



COMPUTER ENGINEERING



UIT
TRƯỜNG ĐẠI HỌC
CÔNG NGHỆ THÔNG TIN

HỆ ĐIỀU HÀNH

Chương 5 – Đồng bộ (2)

3/15/2020



Mục tiêu chương 5 (2)

- Hiểu được nhóm giải pháp Busy waiting bao gồm:
 - Các giải pháp phần mềm
 - Các giải pháp phần cứng



Nội dung chương 5 (2)

- Các giải pháp phần mềm
 - Sử dụng giải thuật kiểm tra luân phiên
 - Sử dụng các biến cờ hiệu
 - Giải pháp của Peterson
 - Giải pháp Bakery
- Các giải pháp phần cứng
 - Cấp ngắt
 - Chỉ thị TSL



Giải thuật 1

■ Biến chia sẻ

- `int turn;` `/* khởi đầu turn = 0 */`
- nếu `turn = i` thì P_i được phép vào critical section, với $i = 0$ hay 1

■ Process P_i

```
do {  
    while (turn != i);  
        critical section  
    turn = j;  
        remainder section  
} while (1);
```

■ Thỏa mãn Mutual exclusion (1)

■ Nhưng không thỏa mãn yêu cầu về progress (2) và bounded waiting (3) vì tính chất strict alternation của giải thuật



Giải thuật 1 (tt)

```
Process P0:  
do  
    while (turn != 0);  
        critical section  
    turn := 1;  
        remainder section  
while (1);
```

```
Process P1:  
do  
    while (turn != 1);  
        critical section  
    turn := 0;  
        remainder section  
while (1);
```

- Điều gì xảy ra nếu P0 có RS (remainder section) rất lớn còn P1 có RS nhỏ?



Giải thuật 2

■ Biến chia sẻ

- `boolean flag[2]; /* khởi đầu flag[0] = flag[1] = false */`
- Nếu `flag[i] = true` thì P_i “sẵn sàng” vào critical section.

■ Process P_i

do {

flag[i] = true; /* P_i “sẵn sàng” vào CS */

while (flag[j]); /* P_i “nhường” P_j */

critical section

flag[i] = false;

remainder section

} while (1);

- Thỏa mãn Mutual exclusion (1)
- Không thỏa mãn progress. Vì sao?



Giải thuật 3 (Peterson)

■ Biến chia sẻ

- Kết hợp cả giải thuật 1 và 2

■ Process P_i , với $i = 0$ hoặc $i = 1$

do {

```
    flag[ i ] = true;      /* Process i sẵn sàng */  
    turn = j;              /* Nhường process j */  
    while (flag[ j ] and turn == j);
```

critical section

```
    flag[ i ] = false;
```

remainder section

```
} while (1);
```

■ Thoả mãn được cả 3 yêu cầu ?

⇒ giải quyết bài toán critical section cho 2 process



Giải thuật 3 (Peterson) cho 2 tiến trình

Process P_0

```
do {  
    /* 0 wants in */  
    flag[0] = true;  
    /* 0 gives a chance to 1 */  
    turn = 1;  
    while (flag[1] && turn == 1);  
        critical section  
    /* 0 no longer wants in */  
    flag[0] = false;  
        remainder section  
} while(1);
```

Process P_1

```
do {  
    /* 1 wants in */  
    flag[1] = true;  
    /* 1 gives a chance to 0 */  
    turn = 0;  
    while (flag[0] && turn == 0);  
        critical section  
    /* 1 no longer wants in */  
    flag[1] = false;  
        remainder section  
} while(1);
```




Giải thuật 3: Tính đúng đắn

- Giải thuật 3 thỏa mutual exclusion, progress, và bounded waiting
- Mutual exclusion được đảm bảo bởi vì
 - P0 và P1 đều ở trong CS nếu và chỉ nếu $\text{flag}[0] = \text{flag}[1] = \text{true}$ và $\text{turn} = I$ cho mỗi P_i (không thể xảy ra)
- Chứng minh thỏa yêu cầu về progress và bounded waiting
 - P_i không thể vào CS nếu và chỉ nếu bị kẹt tại vòng lặp `while()` với điều kiện $\text{flag}[j] = \text{true}$ và $\text{turn} = j$
 - Nếu P_j không muốn vào CS thì $\text{flag}[j] = \text{false}$ và do đó P_i có thể vào CS



Giải thuật 3: Tính đúng đắn (tt)

- Nếu P_j đã bật $\text{flag}[j] = \text{true}$ và đang chờ tại $\text{while}()$ thì có chỉ hai trường hợp là $\text{turn} = i$ hoặc $\text{turn} = j$
- Nếu $\text{turn} = i$ và P_i vào CS. Nếu $\text{turn} = j$ thì P_j vào CS nhưng sẽ bật $\text{flag}[j] = \text{false}$ khi thoát ra \rightarrow cho phép P_i vào CS
- Nhưng nếu P_j có đủ thời gian bật $\text{flag}[j] = \text{true}$ thì P_j cũng phải gán $\text{turn} = i$
- Vì P_i không thay đổi trị của biến turn khi đang kẹt trong vòng lặp $\text{while}()$, P_i sẽ chờ để vào CS nhiều nhất là sau một lần P_j vào CS (bounded waiting)



Giải thuật bakery: n process

- Trước khi vào CS, process P_i nhận một con số. Process nào giữ con số nhỏ nhất thì được vào CS
- Trường hợp P_i và P_j cùng nhận được một chỉ số:
 - Nếu $i < j$ thì P_i được vào trước. (Đối xứng)
- Khi ra khỏi CS, P_i đặt lại số của mình bằng 0
- Cơ chế cấp số cho các process thường tạo các số theo cơ chế tăng dần, ví dụ 1, 2, 3, 3, 3, 3, 4, 5,...
- Kí hiệu
 - $(a,b) < (c,d)$ nếu $a < c$ hoặc nếu $a = c$ và $b < d$
 - $\max(a_0, \dots, a_k)$ là con số b sao cho $b \geq a_i$ với mọi $i = 0, \dots, k$



Giải thuật bakery: n process (tt)

```
/* shared variable */
boolean    choosing[ n ]; /* initially, choosing[ i ] = false */
int        num[ n ];      /* initially, num[ i ] = 0 */

do {
    choosing[ i ] = true;
    num[ i ]      = max(num[0], num[1],..., num[n - 1]) + 1;
    choosing[ i ] = false;
    for (j = 0; j < n; j++) {
        while (choosing[ j ]);
        while ((num[ j ] != 0) && (num[ j ], j) < (num[ i ], i));
    }
    critical section
    num[ i ] = 0;
    remainder section
} while (1);
```



Từ software đến hardware

- Khuyết điểm của các giải pháp software:
 - Các process khi yêu cầu được vào vùng tranh chấp đều phải liên tục kiểm tra điều kiện (busy waiting), tốn nhiều thời gian xử lý của CPU
 - Nếu thời gian xử lý trong vùng tranh chấp lớn, một giải pháp hiệu quả nên có cơ chế block các process cần đợi.
- Các giải pháp phần cứng:
 - Cấm ngắt (disable interrupts)
 - Dùng các lệnh đặc biệt



Cấm ngắt

- Trong hệ thống uniprocessor: mutual exclusion được đảm bảo
 - Nhưng nếu system clock được cập nhật do interrupt thì...
- Trong hệ thống multiprocessor: mutual exclusion không được đảm bảo
 - Chỉ cấm ngắt tại CPU thực thi lệnh `disable_interrupts`
 - Các CPU khác vẫn có thể truy cập bộ nhớ chia sẻ

Process P_i :

```
do {  
    disable_interrupts();  
    critical section  
    enable_interrupts();  
    remainder section  
} while (1);
```



Lệnh TestAndSet

- Đọc và ghi một biến trong một thao tác atomic (không chia cắt được)

```
boolean TestAndSet( boolean
*target){
    boolean rv = *target;
    *target = true;
    return rv;
}
```

- Shared data:
 boolean lock = false;

- Process P_i :

```
do {
    while (TestAndSet(&lock));
        critical section
    lock = false;
        remainder section
} while (1);
```



Lệnh TestAndSet

- Mutual exclusion được bảo đảm: nếu P_i vào CS, các process P_j khác đều đang busy waiting
- Khi P_i ra khỏi CS, quá trình chọn lựa process P_j vào CS kế tiếp là tùy ý \Rightarrow không bảo đảm điều kiện bounded waiting. Do đó có thể xảy ra starvation (bị bỏ đói)
- Các processor (ví dụ Pentium) thông thường cung cấp một lệnh đơn là $\text{Swap}(a, b)$ có tác dụng hoán chuyển nội dung của a và b .
 - $\text{Swap}(a, b)$ cũng có ưu nhược điểm như TestAndSet



Swap và mutual exclusion

Biến chia sẻ **lock** được khởi tạo giá trị **false**

Mỗi process P_i có biến cục bộ **key**

Process P_i nào thấy giá trị **lock** = **false** thì được vào CS.

Process P_i sẽ loại trừ các process P_j khác khi thiết lập **lock = true**

```
void Swap(boolean *a,  
          boolean *b) {  
    boolean temp = *a;  
    *a = *b;  
    *b = temp;  
}
```

□ Biến chia sẻ (khởi tạo là **false**)
bool lock;

bool key;

□ Process P_i

```
do {  
    key = true;  
    while (key == true)  
        Swap(&lock, &key);  
        critical section  
    lock = false;  
        remainder section  
} while (1)
```

Không thỏa mãn bounded waiting



Giải thuật dùng TestAndSet thoả mãn 3 yêu cầu

- Cấu trúc dữ liệu dùng chung (khởi tạo là false)

bool waiting[n];

bool lock;

- Mutual exclusion: P_i chỉ có thể vào CS nếu và chỉ nếu hoặc waiting[i] = false, hoặc key = false

- key = false chỉ khi TestAndSet (hay Swap) được thực thi

- Process đầu tiên thực thi TestAndSet mới có key == false; các process khác đều phải đợi

- waiting[i] = false chỉ khi process khác rời khỏi CS

- Chỉ có một waiting[i] có giá trị false

- Progress: chứng minh tương tự như mutual exclusion

- Bounded waiting: waiting in the cyclic order



Giải thuật dùng TestAndSet thoả mãn 3 yêu cầu (tt)

do {

```
waiting[ i ] = true;  
key = true;  
while (waiting[ i ] && key)  
    key = TestAndSet(lock);  
waiting[ i ] = false;
```

critical section

```
j = (i + 1) % n;  
while ( (j != i) && !waiting[ j ] )  
    j = (j + 1) % n;  
if (j == i)  
    lock = false;  
else  
    waiting[ j ] = false;
```

remainder section

} while (1)



Tóm tắt lại nội dung buổi học

- Các giải pháp phần mềm
 - Sử dụng giải thuật kiểm tra luân phiên
 - Sử dụng các biến cờ hiệu
 - Giải pháp của Peterson
 - Giải pháp Bakery
- Các giải pháp phần cứng
 - Cấp ngắt
 - Chỉ thị TSL



COMPUTER ENGINEERING



UIT
TRƯỜNG ĐẠI HỌC
CÔNG NGHỆ THÔNG TIN

THẢO LUẬN

