MÔN HỌC: HỆ ĐIỀU HÀNH
CÂU HỎI VÀ BÀI TẬP CHƯƠNG 5

1. Khi nào thì xảy ra tranh chấp?

   Race condition là tình trạng nhiều process truy xuất và thao tác đồng thời lên dữ liệu chia sẻ.

   Kết quả cuối cùng của việc truy xuất đồng thời này phụ thuộc thứ tự thực thi của các lệnh thao tác dữ liệu.

2. Vấn đề vùng tranh chấp (critical section) là gì?

Đầu tiên, chúng ta hãy xét một hệ thống có n tiến trình (tạm đặt tên của n tiến trình này là {P0, P1, ..., Pn−1}). Từng tiến trình đều có một đoạn mã, gọi là **critical section (CS),** tên tiếng Việt là **vùng tranh chấp.** Trong CS, các đoạn mã thao tác lên dữ liệu chia sẻ giữa các tiến trình.

Một đặc tính quan trọng mà chúng ta cần quan tâm, đó chính là khi process P0 đang chạy đoạn mã bên trong CS thì không một process nào khác được chạy đoạn mã bên trong CS (để đảm bảo cho dữ liệu được nhất quán). Hay nói cách khác là 1 CS trong một thời điểm nhất định, chỉ có 1 process được phép chạy.

Và **vấn đề vùng tranh chấp (Critical Section Problem)** là vấn đề về việc tìm một cách thiết kế một giao thức (một cách thức) nào đó để các process có thể phối hợp với nhau hoàn thành nhiệm vụ của nó.

3. Có những yêu cầu nào dành cho lời giải của bài toán vùng tranh chấp?

Một lời giải cho vấn đề vùng tranh chấp phải đảm bảo được 3 tính chất sau:

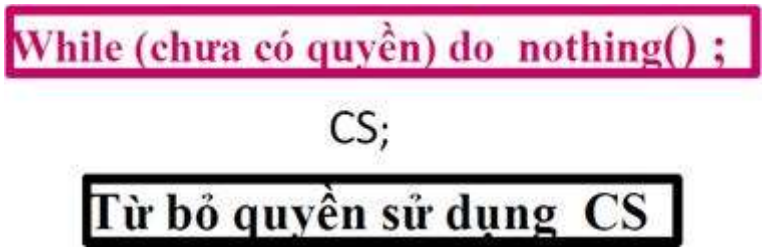
- Loại trừ tương hỗ (Mutual Exclusion): Khi một process P đang thực thi trong vùng tranh chấp (CS) của nó thì không có process Q nào khác đang thực thi trong CS của Q.
- Phát triển (Progress): Một tiến trình tạm dừng bên ngoài CS không được ngăn cản các tiến trình khác vào CS.
- Chờ đợi giới hạn (Bounded Waiting): Mỗi process chỉ phải chờ để được vào CS trong một khoảng thời gian có hạn (finite wait time). Không được xảy ra tình trạng đói tài nguyên (starvation).

4. Có mấy loại giải pháp đồng bộ? Kể tên và trình bày đặc điểm của các loại giải pháp đó?

Có 2 nhóm giải pháp chính :

Nhóm giải pháp Busy Waiting :

- Tính chất :
    - Tiếp tục tiêu thụ CPU trong khi chờ đợi vào miền găng (thông qua việc kiểm tra điều kiện vào CS liên tục).
    - Không đòi hỏi sự trợ giúp của hệ điều hành.
- Cơ chế chung :



- Bao gồm một vài loại :
    - Sử dụng các biến cờ hiệu.
    - Sử dụng việc kiểm tra luân phiên.
    - Giải pháp của Peterson.
    - Cấm ngắt (giải pháp phần cứng – hardware).
    - Chỉ thị TSL (giải pháp phần cứng – hardware).

Nhóm giải pháp Sleep & Wakeup.

- Tính chất :
    - Từ bỏ CPU khi chưa được vào CS.
    - Cần sự hỗ trợ từ hệ điều hành (để đánh thức process và đưa process vào trạng thái blocked).
- Cơ chế chung :

Cơ chế chung của nhóm giải pháp Sleep & Wakeup.

- Bao gồm một vài loại :
    - Semaphore.
    - Monitor.
    - Message.

5. Phân tích và đánh giá ưu, nhược điểm của các giải pháp đồng bộ busy waiting (cả phần cứng và phần mềm)?

- Ưu điểm:
- Phần cứng:
  + Đơn giản, dễ triển khai do không đòi hỏi sự hỗ trợ đặc biệt từ phần cứng.
  + Không có độ trễ chuyển đổi giữa các tiến trình vì tiến trình hiện tại giữ quyền điều khiển cho đến khi điều kiện được đáp ứng.
- Phần mềm:
  + Dễ hiểu và triển khai trong mã nguồn vì nó chỉ đơn giản là một vòng lặp kiểm tra điều kiện.
  + Không cần tạo ra hay hủy bỏ tiến trình mới.
- Nhược điểm:
- Phần cứng:
  + Tiêu tốn tài nguyên CPU mà không có kết quả tích cực, gây lãng phí tài nguyên hệ thống.
  + Không linh hoạt với các hệ thống đa nhiệm vì nó giữ chặt quyền điều khiển và không chuyển giao nó cho các tiến trình khác.
- Phần mềm:
  + Không hiệu quả trong các hệ thống đa nhiệm đặc biệt khi có nhiều tiến trình chờ đợi.
  + Nguy cơ deadlock khi các tiến trình liên tục kiểm tra và chờ đợi điều kiện mà không bao giờ đạt được.

6. Semaphore là gì? Đặc điểm của semaphore? Cách thức hiện thực semaphore? Có mấy loại semaphore? Khi sử dụng semaphore cần lưu ý những vấn đề gì?

Semaphore là một công cụ đồng bộ cung cấp bởi OS mà không đòi hỏi Busy Waiting.

Semaphore là một số nguyên. Có cấu trúc như sau :

```
typedef struct {
        int value;
        struct process *L; /* process queue */
} semaphore;
```

Cấu trúc của Semaphore.

Giả sử ta đang có một Semaphore S. Có 3 thao tác có thể thực thi trên S :

- Khởi tạo semaphore. Giá trị khởi tạo ban đầu của Semaphore chính là số lượng process được thực hiện CS trong cùng 1 thời điểm.
- Wait(S) hay còn gọi là P(S) : Giảm giá trị semaphore đi một đơn vị (S = S – 1). Nếu giá trị S âm, process thực hiện lệnh wait() này sẽ bị blocked cho đến khi được đánh thức.

```
void wait(semaphore S) {
        S.value--;
        if (S.value < 0) {
                add this process to S.L;
                block();
        }
}
```

Nội dung hàm wait(S).

- Signal(S) hay còn gọi là V(S) : Tăng giá trị semaphore (S = S + 1). Kế đó nếu giá trị S <= 0 (S<=0 tức là vẫn còn process đang bị blocked), lấy một process Q nào đó đang bị blocked rồi gọi wakeup(Q) để đánh thức process Q đó.

```
void signal(semaphore S) {
        S.value++;
        if (S.value <= 0) {
                remove a process P from S.L;
                wakeup(P);
        }
}
```

Nội dung hàm signal(S).

Tóm lại :

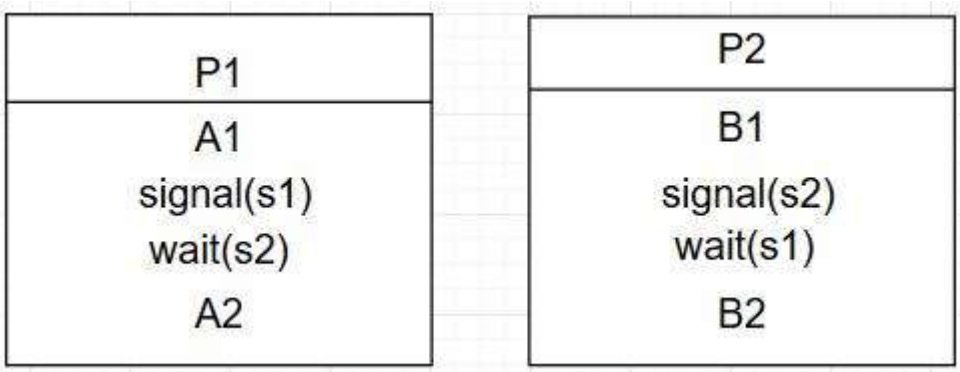
- P(S) hay wait(S) sử dụng để giành tài nguyên và giảm biến đếm S = S – 1.
- V(S) hay signal(S) sẽ giải phóng tài nguyên và tăng biến đếm S = S + 1.
- Nếu P được thực hiện trên biến đếm <= 0, tiến trình phải đợi V hay chờ đợi sự giải phóng tài nguyên.

Ví dụ : Xét 2 tiến trình xử lý đoạn chương trình sau :

Tiến trình P1 và tiến trình P2.

Ta cần đồng bộ hoá hoạt động của 2 tiến trình sao cho cả A1 và B1 sao cho cả A1 và B1 đều hoàn tất trước khi A2 và B2 bắt đầu.

Để đồng bộ hoạt động theo yêu cầu, ta phải định nghĩa P1 và P2 như sau :



Định nghĩa lại tiến trình P1 và P2.

Giải thích cơ chế hoạt động :

Có 2TH có thể xảy ra :

- P1 chạy trước.
- P2 chạy trước.

Xét trường hợp P1 chạy trước.

Ở đây, ta hình dung signal chính là “chìa khoá” để mở khoá cho cánh cổng. Và wait chính là “cổng” chặn lại không cho process được thực thi tiếp.

- Ở P1, ta thấy signal được đặt sau A1, đồng nghĩa với việc sau khi thực hiện A1 xong, P1 sẽ “mở cổng” chặn của P2 và cho phép P2 thực hiện B2. Sau khi thực hiện signal, P1 tiếp tục bị chặn lại bởi hàm wait.
- Ở đây, ta thấy ở P2 cũng có signal nằm đằng sau B1. Vậy chỉ sau khi thực hiện B1, P1 mới được cho phép thực hiện tiếp A2.

Với 2 phân tích như trên, ta thấy thoả mãn việc đồng bộ hoạt động theo yêu cầu.

Xét tương tự với trường hợp P2 chạy trước.

7. Monitor và Critical Region là gì?

- Monitor
- Là một cơ chế đồng bộ hóa được thiết kế để quản lý truy cập vào tài nguyên chia sẻ trong môi trường đa nhiệm hoặc đa luồng. Mục tiêu của monitor là đơn giản hóa việc lập trình đồng bộ bằng cách cung cấp một gói đơn nhất cho việc quản lý tài nguyên chia sẻ và đồng bộ hóa truy cập đến nó.
- Bao gồm các biến và thủ tục (hoặc phương thức) để thao tác với tài nguyên chia sẻ. Chỉ một tiến trình hoặc luồng có thể truy cập monitor tại một thời điểm, và nó tự động đảm bảo rằng chỉ có một tiến trình hoặc luồng có thể thực hiện một phương thức của monitor tại một thời điểm. Điều này giúp tránh được các vấn đề như đọc/ghi đồng thời vào dữ liệu chia sẻ.
- Critical Region
- Là một phần của mã nguồn mà nếu nhiều tiến trình hoặc luồng cùng truy cập đồng thời, có thể dẫn đến các vấn đề đồng bộ. Để giảm thiểu nguy cơ xung đột và đảm bảo tính đồng bộ, các đoạn mã trong Critical Region thường được bảo vệ bằng cơ chế đồng bộ hóa.
- Monitor thường được sử dụng để thực hiện đồng bộ hóa cho các Critical Region. Khi một tiến trình hoặc luồng muốn vào một Critical Region, nó phải truy cập monitor và monitor sẽ đảm bảo rằng chỉ có một tiến trình hoặc luồng được phép thực hiện Critical Region tại một thời điểm.

8. Đặc điểm và yêu cầu đồng bộ của các bài toán đồng bộ kinh điển?

- Đặc điểm chung của các bài toán đồng bộ kinh điển:
- Tài nguyên chia sẻ
- Sự tương các giữa các tiến tình để đảm bảo rằng tình trạng của tài nguyên được duy trì đúng đắn.
- Thứ tự thực hiện các thao tác trên tài nguyên phải được kiểm soát để tránh xung đột và tình trạng đồng thời không nhất quán.
- Yêu cầu đồng bộ của các bài toán đồng bộ kinh điển:
- Tính an toàn (safety): để tránh mất dữ liệu hoặc trạng thái không nhất quán.
- Tính chân thực (Liveness): đảm bảo các tiến trình sẽ tiếp tục thực hiện và không bị kẹt (deadlock) hay đóng băng (livelock).
- Hiệu suất: hệ thống hoạt động có hiệu quả mà không tạo ra quá nhiều độ trễ do quá trình đồng bộ.
- Không xung đột.
- Khả năng mở rộng: để xử lý đồng thời nhiều tiến trình hay luồng một cách hiệu quả.

9. (Bài tập mẫu) Xét giải pháp phần mềm do Dekker đề nghi để tổ chức truy xuất độc quyền cho 2 tiến trình. Hai tiến trình P0 và P1 chia sẻ các biến sau:

```
boolean flag[2]; /* initially false */
int turn;
```

Cấu trúc một tiến trình Pi (với i = 0 hay 1 và j là tiến trình còn lại) như sau:

```
while (true) {
        flag[i] = true;

        while (flag[j]) {
                if (turn == j) {
                        flag[i] = false;
                        while (turn == j)
                            ; /* do nothing */
                        flag[i] = true;
                }
        }
                /* critical section */
        turn = j;
        flag[i] = false;
                /* remainder section */
}
```

Giải pháp này có thỏa 3 yêu cầu trong viêc giải quyết tranh chấp không?

Trả lời:

Giải pháp này thỏa 3 yêu cầu trong giải quyết tranh chấp vì:

- Loại trừ tương hỗ: Tiến trình Pi chỉ có thể vào vùng tranh chấp khi flag[j] = false. Giả sử P0 đang ở trong vùng tranh chấp, tức là flag[0] = true và flag[1] = false. Khi đó P1 không thể vào

vùng tranh chấp (do bị chặn bởi lệnh while (flag[j])). Tương tự cho tình huống P1 vào vùng tranh chấp trước.

- Progress: Giá trị của biến turn chỉ có thể thay đổi ở cuối vùng tranh chấp. Giả sử chỉ có 1 tiến trình Pi muốn vào vùng tranh chấp. Lúc này, flag[j] = false và tiến trình Pi sẽ được vào vùng tranh chấp ngay lập tức. Xét trường hợp cả 2 tiến trình đều muốn vào vùng tranh chấp và giá trị của turn đang là 0. Cả flag[0] và flag[1] đều bằng true. Khi đó, P0 sẽ được vào vùng tranh chấp, bởi tiến trình P1 sẽ thay đổi flag[1] = false (lệnh kiểm tra điều kiện if (turn == j) chỉ đúng với P1). Tương tự cho trường hợp turn = 1.
- Chờ đợi giới hạn: Pi chờ đợi lâu nhất là sau 1 lần Pj vào vùng tranh chấp (flag[j] = false sau khi Pj ra khỏi vùng tranh chấp). Tương tự cho trường hợp Pj chờ Pi.

10. Xét giải pháp đồng bộ hóa sau:

```
while (TRUE) {
        int j = 1-i;
        flag[i]= TRUE;
        turn = i;
        while (turn == j && flag[j]==TRUE);
        critical-section ();
        flag[i] = FALSE;
        Noncritical-section ();
}
```

Giải pháp này có thỏa yêu cầu độc quyền truy xuất không?

Giả sử flag[0] = 1, turn = 0, P0 sẽ vào vùng CS. Nếu lúc đó flag[1] = 1, P1 có thể gán turn = 1 và cũng vào vùng CS => không thỏa mãn yêu cầu độc quyền truy xuất.

11. Giả sử một máy tính không có chỉ thị TSL, nhưng có chỉ thị Swap có khả năng hoán đổi nội dung của hai từ nhớ chỉ bằng một thao tác không thể phân chia:

```
procedure Swap(var a,b: boolean){
        var temp : boolean;
        begin
                temp := a;
                a:= b;
                b:= temp;
```

```
        end;
}
```

Sử dụng chỉ thị này có thể tổ chức truy xuất độc quyền không? Nếu có, xây dựng cấu trúc chương trình tương ứng.

12. Xét hai tiến trình sau:

```
process A {while (TRUE) na = na +1;}
process B {while (TRUE) nb = nb +1;}
```

a. Đồng bộ hóa xử lý của 2 tiến trình trên, sử dụng 2 semaphore tổng quát, sao cho tại bất kỳ thời điểm nào cũng có nb <= na <= nb +10.

Vì na >= nb và na <= nb+10 nên nếu na = nb thì B bị block tới khi A được thực hiện ít nhất 1 lần hoặc na = nb+10 thì A bị block cho tới khi B được thực hiện ít nhất một lần.

```
Semaphore_1 = 0;
Semaphore_2 = 10;
Process A:
While (1)
{
        wait(Semaphore_2);
        na = na + 1;
        signal(Semaphore_1);
}
Process B:
While (1)
{
        Wait(Semaphore_1);
        nb = nb + 1;
        signal(Semaphore_2);
}
```

b. Nếu giảm điều kiện chỉ còn là na <= nb +10, cần sửa chữa giải pháp trên như thế nào?

Semaphore_2 = 10;

Process A:

```
While (1)
{
        wait(Semaphore_2);
        na = na + 1;
}
```

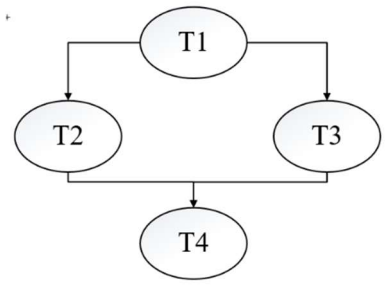
Process B:

```
While (1)
{
        nb = nb + 1;
        signal(Semaphore_2);
}
```

c. Giải pháp trên còn đúng nếu có nhiều tiến trình loại A và B cùng thực hiện?

Đúng. Vì semaphore là biến toàn cục nên dù có nhiều tiến trình cùng thực hiện cũng chỉ thao tác đúng biến đó.

13. (Bài tập mẫu) Xét một hệ thống có 4 tiểu trình T1, T2, T3, T4. Quan hệ giữa các tiểu trình này được biểu diễn như sơ đồ bên dưới, với mũi tên từ tiểu trình (Tx) sang tiểu trình (Ty) có nghĩa là tiểu trình Tx phải kết thúc quá trình hoạt động của nó trước khi tiểu trình Ty bắt đầu thực thi. Giả sử tất cả các tiểu trình đã được khởi tạo và sẵn sàng để thực thi. Hãy sử dụng semaphore để đồng bộ hoạt động của các tiểu trình sao cho đúng với sơ đồ đã cho.



Trả lời:

Khai báo và khởi tạo các semaphore:

init(sem1,0); //khởi tạo semaphore sem1 có giá trị bằng 0

init(sem2,0); //khởi tạo semaphore sem2 có giá trị bằng 0

```
void T1(void)
{



//T1 thực thi


signal(sem1)
signal(sem1)
}
```

```
void T2(void)
{


wait(sem1)


//T2 thực thi


signal(sem2)


}
```

```
void T3(void)
{


wait(sem1)


//T3 thực thi


signal(sem2)


}
```

```
void T4(void)
{


wait(sem2)
wait(sem2)
//T4 thực thi




}
```

14. Một biến X được chia sẻ bởi 2 tiến trình cùng thực hiện đoạn code sau:

```
do
        X = X + 1;
        if (X == 20) X = 0;
while (TRUE);
```

Bắt đầu với giá trị X = 0, chứng tỏ rằng giá tri X có thể vượt quá 20. Cần sửa chữa đoạn chương trình trên như thế nào để đảm bảo X không vượt quá 20?

+ Trong trường hợp tiến trình 1 tại X = 19, tiến trình 2 dừng lại sau lệnh X = X+1 = 20, tiến trình 1 cộng dồn lên thành 21.

+ Để giải quyết vấn đề này, ta có thể đưa 2 tiến trình về làm 1.

15. Xét 2 tiến trình xử lý đoạn chương trình sau:

process P1 {A1 ; A2 }

process P2 {B1 ; B2 }

Đồng bộ hóa hoạt động của 2 tiến trình này sao cho cả A1 và B1 đều hoàn tất trước khi A2 và B2 bắt đầu.

Semaphore_1 = 0;

```
Semaphore_2 = 0;
Process P1
{
    A1;
    Wait(Semaphore_1);
    Signal(Semaphore_2);
    A2;
}
Process P2
{
    B1;
    Wait(Semaphore_2);
    Signal(Semaphore_1);
    B2;
}
```

16. Tổng quát hóa bài tập 14 cho các tiến trình có đoạn chương trình sau:

process P1 { for (i = 1; i <= 100; i ++) A_i }

process P2 { for (j = 1; j <= 100; j ++) B_j }

Đồng bộ hóa hoạt động của 2 tiến trình này sao cho với k bất kỳ (2<=k<=100), A_k chỉ có thể bắt đầu khi $B_{(k-1)}$ đã kết thúc và B_k chỉ có thể bắt đầu khi $A_{(k-1)}$ đã kết thúc.

```
Semaphore_1 = 1;
Semaphore_2 = 1;
Process A:
For (int i=1; i<=100; i++)
```

```
{
        Wait(Semaphore_1);
        Ai;
        Signal(Semaphore_2);
}
Process B:
For (int i=1; i<=100;i++)
{
        Wait(Semaphore_2);
        Bi;
        Signal(Semaphore_1);
}
```

17. Sử dụng semaphore để viết lại chương trình sau theo mô hình xử lý đồng hành:

```
w := x1 * x2
v := x3 * x4
y := v * x5
z := v * x6
x := w * y
z := w * z
ans := y + z
```

Đặt P1, P2, …,P7 là các tiến trình giải lần lượt các phương trình theo thứ tự.

Semaphore: S1, S2,…,S8

S1.value = S2.value = …= S8.value = 0

P1:

w:=x1*x2;

signal(S1);

signal(S2);

P2:

V:=x3*x4;

Signal(S3);

Signal(S4);

P3:

Wait(S3);

Y=v*x5;

Signal(S5);

Signal(S7);

P4:

Wait(s4);

Z:=v*x6;

Signal(S6);

P5:

Wait(S1);

Wait(S5);

X:=w*y;

P6:

Wait(S2);

Wait(S6);

Z:=w*z;

Signal(S8);

P7:

Wait(S7);

Wait(S8);

Ans:=y+z;