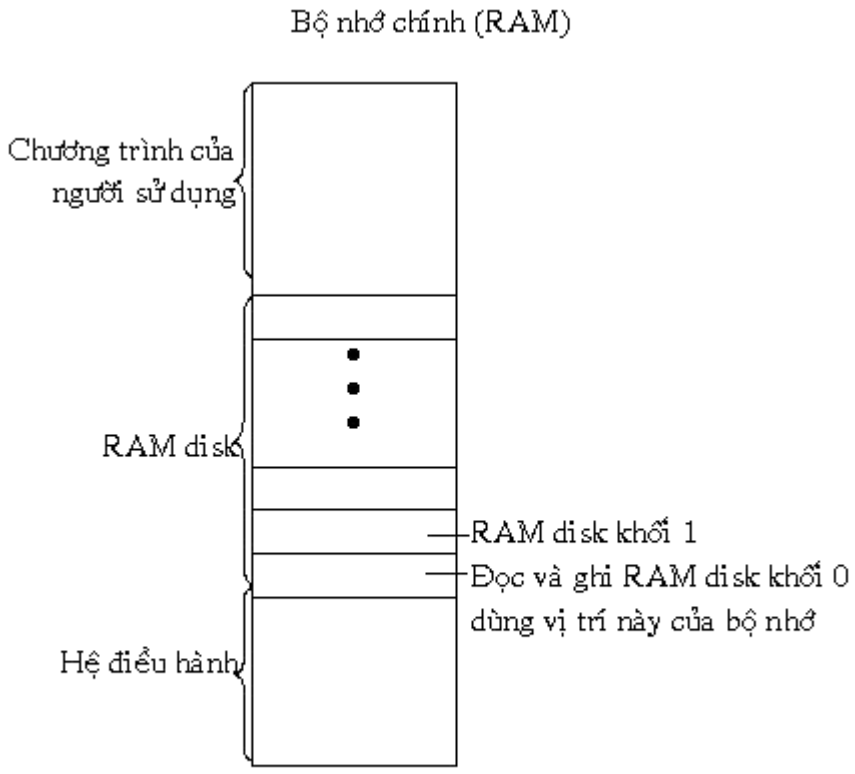
9.1.3. Quản lý lỗi

Đĩa là đối tượng mà khi truy xuất có thể gây nhiều lỗi. Một trong số các lỗi thường gặp là :

- *Lỗi lập trình* : yêu cầu đọc các sector không tồn tại.
  Lỗi lập trình xảy ra khi yêu cầu bộ điều khiển tìm kiếm cylinder không tồn tại, đọc sector không tồn tại, dùng đầu đọc không tồn tại, hoặc vận chuyển vào và ra bộ nhớ không tồn tại. Hầu hết các bộ điều khiển kiểm tra các tham số và sẽ báo lỗi nếu không thích hợp.
- *Lỗi checksum tạm thời* : gây ra bởi bụi trên đầu đọc.
  Bụi tồn tại giữa đầu đọc và bề mặt đĩa sẽ gây ra lỗi đọc. Nếu lỗi tồn tại, khối có thể bị đánh dấu hỏng bởi phần mềm.
- *Lỗi checksum thường trực* : đĩa bị hư vật lý trên các khối.
- *Lỗi tìm kiếm* : ví dụ đầu đọc đến cylinder 7 trong khi đó phải đọc 6.
- *Lỗi điều khiển* : bộ điều khiển từ chối thi hành lệnh.

9.1.4. RAM Disks

Ý tưởng RAM disk khá đơn giản. Thiết bị khối là phần lưu trữ trung gian với hai lệnh : đọc một khối và ghi một khối. Thông thường những khối này được lưu trữ trên đĩa mềm hoặc đĩa cứng. ***RAM disk dùng một phần đã định vị trước của bộ nhớ chính để lưu trữ các khối***. RAM disk có ưu điểm là cho phép truy xuất nhanh chóng (không phải chờ quay hay tìm kiếm). Như vậy nó thích hợp cho việc lưu trữ những chương trình hay dữ liệu được truy xuất thường xuyên.



Hình 12.6 RAM disks

Hình 9.1.4-1. RAM Disk

Hình trên mô tả ý tưởng của RAM disk. Một RAM disk được chia làm nhiều khối, số lượng tùy thuộc vào dung lượng của vùng nhớ. Mỗi khối có cùng kích thước và vừa đúng bằng kích thước của khối thực sự trên đĩa. Khi driver nhận được chỉ thị là đọc hoặc ghi một khối, nó sẽ tìm trong bộ nhớ RAM disk vị trí của khối, và thực hiện việc đọc hay ghi trong đó thay vì từ đĩa mềm hay đĩa cứng.

9.1.5. Interleave

Bộ điều khiển đọc ghi đĩa phải thực hiện hai chức năng là đọc/ghi dữ liệu và chuyển dữ liệu vào hệ thống. Để thực hiện được đồng bộ hai chức năng này, bộ điều khiển đọc đĩa cung cấp chức năng interleave. Trên đĩa các sector số hiệu liên tiếp nhau không nằm kế bên nhau mà có một khoảng cách nhất định, khoảng cách này được xác định bởi quá trình format đĩa. Ví dụ : giả sử hệ thống chỉ có 17 sector, và interleave được chọn là 4 thì các sector được bố trí theo thứ tự như sau :

1, 14, 10, 6, 2, 15, 11, 7, 3, 16, 12, 8, 4, 17, 13, 9, 5

Cách đọc lần lượt như sau :

Lần 1:

1, 14, 10, 6, ***2***, 15, 11, 7, ***3***, 16, 12, 8, ***4***, 17, 13, 9, ***5***

Lần 2:

1, 14, 10, ***6***, 2, 15, 11, ***7***, 3, 16, 12, ***8***, 4, 17, 13, ***9***, 5

Lần 3:

1, 14, ***10***, 6, 2, 15, ***11***, 7, 3, 16, ***12***, 8, 4, 17, ***13***, 9, 5

Lần 4:

1, ***14***, 10, 6, 2, ***15***, 11, 7, 3, ***16***, 12, 8, 4, ***17***, 13, 9, 5

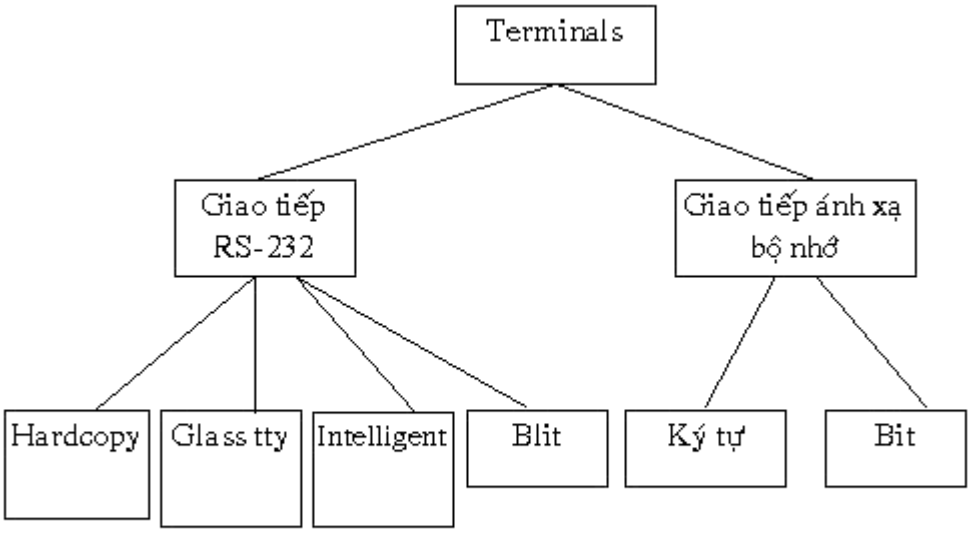
Như vậy sau bốn lần thứ tự các sector đọc được vẫn là từ 1 đến 17

9.2. HỆ THỐNG I/O CHUẨN (terminals)

Mọi máy tính đều liên lạc với một hay nhiều terminals. Terminals có rất nhiều dạng khác nhau. Bộ điều khiển terminals ẩn dấu mọi sự khác biệt, vì vậy phần độc lập thiết bị của hệ điều hành và chương trình người sử dụng không cần thiết phải viết lại cho mỗi loại terminal.

9.2.1. Phần cứng terminal

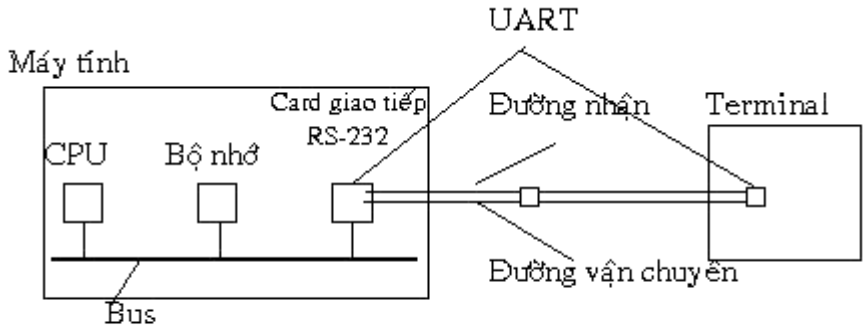
Dưới quan điểm của hệ điều hành, terminal được chia làm hai loại lớn dựa vào cách liên lạc với hệ điều hành. Loại thứ nhất bao gồm những loại terminal giao tiếp theo chuẩn RS-232. Loại thứ hai là những terminal dùng ánh xạ bộ nhớ. Mỗi loại được chia làm nhiều loại nhỏ như hình sau :



Hình 12.7 Các loại terminals

Hình 9.2.1-1. Các loại Terminals

Terminal RS-232 là những thiết bị bao gồm như bàn phím và màn hình. Đây là thiết bị giao tiếp tuần tự, mỗi lần một bit. Những terminals này dùng connector 25-pin, một pin dùng để chuyển dữ liệu, một pin dùng để nhận dữ liệu, một pin là nền, 22 pin còn lại có những chức năng khác nhau, hầu hết thường thường không dùng đến. Để gởi một ký tự cho terminal RS-232, máy tính mỗi lần chuyển một bit, ngoài ra có một bit bắt đầu, và sau đó có 1 hoặc 2 bit kết thúc để giới hạn một ký tự. Thường thường tốc độ vận chuyển là 1200, 2400, 4800, 9600…bps. Vì cả máy tính và terminal đều làm việc với ký tự mà phải liên lạc với nhau bằng bit nên hệ thống phải thiết kế bộ chuyển đổi gọi là UART. Bộ phận này được gắn vào các card giao tiếp của RS-232.



Hình 12.8 Terminal RS-232

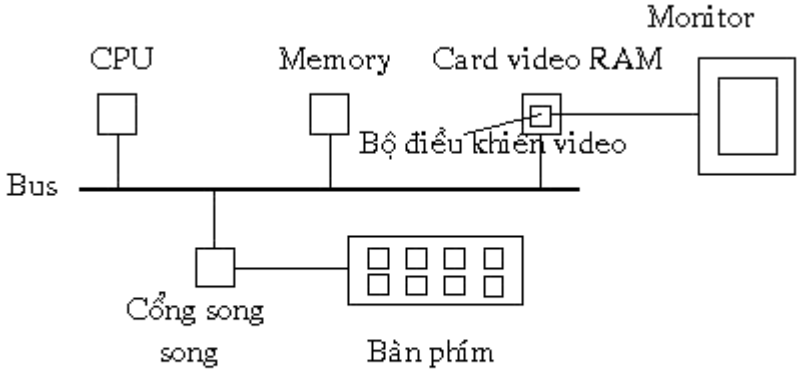
Hình 9.2.1-2. RS-232

Để in một ký tự, bộ điều khiển terminal ghi một ký tự lên card giao tiếp, sau đó sẽ chuyển cho UART.

Terminal RS-232 được chia làm nhiều loại. Dạng đơn giản nhất là terminal hardcopy(printing). Ví dụ các ký tự được nhập vào từ bàn phím và chuyển cho máy tính. Các ký tự từ máy tính xuất ra máy in. Dạng tương tự như vậy nhưng ký tự được xuất trên màn hình gọi là "glass ttys" do đó nó cũng có chức năng tương tự như trên. Terminals intelligent dùng trong máy tính nhỏ. Điểm khác biệt với loại trên dưới quan điểm hệ điều hành là nó sẽ gữi ký tự ASCII ESC sau những ký tự khác nhau dùng để chuyển cursor đến vị trí bất kỳ trên màn hình, chèn một dòng vào giữa màn hình. Blit là một terminal có bộ xử lý mạnh và một màn hình có 1024x800 điểm giao tiếp với máy tính bằng RS-232.

9.2.2. Terminal ánh xạ bộ nhớ

Dạng thứ hai của terminal là terminal ánh xạ bộ nhớ. Loại này không giao tiếp với máy tính qua đường serial. Nó là một phần của của hệ thống máy tính. Terminal ánh xạ bộ nhớ giao tiếp bằng một bộ nhớ đặc biệt gọi là video RAM, là một phần của bộ nhớ chính được định vị bởi CPU.



Hình 12.9 Terminal ánh xạ bộ nhớ

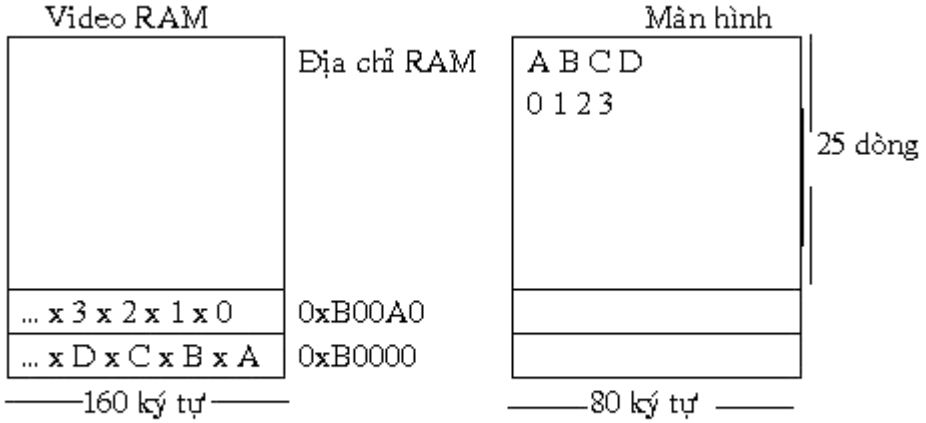
Hình 9.2.2-1. Terminal ánh xạ bộ nhớ

Trên card video RAM có một chip gọi là bộ điều khiển video. Chip này sẽ lấy thông tin từ video RAM và tạo ra tín hiệu video để điều khiển màn hình. Màn hình tạo

những tia điện tử quét từ trên xuống dưới. Thường thường có khoảng từ 200 đến 1200 dòng, trên mỗi dòng có từ 200 đến 1200 điểm. Mỗi điểm được gọi là pixel. Bộ điều khiển tín hiệu sẽ xác định mỗi điểm là sáng hay tối. Màn hình màu sẽ có ba tia là đỏ, lục và xanh.

Thông thường màn hình mono xây dựng một ký tự trong một box có chiều rộng là 9 pixel và chiều cao là 14 pixel (bao gồm khoảng trống giữa những ký tự) như vậy sẽ có 25 dòng và mỗi dòng có 80 ký tự. Mỗi khung được vẽ lại từ 45 đến 70 lần trong một giây. Bộ điều khiển video đặt các dòng 80 ký tự vào trong video RAM.

Một ví dụ về màn hình ánh xạ ký tự trên máy IBM PC. Một phần bộ nhớ chính bắt đầu từ địa chỉ 0xB000 cho màn hình đơn sắc và 0xB800 cho màn hình màu. Mỗi ký tự trên màn hình chiếm hai bytes trong bộ nhớ. Byte thấp chứa giá trị ASCII của ký tự, byte cao chứa thuộc tính như màu sắc, nhấp nháy v.v... Màn hình 80x25 sẽ chiếm 4000 bytes bộ nhớ video RAM



Hình 12.10 Ánh xạ màn hình

Hình 9.2.2-2. Terminal ánh xạ màn hình

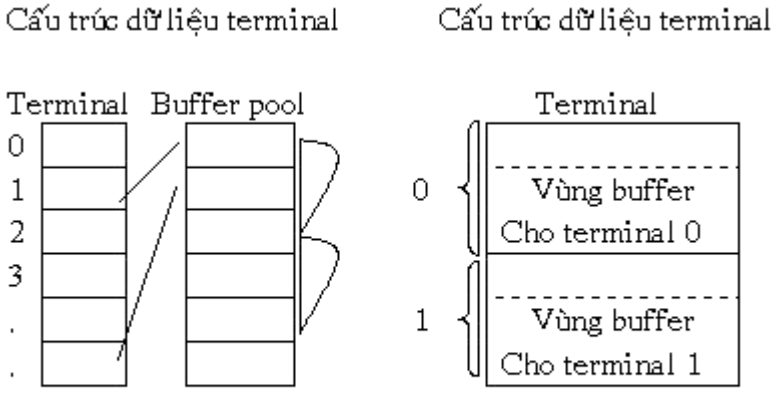
Khi CPU ghi một ký tự vào video RAM, nó xuất hiện trên màn hình theo mỗi lần hiển thị (1/50 giây cho mono, 1/60 cho màu). CPU có thể nạp 4K ảnh màn hình đã được tính trước vào video RAM trong vài phần triệu giây. Với tốc độ 9600 bps, ghi 2000 ký tự vào terminal RS-232 mất khoảng 2083 phần triệu giây. Terminal ánh xạ bộ nhớ cho phép truy xuất rất nhanh.

Terminal bit-map tương tự như vậy, ngoại trừ là mọi bit trong video RAM kiểm soát mỗi điểm trên màn hình. Màn hình có 1024x800 pixel cần dùng 100 K bộ nhớ nhưng khó thiết kế font và kích thước cho ký tự. Bàn phím giao tiếp thông qua cổng song song và giao tiếp RS-232. Mỗi khi gõ phím vào, CPU bị ngắt, bộ điều khiển bàn phím xác định kiểu ký tự được đọc từ cổng I/O. Đôi khi bàn phím chỉ cung cấp số hiệu phím , không phải mã ASCII. Trên IBM PC khi gõ phím A mã ký tự 30 được đưa vào thanh ghi I/O. Bộ điều khiển xác định ký tự là chữ hoa hay chữ thường hay là tổ hợp phím.

9.2.3. Phần mềm nhập

Bàn phím và màn hình hầu như độc lập với thiết bị. Công việc cơ bản của bộ điều khiển bàn phím là tập hợp các dữ liệu nhập từ bàn phím và chuyển cho chương trình của người sử dụng. Khi có một phím được gõ, nó sẽ gây một ngắt, và bộ điều khiển yêu cầu ký tự trong suốt quá trình ngắt này. Nếu ngắt được gây ra bởi một lời gọi ngắt của một

ngôn ngữ lập trình cấp thấp nó sẽ chuyển ký tự này cho chương trình đó. Nó sử dụng một buffer trong bộ nhớ chính và một thông điệp để báo cho bộ điều khiển biết đã có ký tự nhập. Một khi bộ điều khiển nhận một ký tự, nó sẽ bắt đầu xử lý. Nếu dưới dạng mã bàn phím, nó sẽ ánh xạ lại mã ASCII thật. Nếu terminal ở dạng cook, ký tự phải được lưu trữ cho tới khi nhận được hết dòng vì người sử dụng có thể xóa một phần nội dung của nó.
Có hai loại buffer thông thường. Dạng thứ nhất, bộ điều khiển chứa pool chính của buffer, mỗi buffer chứa 16 ký tự. Có một cấu trúc dữ liệu liên kết với nó, trong đó có chứa một con trỏ trỏ tới chuỗi trong buffer. Khi ký tự chuyển cho chương trình, nó sẽ được loại khỏi buffer. Dạng thứ hai là buffer trực tiếp có cấu trúc dữ liệu vì nếu tổ chức theo dạng thứ nhất sẽ không đủ bộ nhớ. Hình sau cho biết sự khác biệt giữa hai cách như hình sau:



Hình 12.11 Hai dạng cấu trúc dữ liệu terminal

Hình 9.2.3-1. Hai dạng cấu trúc dữ liệu Terminal

Mặt dù màn hình và bàn phím là hai thiết bị logic riêng biệt, nhưng mọi người đều quen với việc gõ ký tự và xem nó xuất hiện trên màn hình. Một số terminal cho phép tự động hiển thị lên màn hình những gì vừa gõ hoặc chỉ là những dấu . khi gõ password. Một số terminal không hiển thị ký tự được gõ do đó phải dựa vào phần mềm để hiển thị input, xử lý này gọi là echoing.

Echoing phức tạp vì chương trình phải xuất lên màn hình khi người dùng gõ vào. Bộ điều khiển bàn phím phải kiểm soát không cho ghi chồng lên output của chương trình. Echoing cũng gặp khó khăn khi người nhập gõ nhiều hơn 80 ký tự trên màn hình 80 ký tự một dòng. Một vấn đề khác là xử lý tab. Bộ điều khiển phải tính toán vị trí hiện thời cursor sau đó tính toán để chuyển cho chương trình và cho echoing và tính toán bao nhiêu khoảng trống phải hiển thị. Vấn đề tiếp theo là phải xử lý carriage return và line feed để chuyển cursor qua đầu dòng mới. Việc xử lý này tùy thuộc vào các hệ điều hành khác nhau. Ngoài ra phải kiểm soát tổ hợp ký tư và những ký tự xoá, lùi, hay các phím chức năng.

9.2.4. Phần mềm xuất

Phần mềm xuất thì đơn giản hơn nhập nhưng ở hai dạng thiết bị terminal RS-232 và ánh xạ bộ nhớ là khác nhau. Phương pháp thông thường của terminal RS-232 là có một buffer xuất cho mỗi loại terminal. Dạng buffer có thể là pool như buffer nhập hay là dạng tận hiến như input. Khi chương trình ghi lên terminal, trước tiên nó xuất lên buffer. Sau

khi đã xuất lên buffer, ký tự đầu tiên được xuất, sau đó bộ điều khiển tạm dừng, khi có một ngắt phát sinh, ký tự tiếp theo sẽ được xuất, và cứ tiếp tục như vậy.

Với terminal ánh xạ bộ nhớ, vấn đề đơn giản hơn. Những ký tự được in được xuất một lần từ chương trình người dùng được xuất lên video RAM. Với một số kýtự sẽ được xư lý đặc biệt. Ví dụ : backspace, carriage return, line feed, và bell (CTRL-G). Bộ điều khiển ánh xạ bộ nhớ, lưu giữ trong phần mềm vị trí của video RAM, vì vậy những ký tự in được được xuất trên đó theo thứ tự, các ký tự đặc biệt cũng được cập nhật thích hợp.

Khi một line feed được xuất tại cuối dòng của màn hình, màn hình sẽ cuộn. Thường thường phần cứng cung cấp một số giúp đỡ ở đây. Hầu hết những bộ điều khiển màn hình chứa một thanh ghi xác định vị trí của video RAM để bắt đầu đặt các byte vào dòng đầu tiên của màn hình. Phần mềm soạn thảo màn hình phải có nhiều xử lý phức tạp hơn là chỉ xuống dòng. Để tương thích, một số bộ điều khiển terminal hỗ trợ một số xử lý, thông thường là :

- Di chuyển cursor lên, xuống, trái, phải của một vị trí.
- Di chuyển cursor đến vị trí x,y.
- Chèn một ký tự hay chèn một dòng.
- Xóa một ký tự hay một dòng.
- Cuộn màn hình lên hoặc xuống n dòng.
- Xoá màn hinh từ vị trí cursor đến cuối dòng hoặc màn hình.
- Tạo tương phản, gạch dưới, nhấp nháy, hay mode thường.
- Tạo, hủy, di chuyển quản trị các cửa sổ.

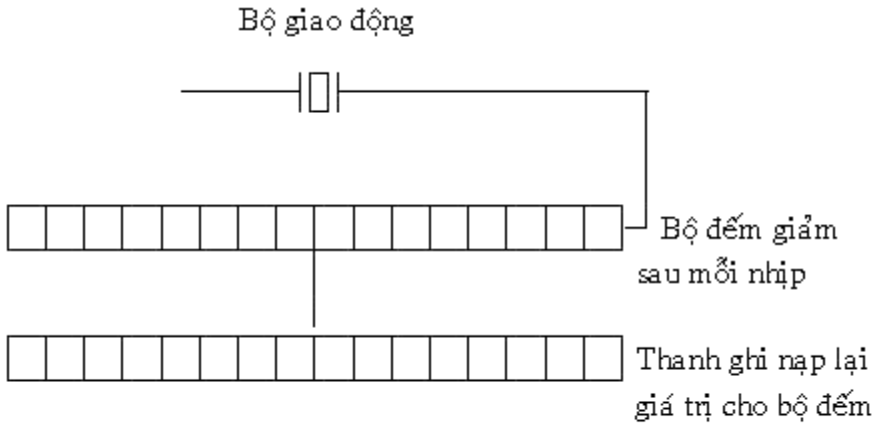
9.3. CÀI ĐẶT ĐỒNG HỒ

Đồng hồ còn được gọi là timer, là bộ phận rất cần thiết cho các thao tác của những hệ thống chia sẻ vì nhiều nguyên nhân khác nhau. Nó kiểm soát thời gian trong ngày và không cho phép một tiến trình nào đó độc chiếm CPU trong khi tồn tại những tiến trình khác. Phần mềm đồng hồ có thể xem như là device driver mặc dù đồng hồ không phải là thiết bị khối như đĩa hay thiết bị tuần tự như bàn phím, màn hình.

9.3.1. Phần cứng đồng hồ

Trong máy tính thường sử dụng hai loại đồng hồ nhưng cả hai đều khác với đồng hồ người sử dụng thông thường. Dạng đơn giản sử dụng đồng hồ với điện thế 110v hay 220v, và tạo ra ngắt theo mỗi chu kỳ của hiệu điện thế, từ 50 đến 60 MHz.

Một dạng khác của đồng hồ được xây dựng dựa trên ba thành phần : bộ dao động bằng thạch anh, bột đếm và bộ thanh ghi lưu trữ như hình vẽ. Dưới tác dụng của dòng điện, tinh thể thạch anh tạo ra dao động. Nhịp dao động rất chính xác theo thời gian, thường thường vào khoảng từ 5 đến 100 MHz tùy theo mỗi loại thạch anh. Tín hiệu này sẽ chuyển cho bộ đếm và bộ đếm sẽ thực hiện việc đếm lùi về 0. Khi bộ đếm có giá trị là 0, nó sẽ gây ra một ngắt CPU. Điều gì xảy ra tiếp theo là do hệ điều hành.



Hình 12.12 Cấu trúc của đồng hồ

Hình 9.3.1-1. Đồng hồ hệ thống

Dạng đồng hồ có thể lập trình có vài dạng thao tác. Thứ nhất là one-shot, khi đồng hồ khởi động, nó sẽ copy giá trị trong thanh ghi lưu trữ vào bộ đếm và sau đó giảm bộ đếm sau mỗi nhịp của thạch anh. Khi bộ đếm đến giá trị 0, nó sẽ gây ra một ngắt và dừng lại cho đến khi phần mềm khởi động lại nó. Thứ hai là square-wave, khi đến giá trị 0, nó sẽ gây ra một ngắt, bộ thanh ghi lưu trữ tự động nạp lại giá trị vào bộ đếm, và tiến trình sẽ được lập lại. Những ngắt phát sinh định kỳ này gọi là clock tick.

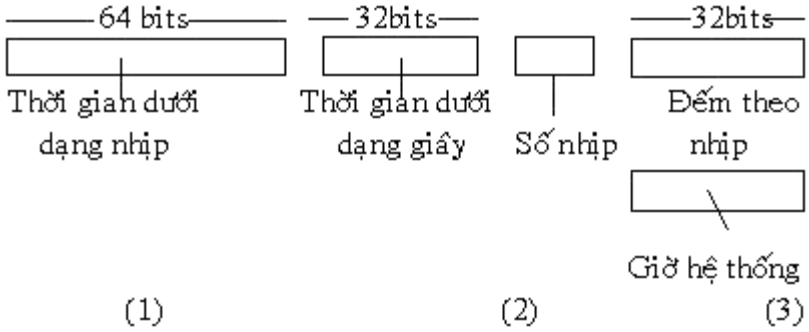
Ưu điểm của đồng hồ có thể lập trình là ngắt định kỳ được điều khiển bởi phần mềm. Nếu sử dụng tin thể thạch anh có tần số 1 MHz, bộ đếm sẽ có nhịp là mỗi micro giây. Với thanh ghi 16 bit, ngắt có thể được lập trình để xảy ra trong khoảng từ 1 đến 65535 msec.

9.3.2. Phần mềm đồng hồ

Tất cả mọi việc mà phần cứng đồng hồ thực hiện tạo ra các ngắt theo từng khoảng thời gian đều đặn. Mọi điều khác đều được thực hiện bởi phần mềm đồng hồ, là driver đồng hồ. Công việc của driver đồng hồ trên mỗi hệ điều hành là khác nhau, nhưng thường bao gồm những chức năng chính như sau :

- Quản lý thời gian trong ngày.
- Không cho phép tiến trình chạy lâu hơn thời gian mà nó được phép.
- Kế toán việc sử dụng CPU.
- Cung cấp watchdog timer cho một phần của chính hệ thống đó.

Chức năng đầu tiên của đồng hồ, quản lý thời gian trong ngày thì không khó. Chỉ cần tăng một bộ đếm sau mỗi nhịp của đồng hồ như đề cập ở trên. Vấn đề lưu ý ở đây là số lượng bit cho bộ counter. Với đồng hồ ở tần số 60 MHz, một bộ đếm 32 bit sẽ bị tràn sau hai năm. Do đó hệ thống không thể lưu trữ thời gian thực sự dưới dạng số nhịp từ 01/01/1970. Có ba cách giải quyết. Thứ nhất, dùng bộ đếm 64 bit, giải pháp này tốn kém. Thứ hai, lưu trữ dưới dạng giây thay vì nhịp vì 2^{32} giây sẽ là 136 năm. Thứ ba, đếm theo nhịp, nhưng liên hệ với thời gian của hệ thống khi khởi động.



Hình 12.13 Tổ chức lưu trữ của đồng hồ

Hình 9.3.2-1. Tổ chức lưu trữ của đồng hồ

Chức năng thứ hai là không cho phép một tiến trình thực hiện quá lâu. Khi nào một tiến trình bắt đầu, bộ lập lịch sẽ khởi gán giá trị cho bộ đếm, mỗi ngắt đồng hồ sẽ giảm giá trị của bộ đếm, khi nào giá trị bằng 0, bộ điều khiển đồng hồ sẽ yêu cầu bộ lập lịch thiết lập giá trị cho một tiến trình khác.

Chức năng thứ ba là kế toán việc sử dụng CPU. Cách thức chính xác nhất là sử dụng một bộ timer thứ hai, khác với timer hệ thống. Bộ timer thứ hai khởi động khi tiến trình bắt đầu và khi tiến trình kết thúc, timer này sẽ cho biết thời gian tiến trình đã thực hiện.

Phần lớn hệ thống cần thiết thiết lập timer. Gọi là watchdog timer. Ví dụ, để sử dụng đĩa mềm, hệ thống phải khởi động motor và chờ khoảng 500msec đạt được tốc độ. Vì vậy, ý tưởng tốt là phải sử dụng watchdog timer để chờ cho thao tác I/O tiếp theo, vào khoảng 3 giây, không tắt motor.

CHƯƠNG 10. BẢO VỆ VÀ AN TOÀN HỆ THỐNG

An toàn và bảo vệ hệ thống là chức năng khoông thể thiếu của các hệ điều hành hiện đại. Trong bài học này, chúng ta sẽ làm quen với các khái niệm về tổ chức an toàn hệ thống, cũng như các cơ chế bảo vệ hỗ trợ việc triển khai các chiến lược này.

10.1. Mục tiêu bảo vệ hệ thống (Protection)

Mục tiêu của việc bảo vệ hệ thống là:

- ***Bảo vệ chống lỗi của tiến trình*** : khi có nhiều tiến trình cùng hoạt động, lỗi của một tiến trình j phải được ngăn chặn không cho lan truyền trên hệ thống làm ảnh hưởng đến các tiến trình khác. Đặc biệt , qua việc phát hiện các lỗi tiềm ẩn trong các thành phần của hệ thống có thể tăng cường độ tin cậy hệ thống (reliability) .
- ***Chống sự truy xuất bất hợp lệ*** : Bảo đảm các bộ phận tiến trình sử dụng tài nguyên theo một cách thức hợp lệ được qui định cho nó trong việc khai thác các tài nguyên này .

Vai trò của bộ phận bảo vệ trong hệ thống là cung cấp một *cơ chế* để áp dụng các *chiến lược* quản trị việc sử dụng tài nguyên . Cần phân biệt khái niệm cơ chế và chiến lược:

- Cơ chế : xác định làm thế nào để thực hiện việc bảo vệ, có thể có các cơ chế phần mềm hoặc cơ chế phần cứng.
- Chiến lược: quyết định việc bảo vệ được áp dụng như thế nào : những đối tượng nào trong hệ thống cần được bảo vệ, và các thao tác thích hợp trên các đối tượng này

Để hệ thống có tính tương thích cao , cần phân tách các cơ chế và chiến lược được sử dụng trong hệ thống. Các chiến lược sử dụng tài nguyên là khác nhau tùy theo ứng dụng, và thường dễ thay đổi . Thông thường các chiến lược được lập trình viên vận dụng vào ứng dụng của mình để chống lỗi truy xuất bất hợp lệ đến các tài nguyên, trong khi đó hệ thống cung cấp các cơ chế giúp người sử dụng có thể thực hiện được chiến lược bảo vệ của mình.

10.2. Miền bảo vệ (Domain of Protection)

10.2.1. Khái niệm

Một hệ thống máy tính được xem như một tập các đối tượng *(objects)*. Một đối tượng có thể là một bộ phận phần cứng (CPU, bộ nhớ, ổ đĩa...) hay một thực thể phần mềm (tập tin, chương trình, semaphore...). Mỗi đối tượng có một định danh duy nhất để phân biệt với các đối tượng khác trong hệ thống, và chỉ được truy xuất đến thông qua các thao tác được định nghĩa chặt chẽ và được qui định ngữ nghĩa rõ ràng. Các thao tác có thể thực hiện được trên một đối tượng được xác định cụ thể tùy vào đối tượng.

Để có thể kiểm soát được tình hình sử dụng tài nguyên trong hệ thống, hệ điều hành chỉ cho phép các tiến trình được truy xuất đến các tài nguyên mà nó có quyền sử dụng, hơn nữa tiến trình chỉ được truy xuất đến các tài nguyên cần thiết trong thời điểm

hiện tại để nó hoàn thành tác vụ (nguyên lý ***need-to-know***) nhằm hạn chế các lỗi truy xuất mà tiến trình có thể gây ra trong hệ thống.

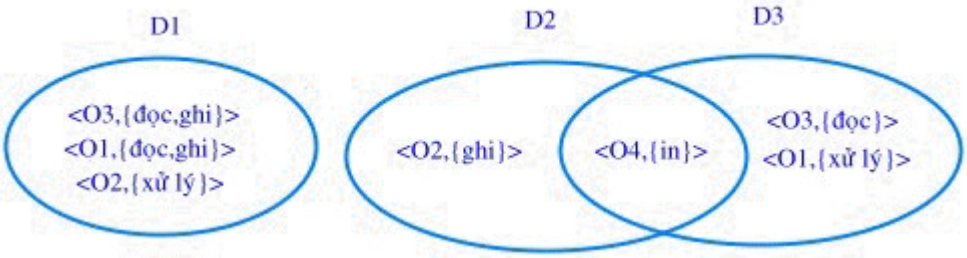
Mỗi tiến trình trong hệ thống đều hoạt động trong một miền bảo vệ *(protection domain)* nào đó. Một miền bảo vệ sẽ xác định các tài nguyên (đối tượng) mà những tiến trình hoạt động trong miền bảo vệ này có thể sử dụng, và các thao tác hợp lệ các tiến trình này có thể thực hiện trên những tài nguyên đó.

Ví dụ : <File F, {read, write}>

10.2.2. Cấu trúc của miền bảo vệ

Các khả năng thao tác trên một đối tượng được gọi là quyền truy xuất *(access right)*. Một *miền bảo vệ* là một tập các quyền truy xuất, mỗi quyền truy xuất được định nghĩa bởi một bộ hai thứ tự *<đối tượng, {quyền thao tác}* >.

Các miền bảo vệ khác nhau có thể giao nhau một số quyền truy xuất :



Hình 10.2.2-1. Hệ thống với 3 miền bảo vệ

Mối liên kết giữa một tiến trình và một miền bảo vệ có thể tĩnh hay động :

- **Liên kết tĩnh** : trong suốt thời gian sống của tiến trình, tiến trình chỉ hoạt động trong một miền bảo vệ . Trong trường hợp tiến trình trải qua các giai đoạn xử lý khác nhau, ở mỗi giai đoạn tiến trình có thể thao tác trên những tập tài nguyên khác nhau bằng các thao tác khác nhau. Tuy nhiên, nếu sử dụng liên kết tĩnh, rõ ràng là ngay từ đầu miền bảo vệ đã phải đặc tả tất cả các quyền truy xuất qua các giai đoạn cho tiến trình , điều này có thể khiến cho tiến trình có dư quyền trong một giai đoạn nào đó, và vi phạm nguyên lý need-to-know. Để có thể tôn trọng nguyên lý này, khi đó cần phải có khả năng cập nhật nội dung miền bảo vệ để có thể phản ánh các quyền tối thiểu của tiến trình trong miền bảo vệ tại một thời điểm!
- **Liên kết động** : cơ chế này cho phép tiến trình chuyển từ miền bảo vệ này sang miền bảo vệ khác trong suốt thời gian sống của nó. Để tiếp tục tuân theo nguyên lý **need-to-know**, thay vì sửa đổi nội dung của miền bảo vệ, có thể tạo ra các miền bảo vệ mới với nội dung thay đổi qua từng giai đoạn xử lý của tiến trình, và chuyển tiến trình sang hoạt động trong miền bảo vệ phù hợp theo từng thời điểm.

Một miền bảo vệ có thể được xây dựng cho:

- Một người sử dụng : trong trường hợp này, tập các đối tượng được phép truy xuất phụ thuộc vào định danh của người sử dụng, miền bảo vệ được chuyển khi thay đổi người sử dụng.
- Một tiến trình : trong trường hợp này, tập các đối tượng được phép truy xuất phụ thuộc vào định danh của tiến trình, miền bảo vệ được chuyển khi quyền điều khiển được chuyển sang tiến trình khác.

- Một thủ tục : trong trường hợp này, tập các đối tượng được phép truy xuất là các biến cục bộ được định nghĩa bên trong thủ tục, miền bảo vệ được chuyển khi thủ tục được gọi.

10.3. Ma trận quyền truy xuất (Access matrix)

Một cách trừu tượng, có thể biểu diễn mô hình bảo vệ trên đây như một ma trận quyền truy xuất (access matrix). Các dòng của ma trận biểu diễn các miền bảo vệ và các cột tương ứng với các đối tượng trong hệ thống. Phần tử *acess[i,j]* của ma trận xác định các quyền truy xuất mà một tiến trình hoạt động trong miền bảo vệ *Di* có thể thao tác trên đối tượng *Oj*.

object Domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**	**Máy in**
D_1	đọc		đọc	
D_2				in
D_3		đọc	xử lý	
D_4	đọc ghi		đọc Ghi	

Hình 10.3-1. Ma trận quyền truy xuất

Cơ chế bảo vệ được cung cấp khi ma trận quyền truy xuất được cài đặt (với đầy đủ các thuộc tính ngữ nghĩa đả mô tả trên lý thuyết), lúc này người sử dụng có thể áp dụng các chiến lược bảo vệ bằng cách đặc tả nội dung các phần tử tương ứng trong ma trận _ xác định các quyền truy xuất ứng với từng miền bảo vệ , và cuối cùng, hệ điều hành sẽ quyết định cho phép tiến trình hoạt động trong miền bảo vệ thích hợp.
Ma trận quyền truy xuất cũng cung cấp một cơ chế thích hợp để định nghĩa và thực hiện một sự kiểm soát nghiêm nhặt cho cả phương thức liên kết tĩnh và động các tiến trình với các miền bảo vệ :
Có thể kiểm soát việc chuyển đổi giữa các miền bảo vệ nếu quan niệm miền bảo vệ cũng là một đối tượng trong hệ thống, và bổ sung các cột mô tả cho nó trong ma trận quyền truy xuất.
Khi đó tiến trình được phép chuyển từ miền bảo vệ **Di** sang miền bảo vệ **Dj** nếu phần tử **access**(i,j) chứa đựng quyền « chuyển » (switch).

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**	**Máy in**	**D_1**	**D_2**	**D_3**	**D_4**
D_1	đọc		đọc			chuyển		
D_2				in			chuyển	chuyển
D_3		đọc	xử lý					
D_4	đọc ghi		đọc ghi		chuyển			

Hình 10.3-2. Ma trận quyền truy xuất với domain là một đối tượng

Có thể kiểm soát việc sửa đổi nội dung ma trận (thay đổi các quyền truy xuất trong một miền bảo vệ) nếu quan niệm bản thân ma trận cũng là một đối tượng.

Các thao tác sửa đổi nội dung ma trận được phép thực hiện bao gồm : sao chép quyền (copy), chuyển quyền (transfer), quyền sở hữu (owner), và quyền kiểm soát (control)

- ***Copy***: nếu một quyền truy xuất *R* trong *access[i,j]* được đánh dấu là *R** thì có thể sao chép nó sang một phần tử *access[k,j]* khác (mở rộng quyền truy xuất *R* trên cùng đối tượng *Oj* nhưng trong miền bảo vệ *Dk*).
- ***Transfer*** : nếu một quyền truy xuất *R* trong *access[i,j]* được đánh dấu là *R+* thì có thể chuyển nó sang một phần tử *access[k,j]* khác (chuyển quyền truy xuất *R+* trên đối tượng *Oj* sang miền bảo vệ *Dk*).
- ***Owner*** : nếu *access[i,j]* chứa quyền truy xuất *owner* thì tiến trình hoạt động trong miền bảo vệ *Di* có thể thêm hoặc xóa các quyền truy xuất trong bất kỳ phần tử nào trên cột *j* (có quyền thêm hay bớt các quyền truy xuất trên đối tượng *Oj* trong những miền bảo vệ khác).
- ***Control*** : nếu *access[i,j]* chứa quyền truy xuất *control* thì tiến trình hoạt động trong miền bảo vệ *Di* có thể xóa bất kỳ quyền truy xuất nào trong các phần tử trên dòng *j* (có quyền bỏ bớt các quyền truy xuất trong miền bảo vệ *Dj*).

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**
D_1	xử lý		ghi+
D_2	xử lý	đọc*	xử lý
D_3	xử lý		

(a)

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**
D_1	xử lý		
D_2	xử lý	đọc*	xử lý
D_3	xử lý	đọc	ghi+

(b)

Hình 10.3-3. Ma trận quyền truy xuất với quyền *copy* , *transfer* (a) trước, (b) sau cập nhật

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**
D_1	owner xử lý		Ghi
D_2		đọc* owner	đọc* owner ghi*

D_3	xử lý		

(a)

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**
D_1	owner xử lý		
D_2		owner đọc* ghi*	đọc* owner ghi*
D_3		ghi	

(b)

Hình 10.3-4. Ma trận quyền truy xuất với quyền *owner* (a) trước, (b) sau cập nhật

object domain	**F_1**	**F_2**	**F_3**	**Máy in**	**D_1**	**D_2**	**D_3**	**D_4**
D_1	đọc		đọc			chuyển		
D_2				in			chuyển	control chuyển
D_3		đọc	xử lý					
D_4	ghi		Ghi		chuyển			

Hình 10.3-5. Ma trận quyền truy xuất đã sửa đổi nội dung so với H5.3 nhờ quyền *control*