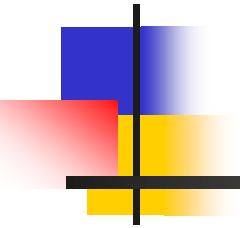


Chương 4a - Đồng bộ hoá tiến trình

Nội dung bài giảng

- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy waiting
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

Nhiều tiến trình "chung sống hoà bình" trong hệ thống ?

- ĐỪNG HY VỌNG 
- An toàn khi các tiến trình hoàn toàn độc lập
  - Làm sao có được ??
- Thực tế
  - Các tiến trình chia sẻ tài nguyên chung (file system, CPU...)
  - Concurrent access => bugs.
    - Ví dụ : Dê con qua cầu

- **Xử lý đồng hành = ...nhức đầu** 

Các vấn đề

- Tranh chấp
  - Nhiều tiến trình truy xuất đồng thời một tài nguyên mang bản chất không chia sẻ được
    → Xảy ra vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Kết quả ?
    - Khó biết , thường là ...sai 
  - Luôn luôn nguy hiểm ? 
    - ...Không, nhưng đủ để cân nhắc kỹ càng
- Phối hợp
  - Các tiến trình không biết tương quan xử lý của nhau để điều chỉnh hoạt động nhịp nhàng
    → Cần phối hợp xử lý (Rendez-vous)
  - Kết quả : khó biết, không bảo đảm ăn khớp

Nội dung bài giảng

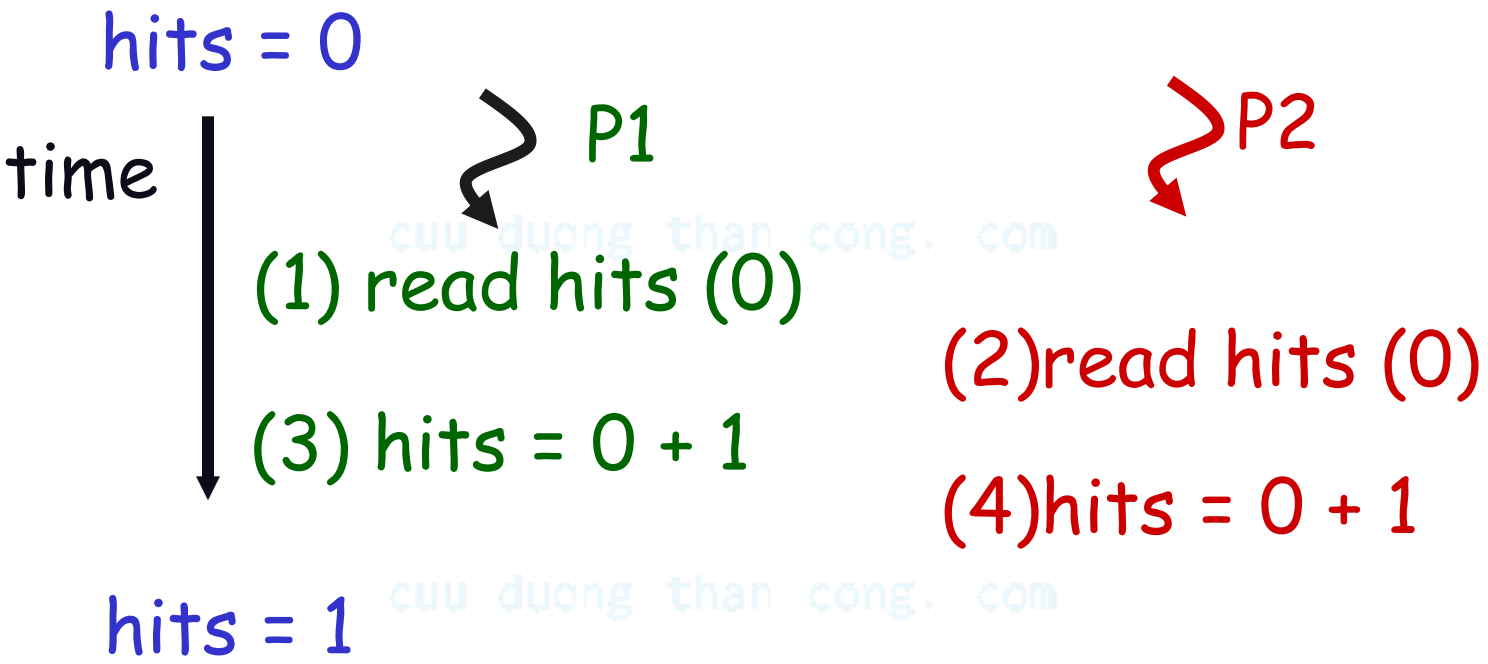
- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy waiting
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

Tranh đoạt điều khiển - Ví dụ

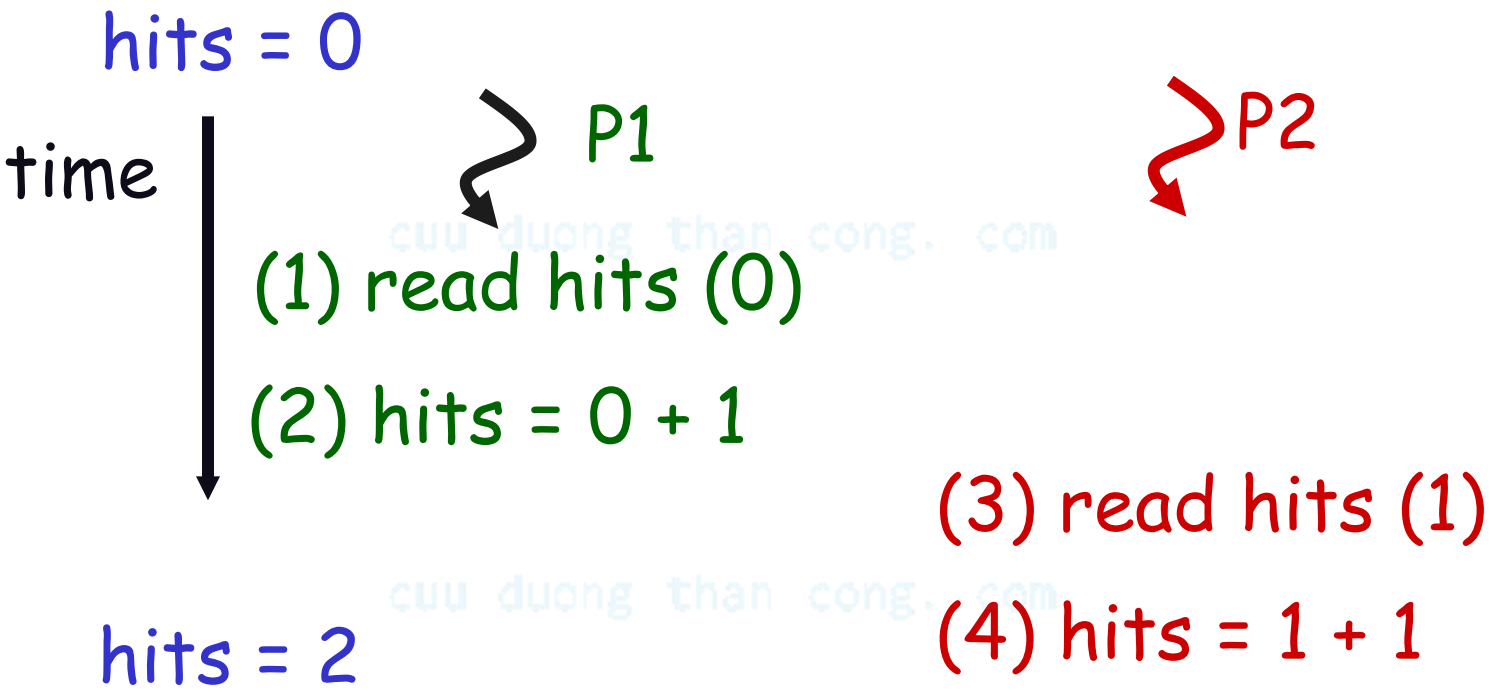
- Đếm số người vào Altavista : dùng 2 threads cập nhật biến đếm hits=> P1 và P2 chia sẻ biến hits

Kết quả cuối cùng là bao nhiêu ?

Tranh đoạt điều khiển - Ví dụ



Tranh đoạt điều khiển - Ví dụ



Tranh đoạt điều khiển - Ví dụ

```
i=0;
```

Thread a:

```
while(i < 10)
    i = i +1;
print "A won!";
```

Thread b:

```
while(i > -10)
    i = i - 1;
print "B won!";
```

- Ai thắng ?
- Có bảo đảm rằng sẽ có người thắng ?
- Nếu mỗi tiến trình xử lý trên 1 CPU thì sao ?

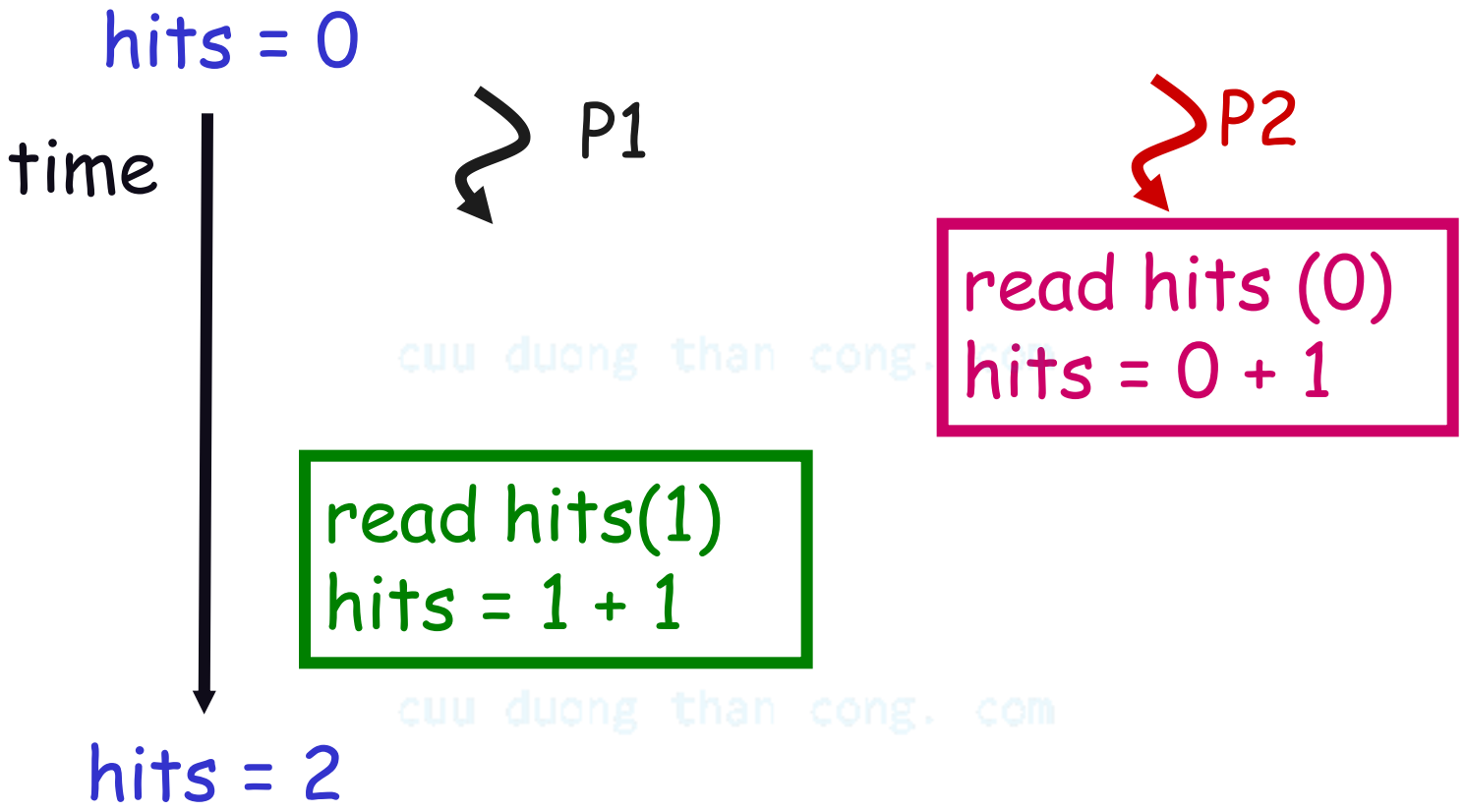
Tranh đoạt điều khiển - Nhận xét

- Kết quả thực hiện tiến trình phụ thuộc vào kết quả điều phối
  - Cùng input, không chắc cùng output
  - Khó debug lỗi sai trong xử lý đồng hành

Tranh đoạt điều khiển - Nhận xét

- Xử lý
  - Làm lơ
    - Dễ, nhưng có phải là giải pháp
  - Không chia sẻ tài nguyên chung : dùng 2 biến hits1,hits2; xây cầu 2 lane...
    - Nên dùng khi có thể, nhưng không bao giờ có thể đảm bảo đủ tài nguyên, và cũng không là giải pháp đúng cho mọi trường hợp
  - Giải pháp tổng quát: có hay không?
    - Lý do xảy ra Race condition?
      - Bad interleavings: một tiến trình "xen vào" quá trình truy xuất tài nguyên của một tiến trình khác
    - Giải pháp: bảo đảm tính atomicity cho phép tiến trình hoàn tất trọn vẹn quá trình truy xuất tài nguyên chung trước khi có tiến trình khác can thiệp

Atomicity : loại bỏ Race Condition



Miền găng (Critical Section)

- Miền găng (CS) là đoạn chương trình có khả năng gây ra hiện tượng race condition
- Giải pháp: ***Hỗ trợ Atomicity***
  - Cần bảo đảm tính ***"độc quyền truy xuất"*** (Mutual Exclusion) cho miền găng (CS)

Critical Section & Mutual Exclusion

printf("Welcome");

CS hits = hits + 1

printf("Bye");

printf("Welcome");

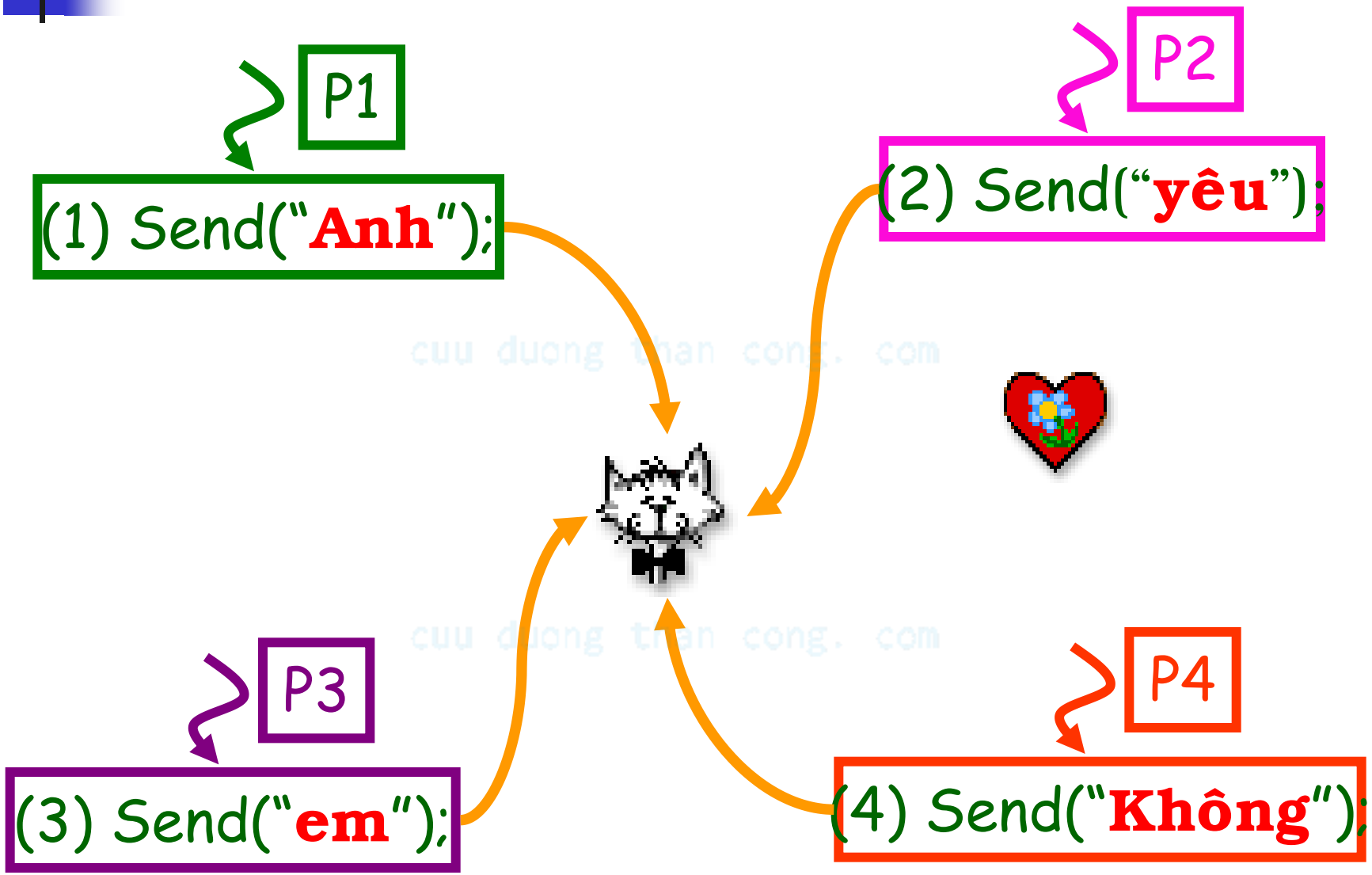
hits = hits + 1 CS

printf("Bye");

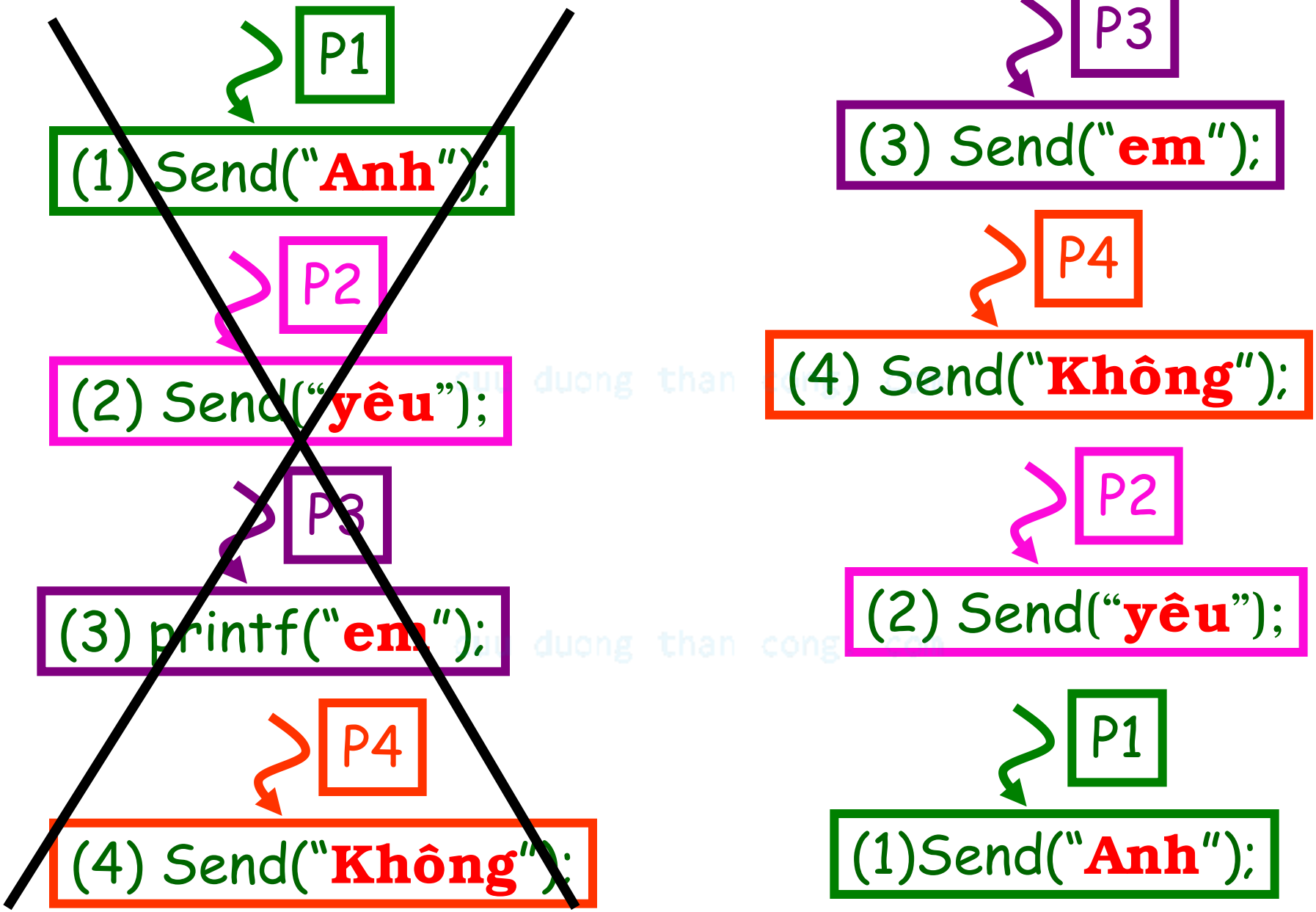
Nội dung bài giảng

- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy waiting
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

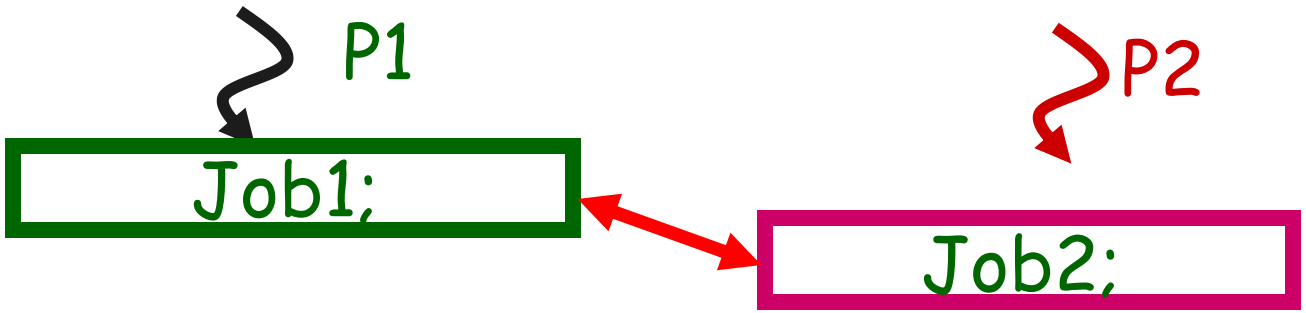
Phối hợp hoạt động



Chuyện gì đã xảy ra ?



Phối hợp xử lý



- Làm thế nào bảo đảm trình tự thực hiện Job1 - Job2 ?
  - P1 và P2 thực hiện "hẹn hò" (Rendez-vous) với nhau
- Hỗ trợ Rendez-vous : Bảo đảm các tiến trình phối hợp với nhau theo 1 trình tự xử lý định trước.

Nội dung bài giảng

- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy waiting
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

Bài toán đồng bộ hoá (Synchronization)

- Nhiều tiến trình chia sẻ tài nguyên chung đồng thời :
  - Tranh chấp ⇨ Race Condition

  → Nhu cầu "độc quyền truy xuất" (Mutual Exclusion)
- Các tiến trình phối hợp hoạt động :
  - Tương quan diễn tiến xử lý ?
  - → Nhu cầu "hò hẹn" (Rendez-vous)

Bài toán đồng bộ hoá (Synchronization)

- Thực hiện đồng bộ hoá :
  - Lập trình viên đề xuất chiến lược
    - Các tiến trình liên quan trong bài toán phải tôn trọng các luậtđồng bộ
  - Giải pháp sử dụng các cơ chế đồng bộ :
    - Do lập trình viên /phần cứng / HĐH / NNLT cung cấp

Mô hình đảm bảo Mutual Exclusion

- Nhiệm vụ của lập trình viên:
  - Thêm các đoạn code đồng bộ hóa vào chương trình gốc
  - Thêm thế nào : xem mô hình sau ...

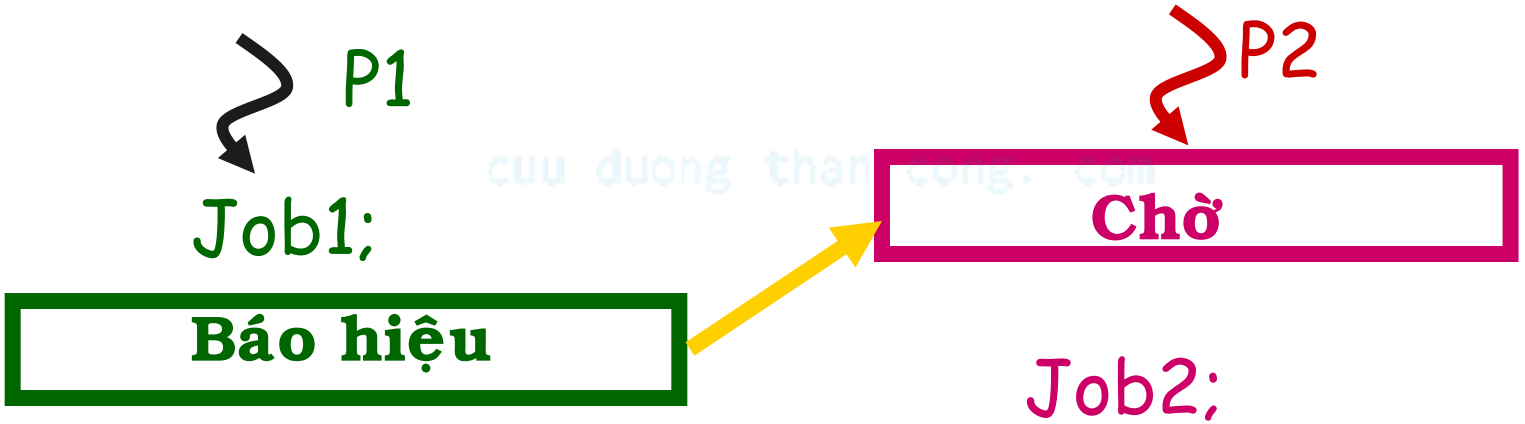
Kiểm tra và dành quyền vào CS

CS;

Từ bỏ quyền sử dụng CS

Mô hình phối hợp giữa hai tiến trình

- Nhiệm vụ của lập trình viên:
  - Thêm các đoạn code đồng bộ hóa vào 2 chương trình gốc
  - Thêm thế nào : xem mô hình sau ...



- Nhiều tiến trình hơn thì sao ?
  - Không có mô hình tổng quát
  - Tùy thuộc bạn muốn hẹn hò ra sao ☺

Nội dung bài giảng

- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy wating
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

Giải pháp đồng bộ hoá

Một phương pháp giải quyết tốt bài toán đồng bộ hoá cần thoả mản 4 điều kiện sau:

- Mutual Exclusion: Không có hai tiến trình cùng ở trong miền găng cùng lúc.
- Progess: Một tiến trình tạm dừng bên ngoài miền găng không được ngăn cản các tiến trình khác vào miền găng
- Bounded Waiting: Không có tiến trình nào phải chờ vô hạn để được vào miền găng.
- 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.

Các giải pháp đồng bộ hoá

- Nhóm giải pháp Busy Waiting
  - Phần mềm
    - Sử dụng các biến cờ hiệu
    - Sử dụng việc kiểm tra luân phiên
    - Giải pháp của Peterson
  - Phần cứng
    - Cấm ngắt
    - Chỉ thị TSL
- Nhóm giải pháp Sleep & Wakeup
  - Semaphore
  - Monitor
  - Message

Các giải pháp "Busy waiting"

While (chưa có quyền) donothing() ;

CS;

Từ bỏ quyền sử dụng CS

- Tiếp tục tiêu thụ CPU trong khi chờ đợi vào miền găng
- Không đòi hỏi sự trợ giúp của Hệ điều hành

Nhóm giải pháp Busy-Waiting

- Các giải pháp Busy Waiting
  - Các giải pháp phần mềm
    - Giải pháp biến cờ hiệu
    - Giải pháp kiểm tra luân phiên
    - Giải pháp Peterson
  - Phần cứng
    - Cấm ngắt
    - Chỉ thị TSL

Giải pháp phần mềm 1: Sử dụng cờ hiệu

int lock = 0

P0	P1
NonCS;	NonCS;

while (lock == 1); // wait
lock = 1;
	while (lock == 1); // wait
	lock = 1;

CS;	CS;
lock = 0;	lock = 0;
NonCS;	NonCS;

Giải pháp phần mềm 1: Tình huống

int lock = 0

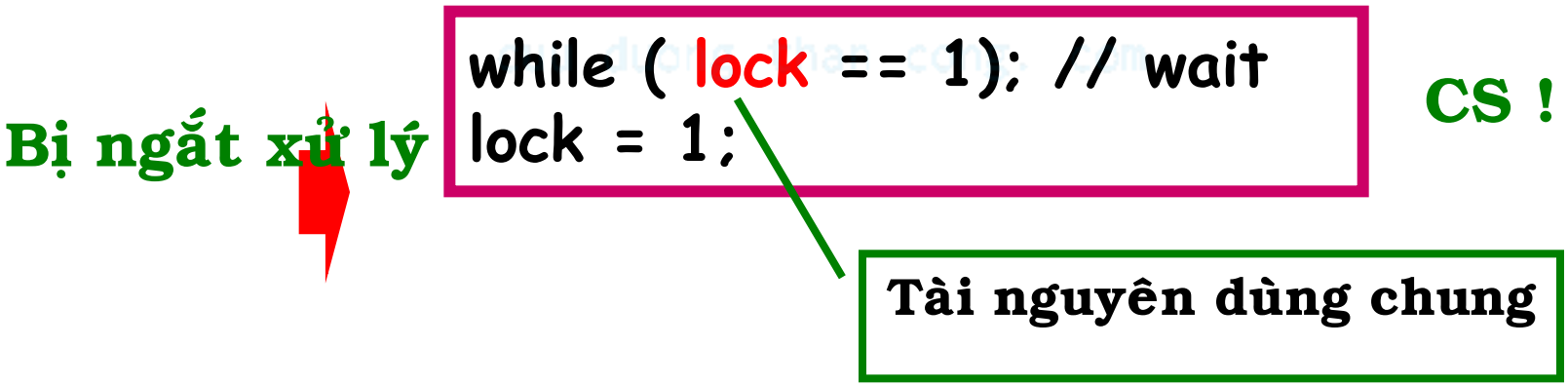
P0	P1
NonCS;	NonCS;

while (lock == 1); // wait
lock = 1;
	while (lock == 1); // wait
	lock = 1;

CS;	CS;
lock = 0;	lock = 0;
NonCS;	NonCS;

Nhận xét Giải pháp1: Cờ hiệu

- Có thể mở rộng cho N tiến trình
- Không bảo đảm Mutual Exclusion
  - Nguyên nhân ?



  - Bản thân đoạn code kiểm tra và dành quyền cũng là CS !

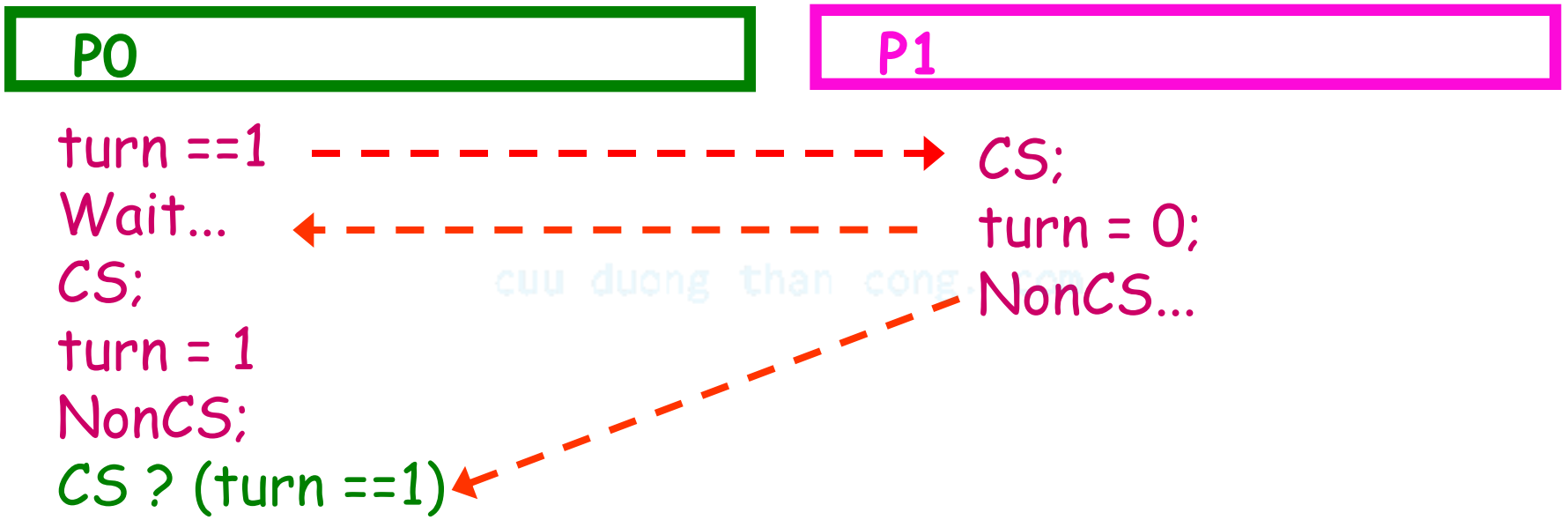
Giải pháp phần mềm 2 : Kiểm tra luân phiên

int turn = 1

P0	P1
NonCS;	NonCS;
while (turn !=0); // wait	while (turn != 1); // wait
CS;	CS;
turn = 1;	turn = 0;
NonCS;	NonCS;

Giải pháp phần mềm 2 : Tình huống

int turn = 1



P0 không vào được CS lần 2 khi P1 dừng trong NonCS !

Nhận xét Giải pháp 2: Kiểm tra luân phiên

- Chỉ dành cho 2 tiến trình
- Bảo đảm Mutual Exclusion
  - Chỉ có 1 biến *turn*, tại 1 thời điểm chỉ cho 1 tiến trình *turn* vào CS
- Không bảo đảm Progress
  - Nguyên nhân ?
    - "Mở của" cho người = "Đóng cửa" chính mình !

Giải pháp phần mềm 3 : Peterson's Solution

- Kết hợp ý tưởng của 1 & 2, các tiến trình chia sẻ:
  - int turn; *//đến phiên ai*
  - int interest[2] = FALSE; *//interest[i] = T : Pi muốn vào CS*

Pi

NonCS;

```
j = 1 - i;
interest[i] = TRUE;
turn = j;
while (turn==j && interest[j]==TRUE);
```

CS;

```
interest[i] = FALSE;
```

NonCS;

Giải pháp phần mềm 3 : Peterson

Pj

NonCS;

```
i = 1 - j;
interest[j] = TRUE;
turn = i;
while (turn==i && interest[i]==TRUE);
```

CS;

```
interest[j] = FALSE;
```

NonCS;

Nhận xét giải pháp phần mềm 3: Peterson

- Là giải pháp phần mềm đáp ứng được cả 3 điều kiện
  - Mutual Exclusion :
    - Pi chỉ có thể vào CS khi: *interest[j] == F* hay *turn == i*
    - Nếu cả 2 muốn về thì do *turn* chỉ có thể nhận giá trị 0 hay 1 nên chỉ có 1 tiến trình vào CS
  - Progress
    - Sử dụng 2 biến *interest[i]* riêng biệt => trạng thái đối phương không khoá mình được
  - Bounded Wait : *interest[i]* và *turn* đều có thay đổi giá trị
- Không thể mở rộng cho N tiến trình

Nhận xét chung về các giải pháp phần mềm trong nhóm Busy-Waiting

- Không cần sự hỗ trợ của hệ thống
- Dễ...sai, Khó mở rộng
- Giải pháp 1 nếu có thể được hỗ trợ atomicity thì sẽ tốt...
  - Nhờ đến phần cứng ?

Nhóm Busy-Waiting - Các giải pháp phần cứng

- Các giải pháp Busy Waiting
  - Các giải pháp phần mềm
    - Giải pháp biến cờ hiệu
    - Giải pháp kiểm tra luân phiên
    - Giải pháp Peterson
  - Các giải pháp phần cứng
    - Cấm ngắt
    - Test&Set lock Instruction

Giải pháp phần cứng: Cấm ngắt

NonCS;

Disable Interrupt;

CS;

Enable Interrupt;

NonCS;

- Disable Interrupt: Cấm mọi ngắt, kể cả ngắt đồng hồ
- Enable Interrupt: Cho phép ngắt

Giải pháp phần cứng 1: Cấm ngắt

- Thiếu thận trọng
  - Nếu tiến trình bị khoá trong CS ?
    - System Halt
  - Cho phép tiến trình sử dụng một lệnh đặc quyền
    - Quá ...liều !
- Máy có N CPUs ?
  - Không bảo đảm được Mutual Exclusion

Giải pháp phần cứng 2: chỉ thị TSL()

- CPU hỗ trợ primitive Test and Set Lock
  - Trả về giá trị hiện hành của 1 biến, và đặt lại giá trị True cho biến
  - Thực hiện một cách không thể phân chia


```
TSL (boolean &target)
{
        TSL = target;
        target = TRUE;
}
```

Áp dụng TSL

int lock = 0

Pi

NonCS;

while (TSL(lock)); // wait

CS;

lock = 0;

NonCS;

Nhận xét

- Các giải pháp phần cứng thuộc nhóm Busy - Waiting
  - Cần được sự hỗ trợ của cơ chế phần cứng
    - Không dễ, nhất là trên các máy có nhiều bộ xử lý
  - Dễ mở rộng cho N tiến trình
  - Sử dụng CPU không hiệu quả
    - Liên tục kiểm tra điều kiện khi chờ vào CS
  - Khắc phục
    - Khoá các tiến trình chưa đủ điều kiện vào CS, nhường CPU cho tiến trình khác
      - Phải nhờ đến Scheduler
      - Wait and See...

Các giải pháp đồng bộ hoá

- Nhóm giải pháp Busy Waiting
  - Phần mềm
    - Sử dụng các biến cờ hiệu
    - Sử dụng việc kiểm tra luân phiên
    - Giải pháp của Peterson
  - Phần cứng
    - Cấm ngắt
    - Chỉ thị TSL
- Nhóm giải pháp Sleep & Wakeup
  - Semaphore
  - Monitor
  - Message

Các giải pháp "Sleep & Wake up"

```
if (chưa có quyền) Sleep() ;
```

CS;

```
Wakeup( somebody);
```

- Từ bỏ CPU khi chưa được vào CS
- Khi CS trống, sẽ được đánh thức để vào CS
- Cần được Hệ điều hành hỗ trợ
  - Vì phải thay đổi trạng thái tiến trình

Ý tưởng

- Hệ Điều hành hỗ trợ 2 primitive :
  - Sleep() : Tiến trình gọi sẽ nhận trạng thái Blocked
  - WakeUp(P): Tiến trình P nhận trạng thái Ready
- Áp dụng
  - Sau khi kiểm tra điều kiện sẽ vào CS hay gọi Sleep() tùy vào kết quả kiểm tra
  - Tiến trình vừa sử dụng xong CS sẽ đánh thức các tiến trình bị Blocked trước đó

Áp dụng Sleep() and Wakeup()

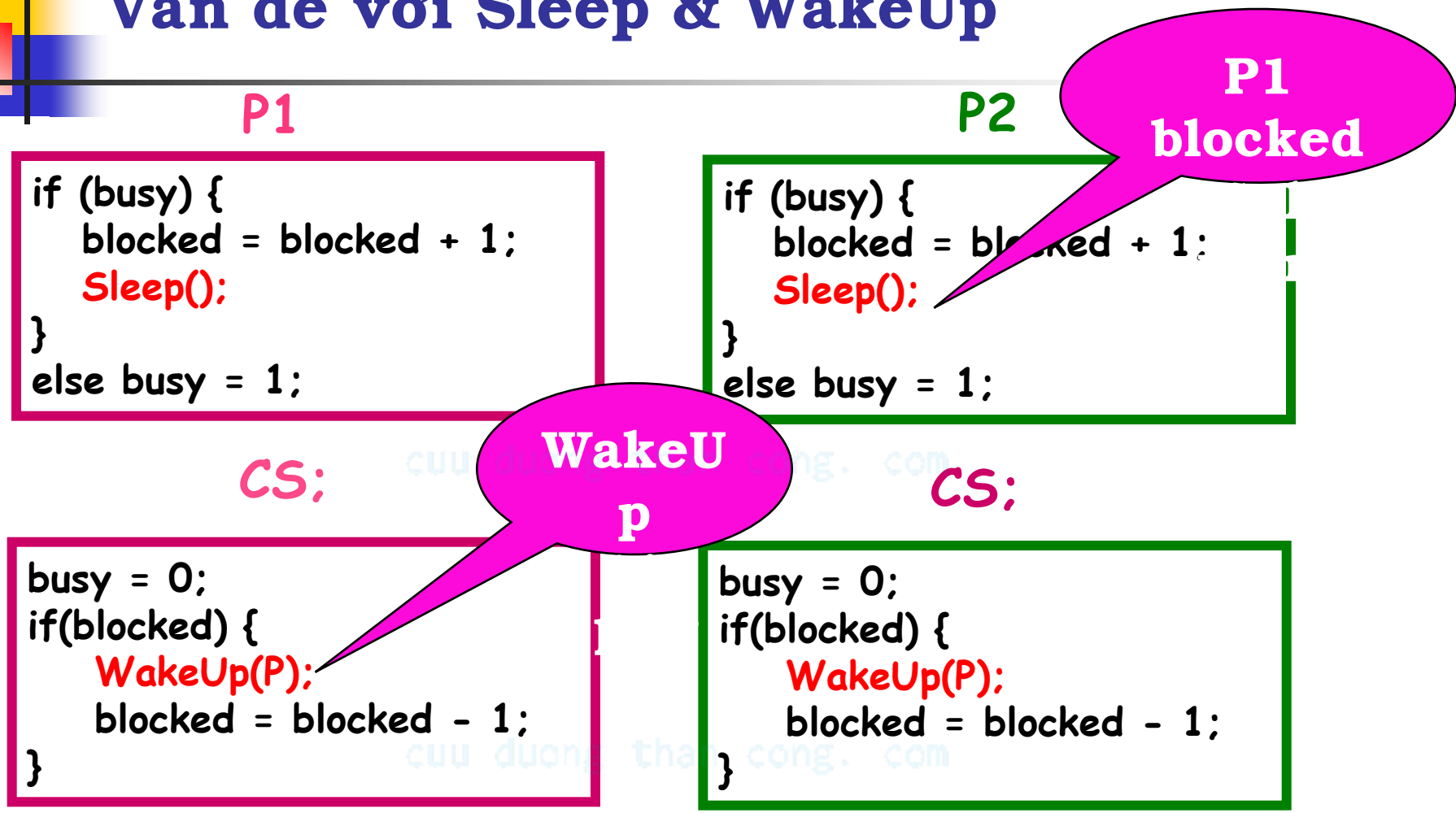
- int busy; // busy ==0 : CS trống
- int blocked; // đếm số tiến trình bị Blocked chờ vào CS

```
if (busy) {
                blocked = blocked + 1;
                Sleep();
          }
else busy = 1;
```


CS;

```
busy = 0;
          if(blocked) {          WakeUp(P);
                                 blocked = blocked - 1;
                        }
```

Vấn đề với Sleep & WakeUp



- **Nguyên nhân :**
  - **Việc kiểm tra điều kiện và động tác từ bỏ CPU có thể bị ngắt quãng**
  - **Bản thân các biến cờ hiệu không được bảo vệ**

Cài đặt các giải pháp Sleep & WakeUp ?

- **Hệ điều hành cần hỗ trợ các cơ chế cao hơn**
  - **Dựa trên Sleep&WakeUp**
  - **Kết hợp các yếu tố kiểm tra**
  - **Thi hành không thể phân chia**
- **Nhóm giải pháp Sleep & Wakeup**
  - **Semaphore**
  - **Monitor**
  - **Message**

Giải pháp Sleep & Wakeup 1: Semaphore

- Được đề nghị bởi Dijkstra năm 1965
- Các đặc tính : Semaphore s;
  - Có 1 giá trị
  - Chỉ được thao tác bởi 2 primitives :
    - Down(s)
    - Up(s)
  - Các primitive Down và Up được thực hiện không thể phân chia

```
Semaphore s; // s >=0
```

Cài đặt Semaphore (Sleep & Wakeup)

```
typedef struct
 {
    int value;
    struct process* L;
 } Semaphore  ;
```

Giá trị bên trong của semaphore

Danh sách các tiến trình đang bị block đợi semaphore nhận giá trị dương

- Semaphore được xem như là một resource
  - Các tiến trình "yêu cầu" semaphore : gọi Down(s)
    - Nếu không hoàn tất được Down(s) : chưa được cấp resource
      - Blocked, được đưa vào s.L
- Cần có sự hỗ trợ của HĐH
  - Sleep() & Wakeup()

Cài đặt Semaphore (Sleep & Wakeup)

```
Down (S)
{
   S.value --;
    if S.value < 0
    {
       Add(P,S.L);
       Sleep();
    }
}
```

```
Up(S)
{
   S.value ++;
   if S.value ≤ 0
    {
       Remove(P,S.L);
       Wakeup(P);
     }
}
```

Sử dụng Semaphore

- **Tổ chức "độc quyền truy xuất"**

Semaphore s = 1

P_i

Down (s)
CS;
Up(s)

- **Tổ chức "hò hẹn"**

Semaphore s = 0

P_1 :
Job1;
Up(s)

P_2:
Down (s);
Job2;

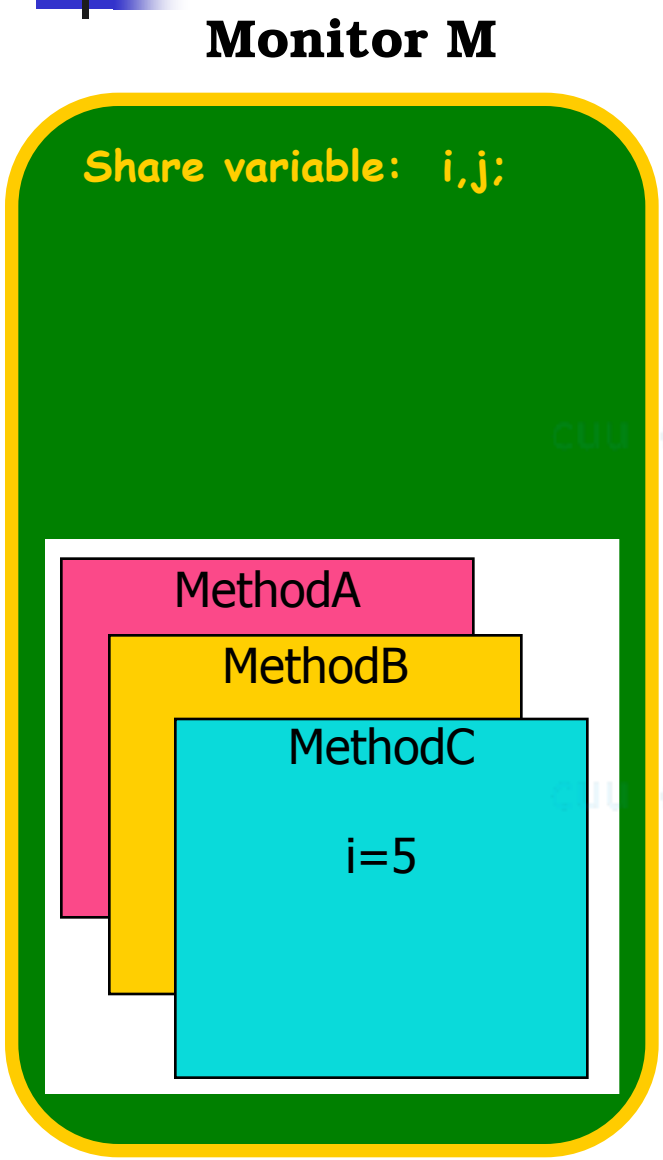
Nhận xét Semaphores

- Là một cơ chế tốt để thực hiện đồng bộ
  - Dễ dùng cho N tiến trình
- Nhưng ý nghĩa sử dụng không rõ ràng
  - MutualExclusion : Down & Up
  - Rendez-vous : Down & Up
  - Chỉ phân biệt qua mô hình
- Khó sử dụng đúng
  - Nhầm lẫn

Giải pháp Sleep & Wakeup 2: Monitor

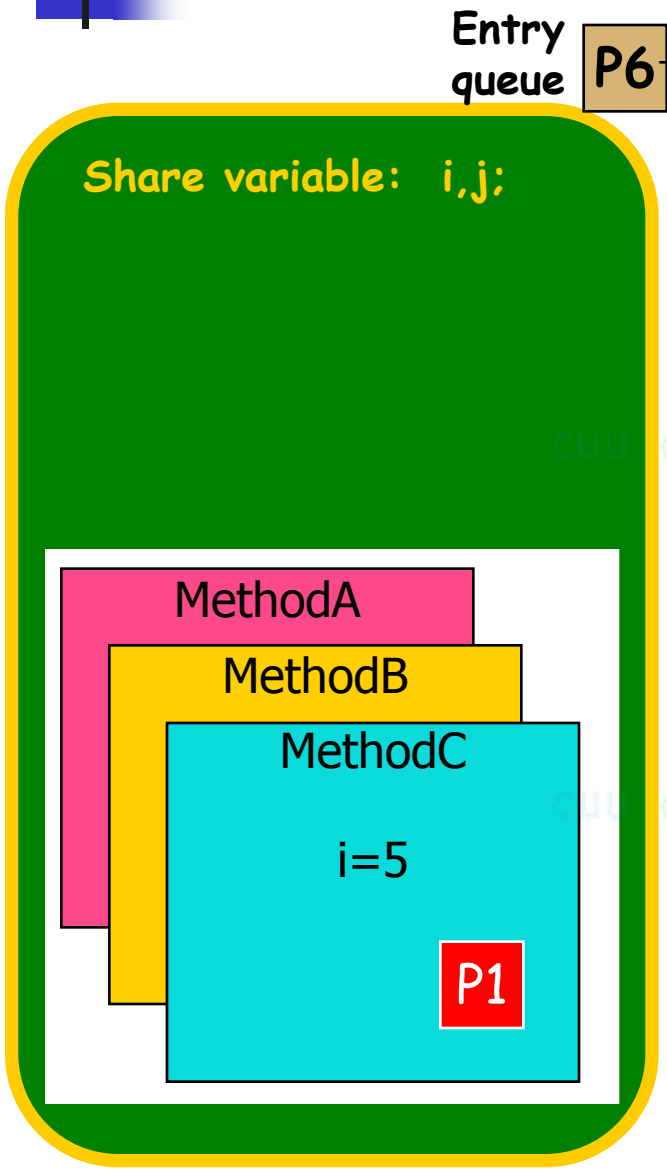
- Đề xuất bởi Hoare(1974) & Brinch (1975)
- Là cơ chế đồng bộ hoá do NNLT cung cấp
  - Hỗ trợ cùng các chức năng như Semaphore
  - Dễ sử dụng và kiểm soát hơn Semaphore
    - Bảo đảm Mutual Exclusion một cách tự động
    - Sử dụng biến điều kiện để thực hiện Synchronization

Monitor : Ngữ nghĩa và tính chất(1)



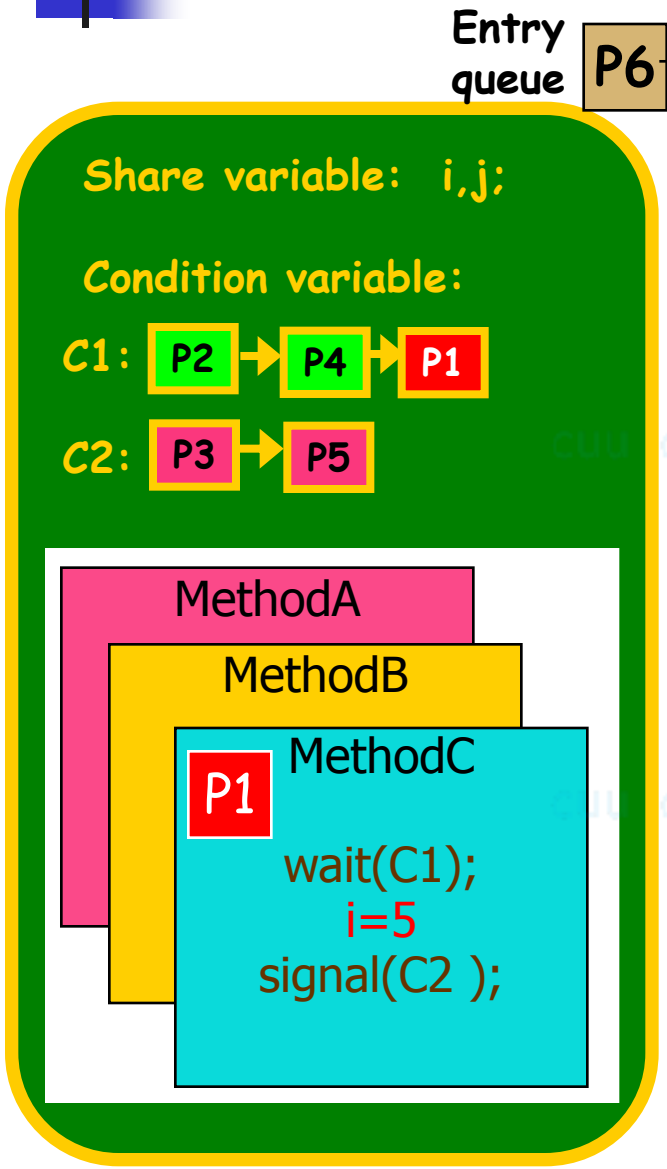
- Là một module chương trình định nghĩa
  - Các CTDL, đối tượng dùng chung
  - Các phương thức xử lý các đối tượng này
  - Bảo đảm tính encapsulation
- Các tiến trình muốn truy xuất dữ liệu bên trong monitor phải dùng các phương thức của monitor :
  - P1 : M.C() // i=5
  - P2: M.B() // printf(j)

Monitor : Ngữ nghĩa và tính chất(2)



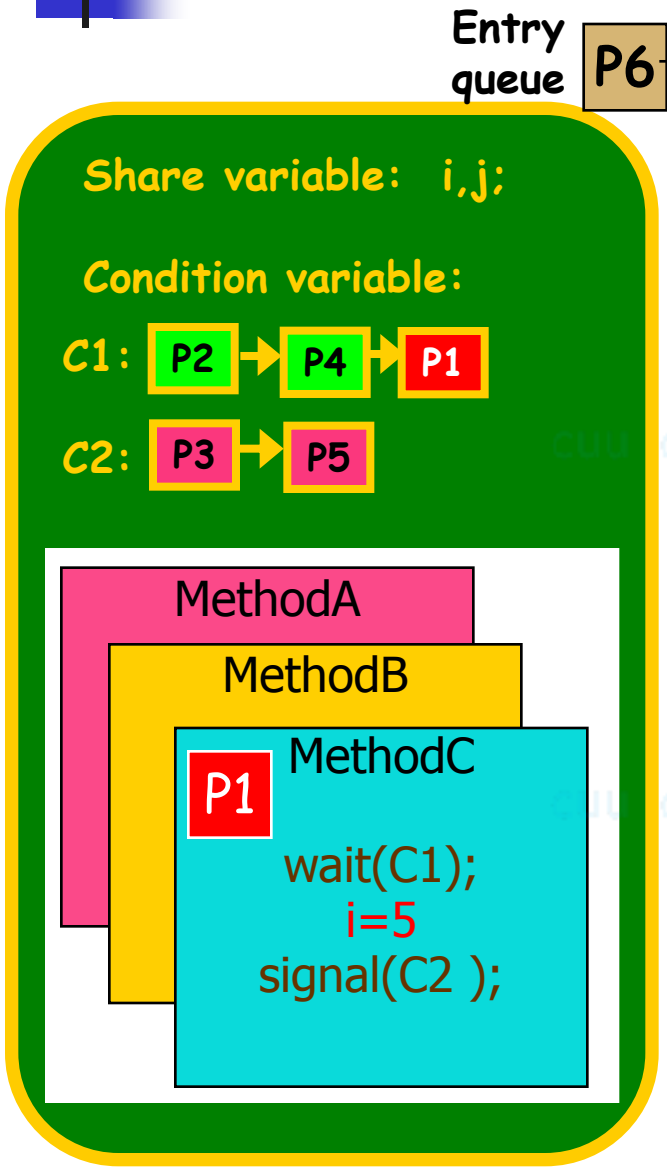
- Tự động bảo đảm Mutual Exclusion
  - Tại 1 thời điểm chỉ có 1 tiến trình được thực hiện các phương thức của Monitor
  - Các tiến trình không thể vào Monitor sẽ được đưa vào Entry queue của Monitor
- Ví dụ
  - P1 : M.A();
  - P6 : M.B();
  - P7 : M.A();
  - P8 : M.C();

Monitor : Ngữ nghĩa và tính chất(3)



- Hỗ trợ Synchronization với các condition variables
  - Wait(c) : Tiến trình gọi hàm sẽ bị blocked
  - Signal(c): Giải phóng 1 tiến trình đang bị blocked trên biến điều kiện c
  - C.queue : danh sách các tiến trình blocked trên c

Monitor : Ngữ nghĩa và tính chất(3)



- Trạng thái tiến trình sau khi gọi Signal?
  - Blocked. Nhường quyền vào monitor cho tiến trình được đánh thức
  - Tiếp tục xử lý hết chu kỳ, rồi blocked

Sử dụng Monitor

- **Tổ chức "độc quyền truy xuất"**

```
Monitor       M
<resource type> RC;
Function   AccessMutual
                    CS; // access RC
```

```
Pi
  M.AccessMutual(); //CS
```

- **Tổ chức "hò hẹn"**

```
Monitor    M
Condition  c;
Function   F1
           Job1;
           Signal(c);
Function F2
           Wait(c);
           Job2;
```

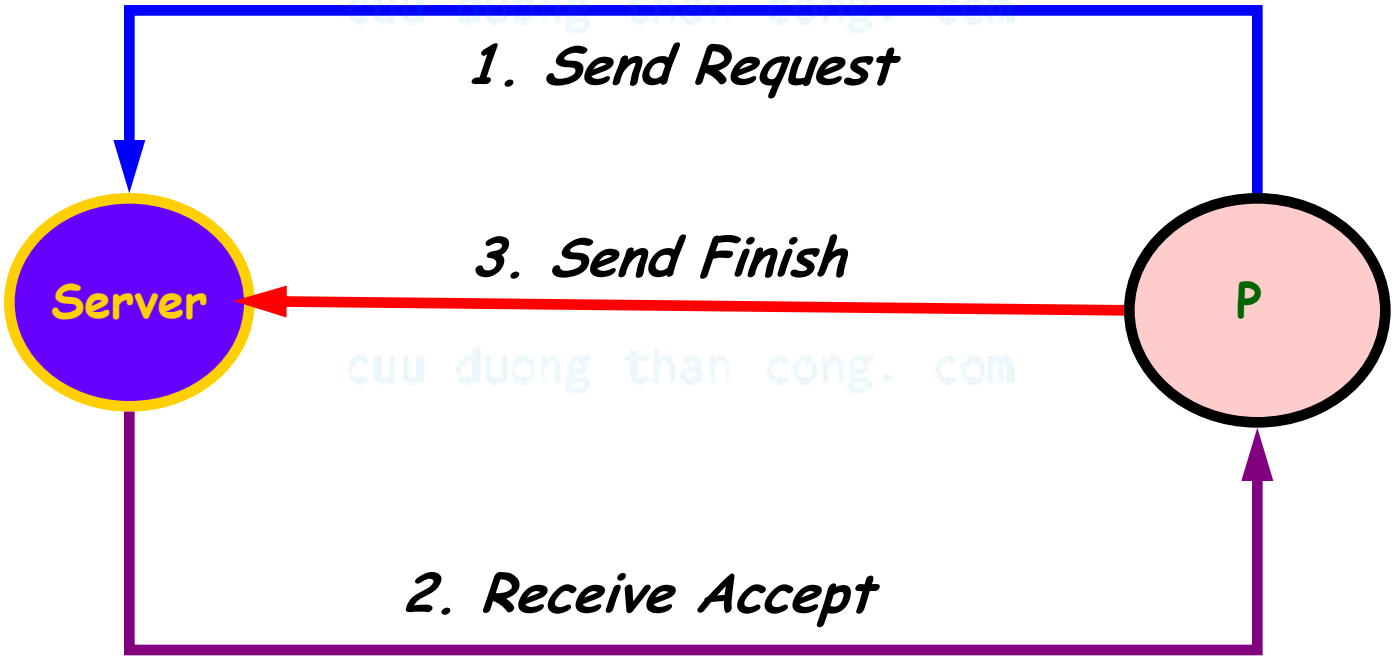
```
P1 :
M.F1();
```

→

```
P2:
M.F2();
```

Giải pháp Sleep & Wakeup 3: Message

- Được hỗ trợ bởi HĐH
- Đồng bộ hóa trên môi trường phân tán
- 2 primitive Send & Receive
  - Cài đặt theo mode blocking

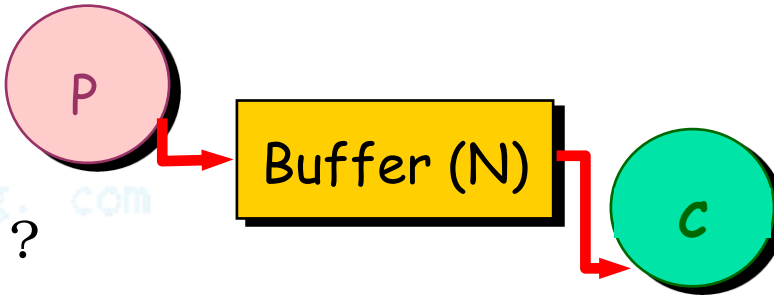


Nội dung bài giảng

- Xử lý đồng hành và các vấn đề:
  - Vấn đề tranh đoạt điều khiển (Race Condition)
  - Vấn đề phối hợp xử lý
- Bài toán đồng bộ hóa
  - Yêu cầu độc quyền truy xuất (Mutual Exclusion)
  - Yêu cầu phối hợp xử lý (Synchronization)
- Các giải pháp đồng bộ hoá
  - Busy waiting
  - Sleep & Wakeup
- Các bài toán đồng bộ hoá kinh điển
  - Producer – Consumer
  - Readers – Writers
  - Dinning Philosophers

Producer - Consumer (Bounded-Buffer Problem)

- Mô tả : 2 tiến trình P và C hoạt động đồng hành
  - P sản xuất hàng và đặt vào Buffer
  - C lấy hàng từ Buffer đi tiêu thụ
  - Buffer có kích thước giới hạn
- Tình huống
  - P và C đồng thời truy cập Buffer ?
  - P thêm hàng vào Buffer đầy ?
  - C lấy hàng từ Buffer trống ?



- P không được ghi dữ liệu vào buffer đã đầy (Rendez-vous)
- C không được đọc dữ liệu từ buffer đang trống (Rendez-vous)
- P và C không được thao tác trên buffer cùng lúc (Mutual Exclusion)

Producer – Consummer: Giải pháp Semaphore

- Các biến dùng chung giữa P và C
  - BufferSize = N; // số chỗ trong bộ đệm
  - semaphore mutex = 1 ; // kiểm soát truy xuất độc quyền
  - semaphore empty = BufferSize; // số chỗ trống
  - semaphore full = 0; // số chỗ đầy
  - int Buffer[BufferSize]; // bộ đệm dùng chung

Producer – Consummer: Giải pháp Semaphore

```
Producer()
{
  int item;
  while (TRUE)
  {
    produce_item(&item);
    down(&empty);
    down(&mutex)
    enter_item(item,Buffer);
    up(&mutex);
    up(&full);
  }
}
```

```
Consumer()
{
  int item;
  while (TRUE)
  {
    down(&full);
    down(&mutex);
    remove_item(&item,Buffer);
    up(&mutex);
    up(&empty);
    consume_item(item);
  }
}
```

P&C - Giải pháp Semaphore: Thinking...

```
Producer()
{
  int item;
  while (TRUE)
  {
    produce_item(&item);
    down(&mutex)
    down(&empty);
    enter_item(item,Buffer);
    up(&mutex);
    up(&full);
  }
}
```

```
Consumer()
{
  int item;
  while (TRUE)
  {
    down(&mutex);
    down(&full);
    remove_item(&item,Buffer);
    up(&mutex);
    up(&empty);
    consume_item(item);
  }
}
```

Producer – Consummer : Giải pháp Monitor

```
monitor ProducerConsumer
 condition full, empty;
 int Buffer[N], count;
 procedure enter();
 {
   if (count == N)
         wait(full);
  enter_item(item,Buffer);
   count ++;
   if (count == 1)
        signal(empty);
}
```

```
procedure remove();
 {
   if (count == 0)
       wait(empty)
  remove_item(&item,Buffer);
   count --;
   if (count == N-1)
          signal(full);
 }
 count = 0;
 end monitor;
```

Producer – Consummer : Giải pháp Monitor

```
Producer()
{
 int item;
while (TRUE)
 {
    produce_item(&item);
    ProducerConsumer.enter;
 }
}
```

```
Consumer();
{
 int item;
  while (TRUE)
  {
   ProducerConsumer.remove;
     consume_item(item);
  }
}
```

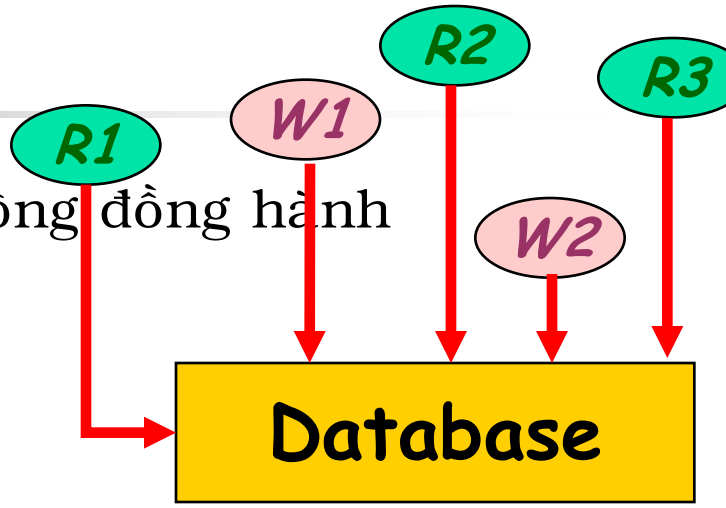
Producer – Consummer: Giải pháp Message

```
Producer()
 {
  int item;
  message m;

  while (TRUE)
  {
    produce_item(&item);
    receive(consumer, Request);
    create_message(&m, item);
    send(consumer,&m);
  }
}
```


```
Consumer();
 {
   int item;
   message m;
   for(0 to N)
       send(producer, Request);
   while (TRUE)
   {
     receive(producer, &m);
     remove_item(&m,&item);
     send(producer, Request);
     consumer_item(item);
    }
 }
```

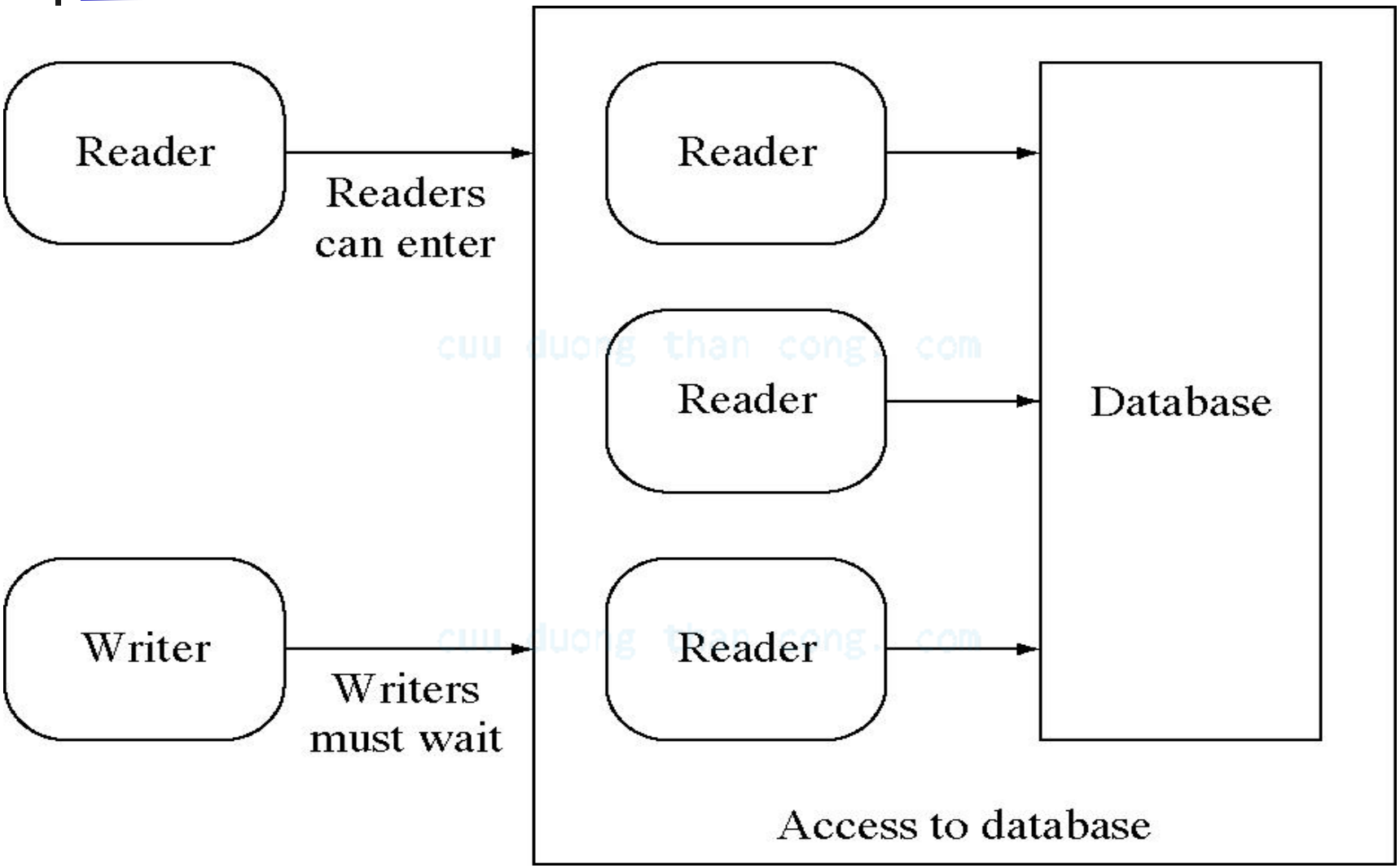
Readers & Writers



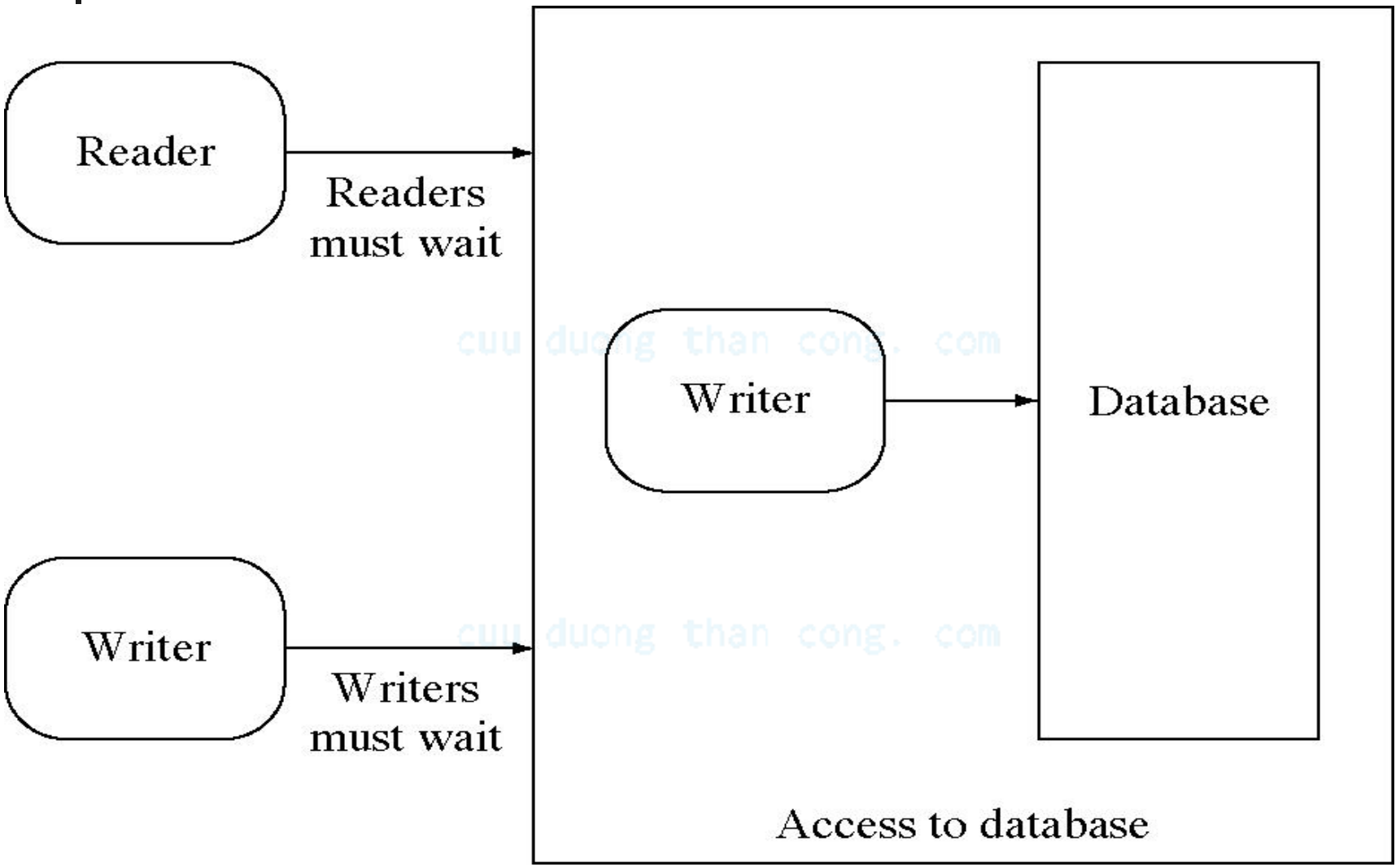
- Mô tả : N tiến trình Ws và Rs hoạt động đồng hành
  - Rs và Ws chia sẻ CSDL
  - W cập nhật nội dung CSDL
  - Rs truy cập nội dung CSDL
- Tình huống
  - Các Rs cùng truy cập CSDL ?
  - W đang cập nhật CSDL thì các Rs truy cập CSDL ?
  - Các Rs đang truy cập CSDL thì W muốn cập nhật CSDL ?

- W không được cập nhật dữ liệu khi có ít nhất một R đang truy xuất CSDL (ME)
- Rs không được truy cập CSDL khi một W đang cập nhật nội dung CSDL (ME)
- Tại một thời điểm , chỉ cho phép một W được sửa đổi nội dung CSDL (ME)

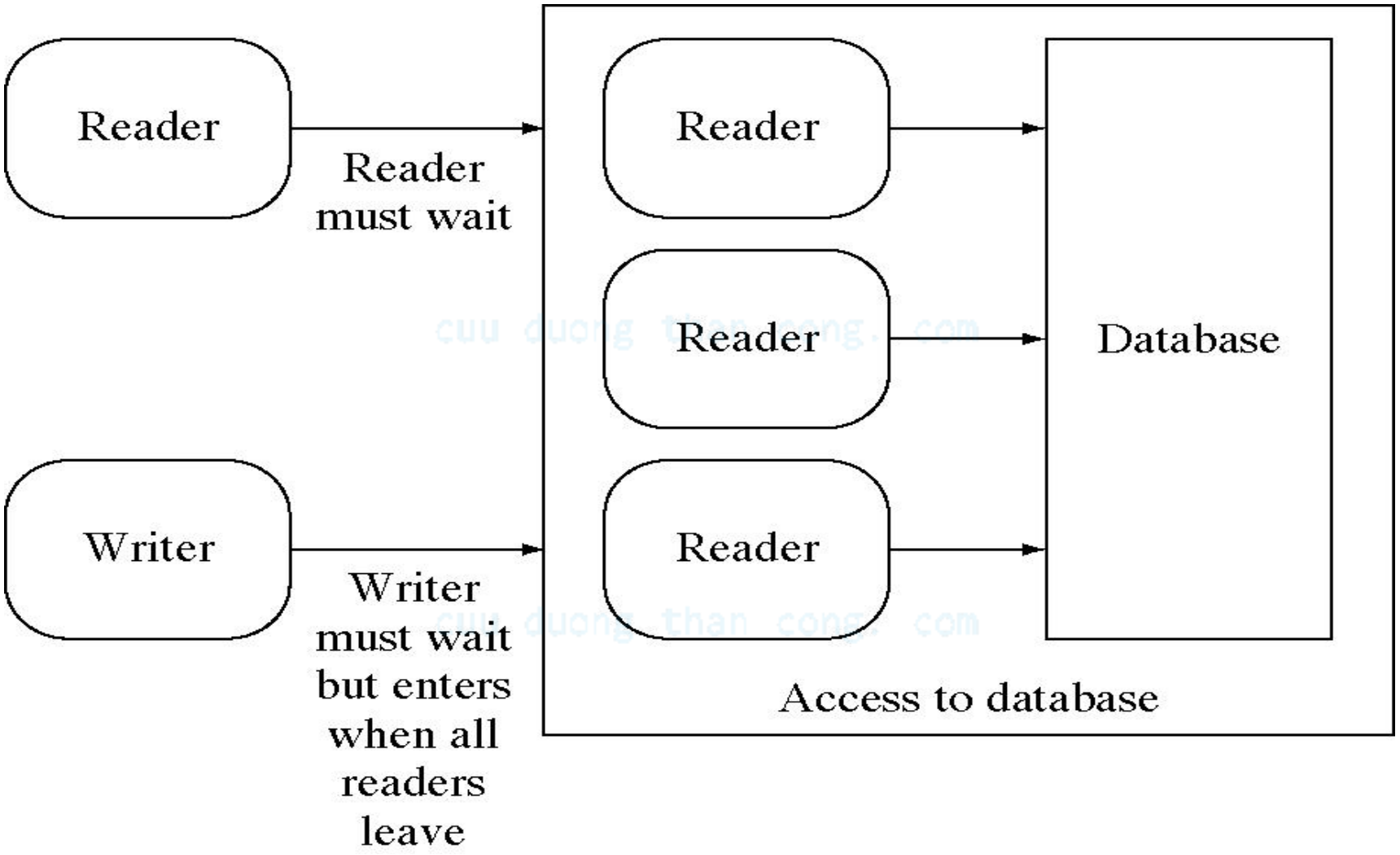
Readers-Writers với "active readers"



Readers-writers với một "active writer"



Ưu tiên ai hơn đây ?



Readers & Writers

- W độc quyền truy xuất CSDL
- W hiện tại kết thúc cập nhật CSDL : ai vào ?
  - Cho W khác vào, các Rs phải đợi
    - Ưu tiên Writer, Reader có thể starvation
  - Cho các Rs vào, Ws khác phải đợi
    - Ưu tiên Reader, Writer có thể starvation

Readers & Writers : Giải pháp Semaphore

- Các biến dùng chung giữa Rs và Ws
  - semaphore db = 1; // Kiểm tra truy xuất CSDL

R&W : Giải pháp Semaphore (1)

```
Reader()
 {
    down(&db);
    read-db(Database);
    up(&db);
 }
```

```
Writer()
 {
    down(&db);
    write-db(Database);
    up(&db);
 }
```

- **Chuyện gì xảy ra ?**
  - **Chỉ có 1 Reader được đọc CSDL tại 1 thời điểm !**

R&W : Giải pháp Semaphore (2)

```
Reader()
 {
    rc = rc +1;
    if (rc ==1)
       down(&db);
    read-db(Database);
    rc = rc - 1;
    if (rc == 0)
       up(&db);
 }
```

```
Writer()
 {
    down(&db);
    write-db(Database);
    up(&db);
 }
```

- **Đúng chưa ?**
  - **rc là biến dùng chung giữa các Reader…**
    - **CS đó ☹**

Readers & Writers : Giải pháp Semaphore

- Các biến dùng chung giữa Rs và Ws
  - semaphore db = 1; // Kiểm tra truy xuất CSDL
- Các biến dùng chung giữa Rs
  - int rc; // Số lượng tiến trình Reader
  - semaphore mutex = 1; // Kiểm tra truy xuất rc

R&W : Giải pháp Semaphore (3)

```
Reader()
 {
    down(&mutex);
    rc = rc +1;
    if (rc ==1)
       down(&db);
    up(mutex);
    read-db(Database);
    down(mutex);
    rc = rc - 1;
    if (rc == 0)
       up(&db);
    up(mutex);
 }
```

```
Writer()
 {
    down(&db);
    write-db(Database);
    up(&db);
 }
```

Ai được ưu tiên ?

R&W : Giải pháp Semaphore (Thinking…)

```
Reader()
 {
    down(&mutex);
    rc = rc +1;
    up(mutex);
    if (rc ==1)
       down(&db);
    read-db(Database);
    down(mutex);
    rc = rc – 1;
    up(mutex);
    if (rc == 0)
       up(&db);
}
```

```
Writer()
 {
    down(&db);
    write-db(Database);
    up(&db);
}
```

??? hê, hê, hê ☺

R&W: Giải pháp Monitor

```
monitor ReaderWriter
?    Database;
 procedure R1();
 {
 }
procedure R...();
 {
 }
```

```
procedure W1();
 {
 }
procedure W...();
 {
 }
```

```
monitor ReaderWriter

condition  OKWrite, OKRead;
int        rc = 0;
Boolean    busy = false;

procedure BeginRead()
 {
   if (busy)
        wait(OKRead);
   rc++;
   signal(OKRead);
 }
procedure FinishRead()
 {
    rc--;
    if (rc == 0)
       signal(OKWrite);
 }
```

```
procedure BeginWrite()
 {
    if (busy || rc != 0)
       wait(OKWrite);
    busy = true;
 }

procedure FinishWrite()
 {
   busy = false;
   if (OKRead.Queue)
      signal(OKRead);
   else
      signal(OKWrite);
 }
end monitor;
```

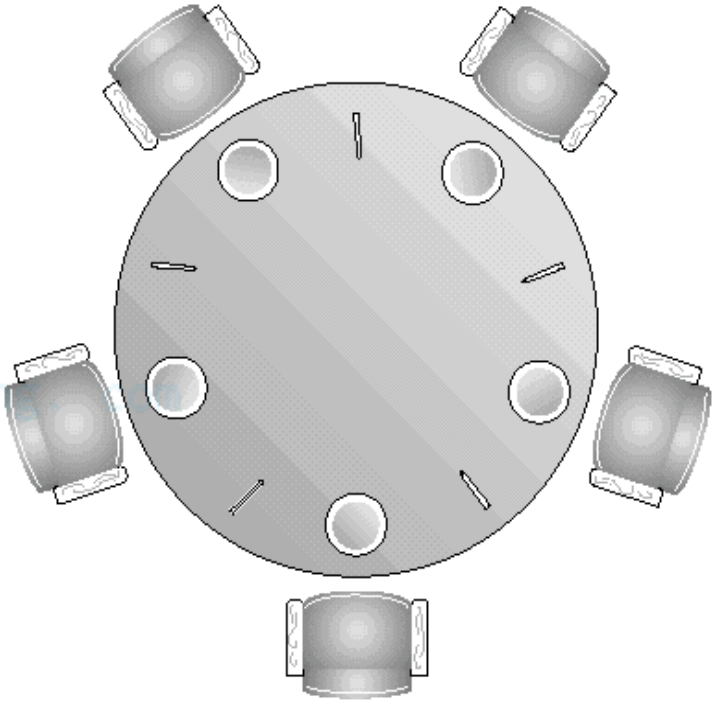
Reader&Writer : Giải pháp Monitor

```
Reader()
{
    RW.BeginRead();
    Read-db(Database);
    RW.FinishRead();
}
```

```
Writer();
{
    RW.BeginWrite();
    Write-db(Database);
    RW.FinishWrite();
}
```

Dining Philosophers

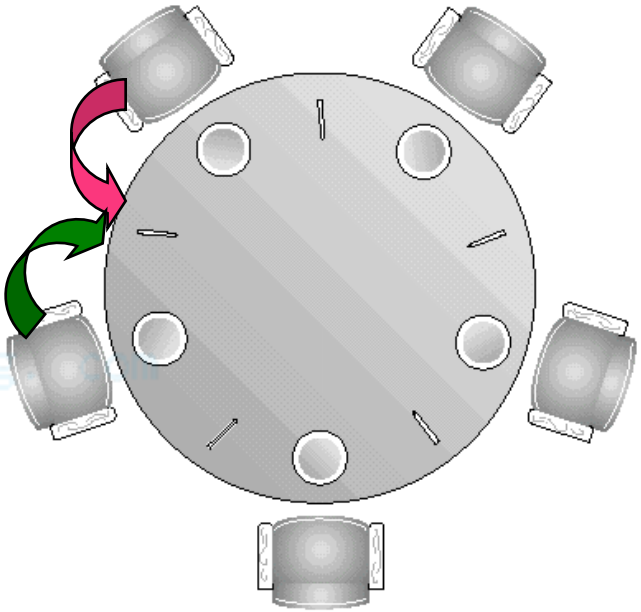
- Năm triết gia ngồi chung quanh bàn ăn món spaghetti (yum..yum)
  - Trên bàn có 5 cái nĩa được đặt giữa 5 cái đĩa (xem hình)
  - Để ăn món spaghetti mỗi người cần có 2 cái nĩa
- Triết gia thứ i:
  - Thinking...
  - Eating...

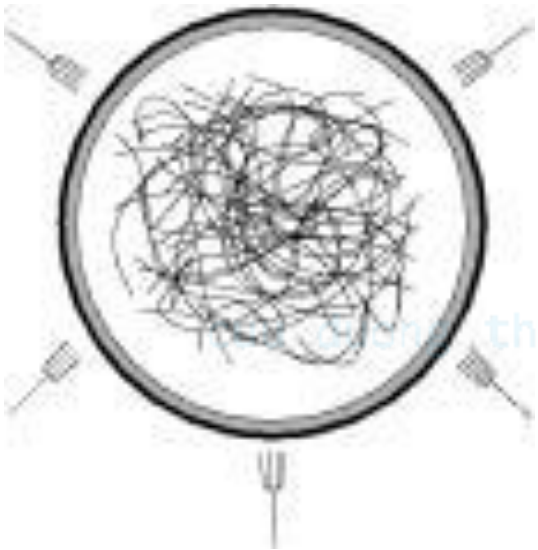


Chuyện gì có thể xảy ra ?

Dining Philosophers: Tình huống nguy hiểm

- 2 triết gia "giành giật" cùng 1 cái nĩa
  - Tranh chấp
- Cần đồng bộ hoá hoạt động của các triết gia

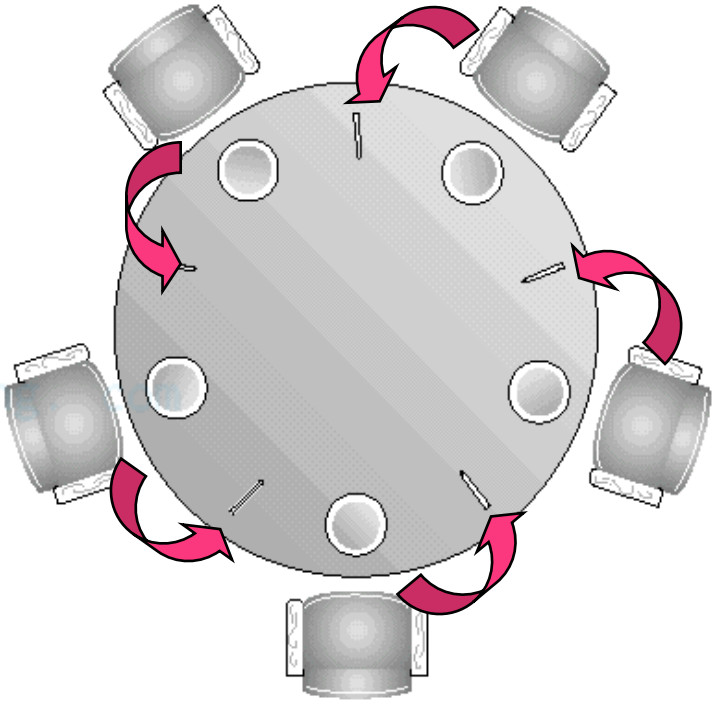




Dining Philosophers : Giải pháp đồng bộ

```
semaphore fork[5] = 1;

Philosopher (i)
{
  while(true)
    {
          down(fork[i]);
          down(fork[i+1 mod 5])
          eat;
          up(fork[i]);
          up(fork[i+1 mod 5]);
          think;
    }
```



Deadlock

Dining Philosophers : Thách thức

- Cần đồng bộ sao cho:
  - Không có deadlock
  - Không có starvation