Chương 6
Đồng Bộ và Giải Quyết Tranh Chấp (Process Synchronization)

Nội dung

1. Khái niệm cơ bản
2. Critical section
3. Các giải pháp phần mềm
   – Giải thuật Peterson, và giải thuật bakery
4. Đồng bộ bằng hardware
5. Semaphore
6. Các bài toán đồng bộ
7. Critical region
8. Monitor

1. Khái niệm cơ bản

Khảo sát các process/thread thực thi đồng thời và chia sẻ dữ liệu (qua shared memory, file).

- Nếu không có sự kiểm soát khi truy cập các dữ liệu chia sẻ thì có thể đưa đến ra trường hợp *không nhất quán dữ liệu* (data inconsistency).
- Để duy trì sự nhất quán dữ liệu, hệ thống cần có cơ chế bảo đảm sự thực thi có trật tự của các process đồng thời.
- Ví dụ: bounded buffer (ch. 4), thêm biến đếm count

```
#define BUFFER_SIZE 10    /* 10 buffers */
typedef struct {
        . . .
} item;
item buffer[BUFFER_SIZE];
int in = 0, out = 0, count = 0;
```

Bounded buffer (tt)

- Quá trình Producer

```
item nextProduced;
while(1) {
    while (count == BUFFER_SIZE); /* do nothing */
    buffer[in] = nextProduced;
    count++;
    in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;
}
```

- Quá trình Consumer

```
item nextConsumed;
while(1) {
    while (count == 0); /* do nothing */
    nextConsumed = buffer[out] ;
    count--;
    out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;
}
```

biến count được chia sẻ giữa producer và consumer

Bounded buffer (tt)

- Các lệnh tăng, giảm biến count tương đương trong ngôn ngữ máy là:

  (Producer) count++:

  $register_1 = count$

  $register_1 = register_1 + 1$

  $count = register_1$

  (Consumer) count--:

  $register_2 = count$

  $register_2 = register_2 - 1$

  $count = register_2$

- Trong đó, các $register_i$ là các thanh ghi của CPU.

Bounded buffer (tt)

Mã máy của các lệnh tăng và giảm biến count có thể bị thực thi xen kẽ

- Giả sử count đang bằng 5. Chuỗi thực thi sau có thể xảy ra:

0: producer $register_1$:= count {$register_1 = 5$}
1: producer $register_1$:= $register_1$ + 1 {$register_1 = 6$}
2: consumer $register_2$:= count {$register_2 = 5$}
3: consumer $register_2$:= $register_2$ - 1 {$register_2 = 4$}
4: producer count := $register_1$ {count = 6}
5: consumer count := $register_2$ {count = 4}

- Cả hai process thao tác đồng thời lên biến chung *count*. Trị của biến chung này không nhất quán dưới các thao tác của hai process.
- Giải pháp: các lệnh count++, count-- phải là *đơn nguyên* (atomic), nghĩa là thực hiện như một lệnh đơn, không bị ngắt nửa chừng.

Bounded buffer (tt)

- *Race condition (điều kiện cạnh tranh)*: nhiều process truy xuất và thao tác đồng thời lên dữ liệu chia sẻ (như biến count)
  - Kết quả cuối cùng của việc truy xuất đồng thời này phụ thuộc thứ tự thực thi của các lệnh thao tác dữ liệu.

- Để dữ liệu chia sẻ được nhất quán, cần bảo đảm sao cho tại mỗi thời điểm chỉ có một process được thao tác lên dữ liệu chia sẻ. Do đó, cần có cơ chế đồng bộ hoạt động của các process này.

1.1. Khái niệm Critical Section

- Giả sử có *n* process cùng truy xuất đồng thời dữ liệu chia sẻ
- Không phải tất cả các đoạn code đều cần được giải quyết vấn đề race condition mà chỉ những đoạn code có chứa các thao tác lên dữ liệu chia sẻ. Đoạn code này được gọi là *vùng tranh chấp* (critical section, *CS*).
- Vấn đề: phải bảo đảm sự *loại trừ tương hỗ* (mutual exclusion, mutex), tức là khi một process đang thực thi trong vùng tranh chấp, không có process nào khác đồng thời thực thi các lệnh trong vùng tranh chấp.

1.2. Cấu trúc tổng quát

- Giả sử mỗi process thực thi bình thường (i.e., nonzero speed) và không có sự tương quan giữa tốc độ thực thi của các process
- Cấu trúc tổng quát của một process:

```
do {
        entry section
        critical section
        exit section
        remainder section
} while(1);
```

Một số giả định

- Có thể có nhiều CPU nhưng không cho phép có nhiều tác vụ truy cập một vị trí trong bộ nhớ cùng lúc (simultaneous)
- Không ràng buộc về thứ tự thực thi của các process
- Các process có thể chia sẻ một số biến chung nhằm mục đích đồng bộ hoạt động của chúng
- Giải pháp của chúng ta cần phải đặc tả được các phần entry section và exit section

1.3. Lời giải của bài toán tranh chấp

Lời giải phải thỏa ba tính chất

(1) *Mutual exclusion*: Khi một process P đang thực thi trong vùng tranh chấp (CS) của P thì không có process Q nào khác được thực thi trong CS của P.

(2) *Progress:* nếu không có process nào đang thực thi trong vùng tranh chấp và đang có một số process chờ đợi vào vùng tranh chấp thì:

- Chỉ những process không đang thực thi trong remainder section mới được là ứng cử viên cho việc được chọn vào vùng tranh chấp.
- Quá trình chọn lựa này không được trì hoãn vô hạn (postponed indefinitely).

(3) *Bounded waiting (chờ đợi có thời hạn):* Mỗi process chỉ phải chờ để được vào vùng tranh chấp trong một khoảng thời gian có hạn định nào đó. Không xảy ra tình trạng *đói tài nguyên* (starvation).

1.4. Phân loại giải pháp

- Giải pháp phần mềm (software solutions)
  - user/programmer tự thực hiện (thông thường sẽ có sự hỗ trợ của các thư viện lập trình)
  - OS cung cấp một số công cụ (các hàm và cấu trúc dữ liệu) hỗ trợ cho programmer qua system calls.
- Giải pháp phần cứng (hardware solutions)
  - Dựa trên một số lệnh máy đặc biệt

    Disable interrupt

    Test And Set

2. Giải pháp phần mềm

- Giải thuật cho 2 process đồng thời: P0 và P1
  - Giải thuật 1 và 2
  - Giải thuật 3 (Peterson's algorithm)

- Giải thuật cho *n* process
  - Bakery algorithm

2.1. 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);     //wait
            critical section
        turn = j;
            remainder section
} while (1);
```

- Thoả mãn mutual exclusion (1)

- Nhưng không thoả mãn yêu cầu về progress (2) và bounded waiting (3) vì tính chất đan xen nghiêm ngặt (strict alternation) của giải thuật

Giải thuật 1 (tt)

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

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

Nếu turn == 0 và P1 sẵn sàng đi vào vùng tranh chấp của nó thì P1 không thể đi vào vùng tranh chấp thậm chí khi P0 đang ở trong phần còn lại của nó.

Ví dụ: P0 có RS (remainder section) rất lớn còn P1 có RS nhỏ. Nếu turn = 0, P0 được vào CS và sau đó thực thi turn = 1 và vào vùng RS.Lúc đó P1 vào CS và sau đó thực thi turn = 0, kế đó P1 vào và xong RS, và đợi vào CS một lần nữa, nhưng vì turn = 0 nên P1 phải chờ P0.

2.2. 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;      /* Pi "sẵn sàng" vào CS */
            while ( flag[j] );   /* Pi "nhường" Pj       */
               critical section
            flag[i] = false;
               remainder section
} while (1);
```

- Bảo đảm được mutual exclusion. Chứng minh?
- Không thỏa mãn progress. Vì sao?
  - Trường hợp sau có thể xảy ra:

    P_0 gán flag[0] = true

    P_1 gán flag[1] = true

    P_0 và P_1 loop mãi mãi trong vòng lặp while

2.3. Giải thuật 3 (Peterson)

- Biến chia sẻ: kết hợp cả giải thuật 1 và 2
- Process P_i , với i = 0 hay 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 (chứng minh?)

  $\Rightarrow$ giải quyết bài toán critical section cho 2 process.

Giải thuật Peterson-2 process

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 bảo đảm bởi vì

  P_0 và P_1 đều ở trong CS nếu và chỉ nếu flag[0] = flag[1] = true và turn = i cho mỗi P_i (điều này 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 flag[j] = true và turn = j .
  - Nếu P_j không muốn vào CS thì flag[j] = false và do đó P_i có thể vào CS.

Giải thuật 3: Tính đúng đắn (tt)

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

2.4. 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 if $a = c$ và $b < d$

  $\max(a_0,...,a_k)$ là con số b sao cho $b \geq a_i$ với mọi $i = 0,..., k$

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);
```

3. 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 (hardware)
  - Cấm ngắt (disable interrupts)
  - Dùng các lệnh đặc biệt

3.1. Cấm ngắt

- Trong hệ thống uniprocessor: mutual exclusion được bảo đảm.
  - Nhưng nếu system clock được cập nhật do interrupt thì ...
- Trên 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 Pi:
do {
        disable_interrupts();
            critical section
        enable_interrupts();
            remainder section
} while (1);
```

3.2. Dùng các lệnh đặc biệt

- Ý tưởng cơ sở
  - Việc truy xuất vào một địa chỉ của bộ nhớ vốn đã có tính loại trừ tương hỗ (chỉ có một thao tác truy xuất tại một thời điểm)
- Mở rộng
  - thiết kế một lệnh máy có thể thực hiện hai thao tác chập (atomic, indivisible) trên cùng một ô nhớ (vd: read và write)
  - Việc thực thi các lệnh máy như trên luôn bảo đảm mutual exclusive (ngay cả với hệ thống multiprocessor)
- Các lệnh máy đặc biệt có thể đảm bảo mutual exclusion tuy nhiên cũng cần kết hợp với một số cơ chế khác để thoả mãn hai yêu cầu còn lại là progress và bounded waiting cũng như tránh tình trạng starvation và deadlock.

Lệnh *Test And Set*

- 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 (tt)

- 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 Swap(a, b) có tác dụng hoán chuyển nội dung của a và b.

  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 waiting [n];

- 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 (1)

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

  bool waiting[n];

  bool lock;

- Mutual exclusion: Pi 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 (2)

```
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)
```

4. Semaphore

Là công cụ đồng bộ cung cấp bởi OS mà không đòi hỏi busy waiting

- *Semaphore* S là một biến số nguyên, ngoài thao tác khởi động biến thì chỉ có thể được truy xuất qua hai tác vụ có tính đơn nguyên (atomic) và loại trừ (mutual exclusive)

  wait(S) hay còn gọi là P(S): giảm giá trị semaphore. Kế đó nếu giá trị này âm thì process thực hiện lệnh wait() bị blocked.

  signal(S) hay còn gọi là V(S): tăng giá trị semaphore. Kế đó nếu giá trị này không dương, một process đang blocked bởi một lệnh wait() sẽ được hồi phục để thực thi.

- Tránh busy waiting: khi phải đợi thì process sẽ được đặt vào một blocked queue, trong đó chứa các process đang chờ đợi cùng một sự kiện.

4.1. Hiện thực semaphore

- Định nghĩa semaphore là một record

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

- Giả sử hệ điều hành cung cấp hai tác vụ (system call):

  block(): tạm treo process nào thực thi lệnh này

  wakeup(P): hồi phục quá trình thực thi của process P đang blocked

4.1. Hiện thực semaphore (tt)

- Các tác vụ semaphore được hiện thực như sau

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

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

4.1. Hiện thực semaphore (tt)

- Khi một process phải chờ trên semaphore S, nó sẽ bị blocked và được đặt trong hàng đợi semaphore
  - Hàng đợi này là danh sách liên kết các PCB
- Tác vụ signal() thường sử dụng cơ chế FIFO khi chọn một process từ hàng đợi và đưa vào hàng đợi ready
- block() và wakeup() thay đổi trạng thái của process

  block: chuyển từ running sang waiting

  wakeup: chuyển từ waiting sang ready

4.2. Hiện thực mutex với semaphore

- Dùng cho *n* process
- Khởi tạo S.value = 1

  Chỉ duy nhất một process được vào CS (mutual exclusion)
- Để cho phép *k* process vào CS, khởi tạo S.value = k

- Shared data:

  semaphore mutex;

  /* initially mutex.value = 1 */
- Process *Pi:*

```
do {
        wait(mutex);
            critical section
        signal(mutex);
            remainder section
} while (1);
```

4.3. Đồng bộ process bằng semaphore

- Hai process: P1 và P2
- Yêu cầu: lệnh S1 trong P1 cần được thực thi trước lệnh S2 trong P2
- Định nghĩa semaphore synch để đồng bộ
- Khởi động semaphore:

  synch.value = 0

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

  S1;

  signal(synch);

- Và P2 định nghĩa như sau:

  wait(synch);

  S2;

Nhận xét

- Khi S.value ≥ 0: số process có thể thực thi wait(S) mà không bị blocked = S.value
- Khi S.value < 0: số process đang đợi trên S là $|S.value|$
- Atomic và mutual exclusion: không được xảy ra trường hợp 2 process cùng đang ở trong thân lệnh wait(S) và signal(S) (cùng semaphore S) tại một thời điểm (ngay cả với hệ thống multiprocessor)

  ⇒ do đó, đoạn mã định nghĩa các lệnh wait(S) và signal(S) cũng chính là vùng tranh chấp

Nhận xét (tt)

- Vùng tranh chấp của các tác vụ wait(S) và signal(S) thông thường rất nhỏ: khoảng 10 lệnh.

- Giải pháp cho vùng tranh chấp wait(S) và signal(S)
  - Uniprocessor: có thể dùng cơ chế cấm ngắt (disable interrupt). Nhưng phương pháp này không làm việc trên hệ thống multiprocessor.
  - Multiprocessor: có thể dùng các giải pháp software (như giải thuật Dekker, Peterson) hoặc giải pháp hardware (TestAndSet, Swap).

    Vì CS rất nhỏ nên chi phí cho busy waiting sẽ rất thấp.

5. Deadlock và starvation

- *Deadlock:* hai hay nhiều process đang chờ đợi vô hạn định một sự kiện không bao giờ xảy ra (vd: sự kiện do một trong các process đang đợi tạo ra).
- Gọi S và Q là hai biến semaphore được khởi tạo = 1

```
P0                      P1

wait(S);        wait(Q);
wait(Q);        wait(S);
   ⋮                ⋮
signal(S);      signal(Q);
signal(Q);      signal(S);
```

P0 thực thi wait(S), rồi P1 thực thi wait(Q), rồi P0 thực thi wait(Q) bị blocked, P1 thực thi wait(S) bị blocked.

- *Starvation* (indefinite blocking) có thể xảy ra khi process vào hàng đợi và được lấy ra theo cơ chế LIFO.

Các loại semaphore

- *Counting semaphore*: một số nguyên có giá trị không hạn chế.
- *Binary semaphore*: có trị là 0 hay 1. Binary semaphore rất dễ hiện thực.
- Có thể hiện thực counting semaphore bằng binary semaphore.

Các bài toán đồng bộ

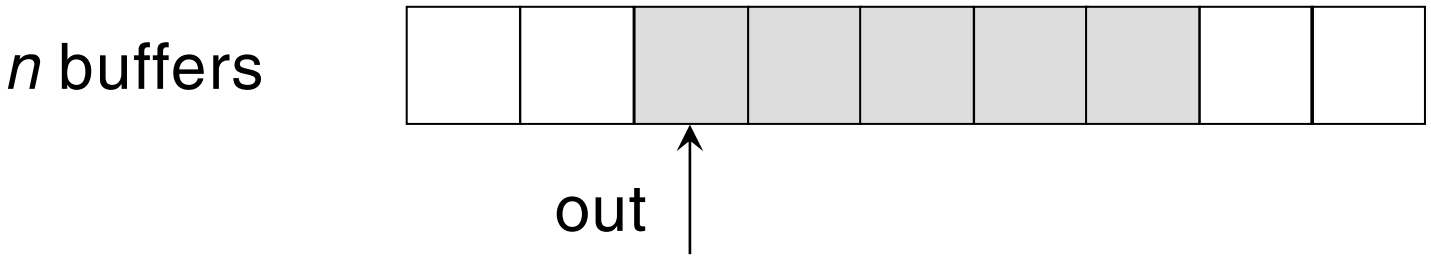
- Bài toán bounded buffer
  - Dữ liệu chia sẻ:

    semaphore full, empty, mutex;
  - Khởi tạo:

    full = 0; /* số buffers đầy */

    empty = n;/* số buffers trống */

    mutex = 1;



Bounded buffer

producer

```
do {
        …
        nextp = new_item();
        …
        wait(empty);
        wait(mutex);
        …
        insert_to_buffer(nextp);
        …
        signal(mutex);
        signal(full);
} while (1);
```

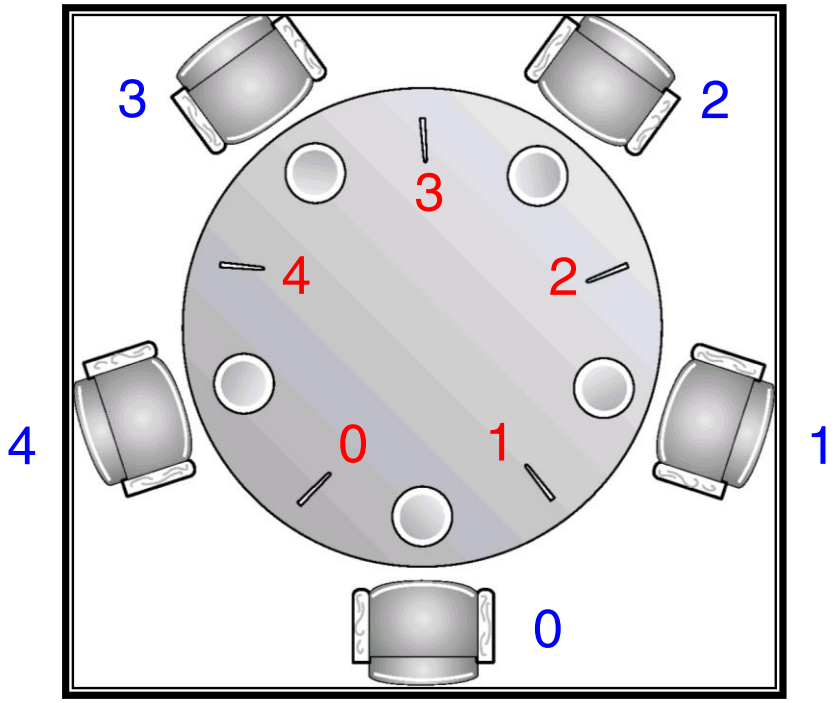
consumer

```
do {
        wait(full)
        wait(mutex);
        …
        nextc = get_buffer_item(out);
        …
        signal(mutex);
        signal(empty);
        …
        consume_item(nextc);
        …
} while (1);
```

Bài toán "Dining Philosophers" (1)

- 5 triết gia ngồi ăn và suy nghĩ
- Mỗi người cần 2 chiếc đũa (chopstick) để ăn
- Trên bàn chỉ có 5 đũa

- Bài toán này minh họa sự khó khăn trong việc phân phối tài nguyên giữa các process sao cho không xảy ra deadlock và starvation



- Dữ liệu chia sẻ:
  semaphore chopstick[5];

- Khởi đầu các biến đều là 1

Bài toán "Dining Philosophers" (2)

Triết gia thứ *i:*

```
do {
    wait(chopstick [ i ])
    wait(chopstick [ (i + 1) % 5 ])
     ...
    eat
     ...
    signal(chopstick [ i ]);
    signal(chopstick [ (i + 1) % 5 ]);
     ...
    think
     ...
} while (1);
```

Bài toán "Dining Philosophers" (3)

- Giải pháp trên có thể gây ra deadlock
  - Khi tất cả triết gia đói bụng cùng lúc và đồng thời cầm chiếc đũa bên tay trái ⇒ deadlock
- Một số giải pháp khác giải quyết được deadlock
  - Cho phép nhiều nhất 4 triết gia ngồi vào cùng một lúc
  - Cho phép triết gia cầm các đũa chỉ khi cả hai chiếc đũa đều sẵn sàng (nghĩa là tác vụ cầm các đũa phải xảy ra trong CS)
  - Triết gia ngồi ở vị trí lẻ cầm đũa bên trái trước, sau đó mới đến đũa bên phải, trong khi đó triết gia ở vị trí chẵn cầm đũa bên phải trước, sau đó mới đến đũa bên trái
- Starvation?

Bài toán Readers-Writers (1)

- Dữ liệu chia sẻ

```
semaphore  mutex = 1;
semaphore  wrt   = 1;
int        readcount  = 0;
```

- Writer process

```
wait(wrt);
...
writing is performed
...
signal(wrt);
```

- Reader Process

```
wait(mutex);
readcount++;
if (readcount == 1)
        wait(wrt);
signal(mutex);
...
reading is performed
...
wait(mutex);
readcount--;
if (readcount == 0)
        signal(wrt);
signal(mutex);
```

Bài toán Readers-Writers (2)

- mutex: "bảo vệ" biến readcount
- wrt
  - Bảo đảm mutual exclusion đối với các writer
  - Được sử dụng bởi reader đầu tiên hoặc cuối cùng vào hay ra khỏi vùng tranh chấp.
- Nếu một writer đang ở trong CS và có *n* reader đang đợi thì một reader được xếp trong hàng đợi của wrt và *n* - 1 reader kia trong hàng đợi của mutex
- Khi writer thực thi signal(wrt), hệ thống có thể phục hồi thực thi của một trong các reader đang đợi hoặc writer đang đợi.

Các vấn đề với semaphore

- Semaphore cung cấp một công cụ mạnh mẽ để bảo đảm mutual exclusion và phối hợp đồng bộ các process
- Tuy nhiên, nếu các tác vụ wait(S) và signal(S) nằm rải rác ở rất nhiều processes ⇒ khó nắm bắt được hiệu ứng của các tác vụ này. Nếu không sử dụng đúng ⇒ có thể xảy ra tình trạng deadlock hoặc starvation.
- Một process bị "die" có thể kéo theo các process khác cùng sử dụng biến semaphore.

```
signal(mutex)
…
critical section
…
wait(mutex)
```

```
wait(mutex)
…
critical section
…
wait(mutex)
```

```
signal(mutex)
…
critical section
…
signal(mutex)
```

6. Critical Region (CR)

- Là một cấu trúc ngôn ngữ cấp cao (high-level language construct, được dịch sang mã máy bởi một compiler), thuận tiện hơn cho người lập trình.

- Một biến chia sẻ *v* kiểu dữ liệu *T*, khai báo như sau

  v: shared T;

- Biến chia sẻ *v* chỉ có thể được truy xuất qua phát biểu sau

  region v when B do S; /* B là một biểu thức Boolean */

  Ý nghĩa: trong khi S được thực thi, không có quá trình khác có thể truy xuất biến v.

  Khi một process muốn thực thi các lệnh trong region (tức là S), biểu thức Boolean *B* được kiểm tra. Nếu *B* = true, lệnh *S* được thực thi. Nếu B = false, process bị trì hoãn cho đến khi *B* = true.

6.1. CR và bài toán bounded buffer

Dữ liệu chia sẻ:

```
struct  buffer
{
        int  pool[n];
        int  count,
             in,
             out;
}
```

Producer

```
region buffer when (count < n) {
        pool[in] = nextp;
        in = (in + 1) % n;
        count++;
}
```

Consumer

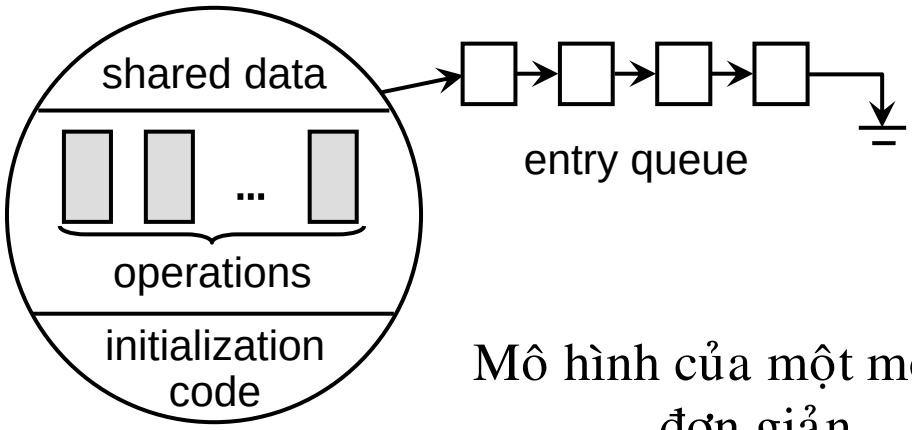
```
region buffer when (count > 0){
        nextc = pool[out];
        out = (out + 1) % n;
        count--;
}
```

6.2. Monitor (1)

- Cũng là một cấu trúc ngôn ngữ cấp cao tương tự CR, có chức năng như semaphore nhưng dễ điều khiển hơn
- Xuất hiện trong nhiều ngôn ngữ lập trình đồng thời như
  - Concurrent Pascal, Modula-3, Java,...
- Có thể hiện thực bằng semaphore

6.2. Monitor (2)

- Là một module phần mềm, bao gồm
  - Một hoặc nhiều *thủ tục* (procedure)
  - Một đoạn *code khởi tạo* (initialization code)
  - Các *biến dữ liệu cục bộ* (local data variable)



Mô hình của một monitor đơn giản

- Đặc tính của monitor
  - Local variable chỉ có thể truy xuất bởi các thủ tục của monitor
  - Process "vào monitor" bằng cách gọi một trong các thủ tục đó
  - Chỉ có một process có thể vào monitor tại một thời điểm ⇒ mutual exclusion được bảo đảm

Cấu trúc của monitor

```
monitor monitor-name
{
        shared variable declarations
        procedure body P1 (...) {
                . . .
        }
        procedure body P2 (...) {
                . . .
        }
        procedure body Pn (...) {
                . . .
        }
        {
                initialization code
        }
}
```

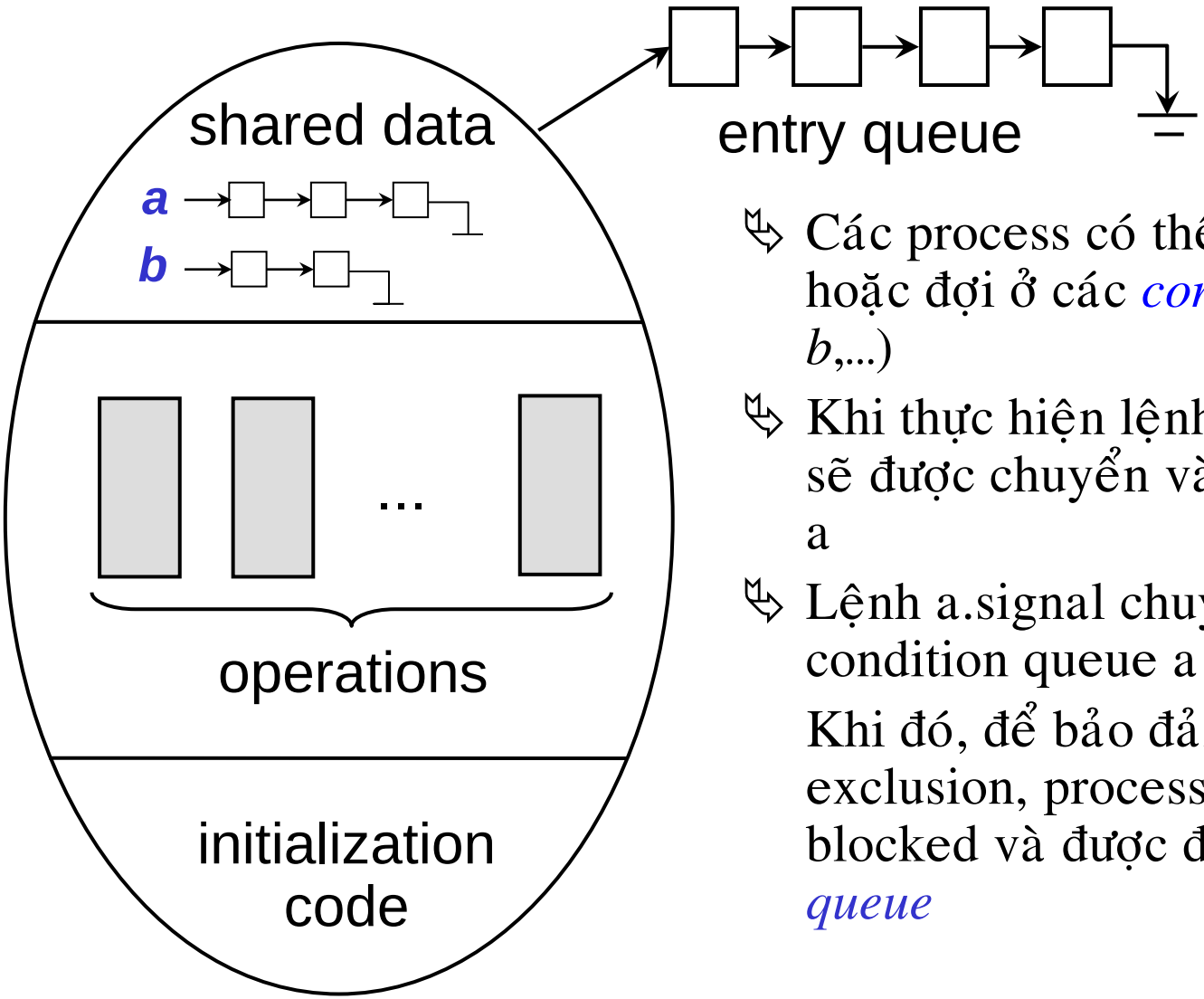
Condition variable

- Nhằm cho phép một process đợi "trong monitor", phải khai báo *biến điều kiện* (condition variable)

  condition a, b;

- Các biến điều kiện đều cục bộ và chỉ được truy cập bên trong monitor.
- Chỉ có thể thao tác lên biến điều kiện bằng hai thủ tục:
  - a.**wait**: process gọi tác vụ này sẽ bị "block trên biến điều kiện" a
    - » process này chỉ có thể tiếp tục thực thi khi có process khác thực hiện tác vụ a.**signal**
  - a.**signal**: phục hồi quá trình thực thi của process bị block trên biến điều kiện a.
    - » Nếu có nhiều process: chỉ chọn một
    - » Nếu không có process: không có tác dụng

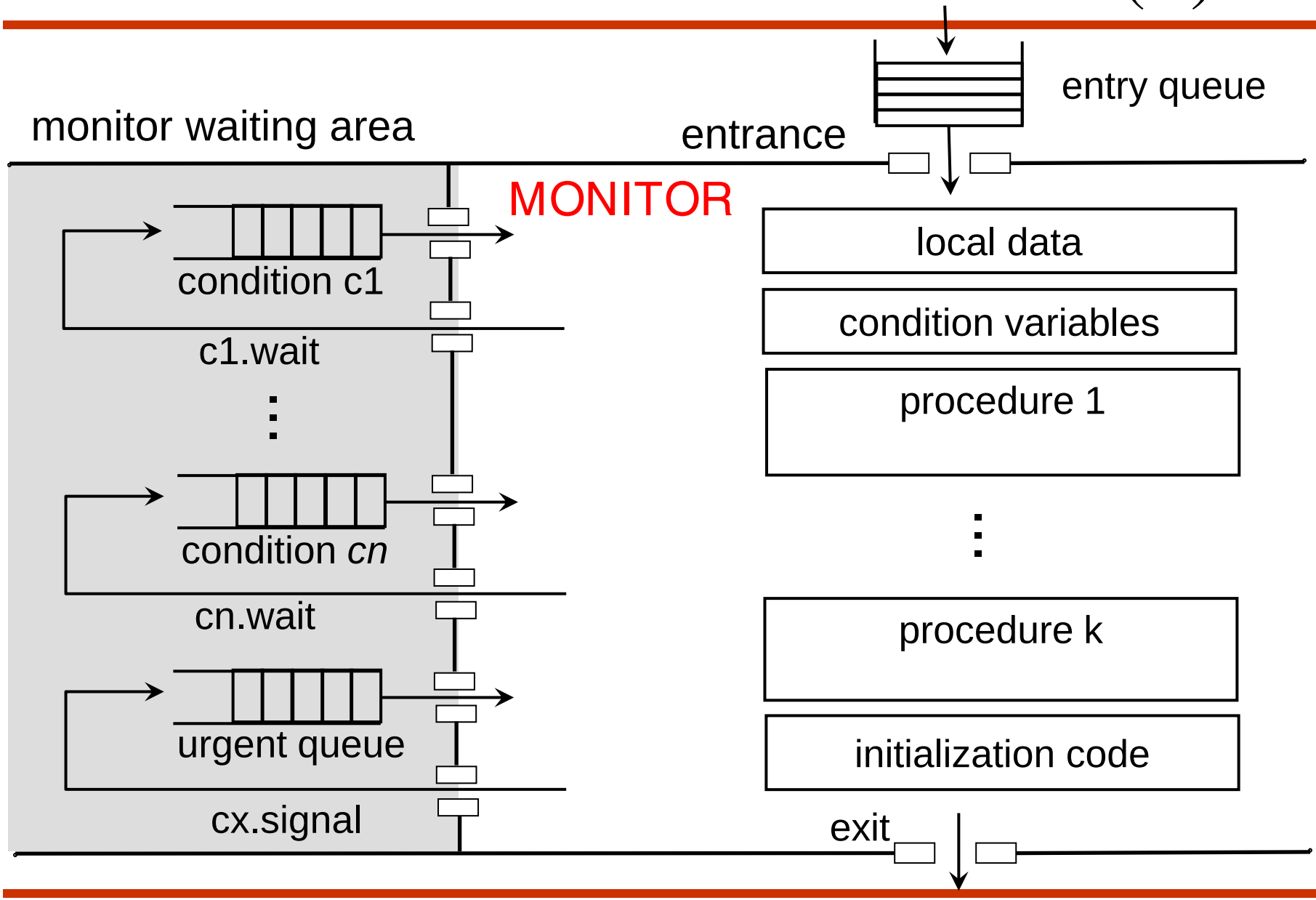
Monitor có condition variable



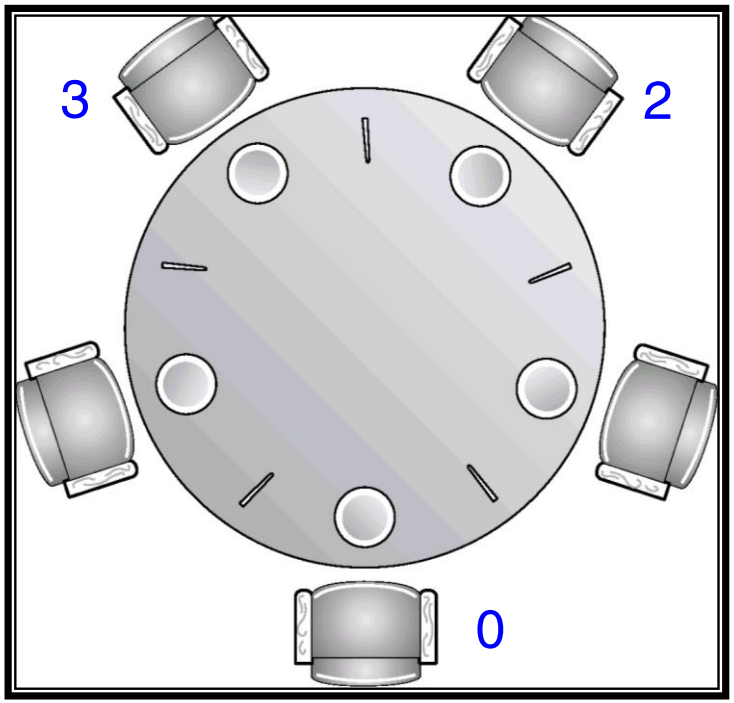
- Các process có thể đợi ở *entry queue* hoặc đợi ở các *condition queue* (*a*, *b*,...)
- Khi thực hiện lệnh a.wait, process sẽ được chuyển vào condition queue a
- Lệnh a.signal chuyển một process từ condition queue a vào monitor

  Khi đó, để bảo đảm mutual exclusion, process gọi a.signal sẽ bị blocked và được đưa vào *urgent queue*

Monitor có condition variable (tt)



Monitor và dining philosophers




```
monitor dp
{
        enum {thinking, hungry, eating} state[5];
        condition self[5];
```

Dining philosophers (tt)

```
void pickup(int i) {
        state[ i ] = hungry;
        test[ i ];
        if (state[ i ] != eating)
                self[ i ].wait();
}
void putdown(int i) {
        state[ i ] = thinking;
        // test left and right neighbors
        test((i + 4) % 5);   // left neighbor
        test((i + 1) % 5);   // right ...
}
```

Dining philosophers (tt)

```
void test(int i) {
        if ( (state[(i + 4) % 5] != eating) &&
             (state[ i ] == hungry) &&
             (state[(i + 1) % 5] != eating) ) {
                 state[ i ] = eating;
                 self[ i ].signal();
        }
void init() {
        for (int i = 0; i < 5; i++)
            state[ i ] = thinking;
        }
}
```

Dining philosophers (tt)

- Trước khi ăn, mỗi triết gia phải gọi hàm pickup(), ăn xong rồi thì phải gọi hàm putdown()

```
dp.pickup(i);
ăn
dp.putdown(i);
```

- Giải thuật không deadlock nhưng có thể gây starvation.