Sistemi Operativi
Sincronizzazione tra Processi

Docente: Claudio E. Palazzi

cpalazzi@math.unipd.it

Crediti per queste slides al Prof. Tullio Vardanega

Sincronizzazione tra processi – 1

- Processi **indipendenti** possono avanzare concorrentemente senza alcun vincolo di ordinamento reciproco
- In realtà molti processi condividono risorse e informazioni funzionali
  - Per gestire la loro condivisione servono meccanismi di **sincronizzazione di accesso**

Sincronizzazione tra processi – 2

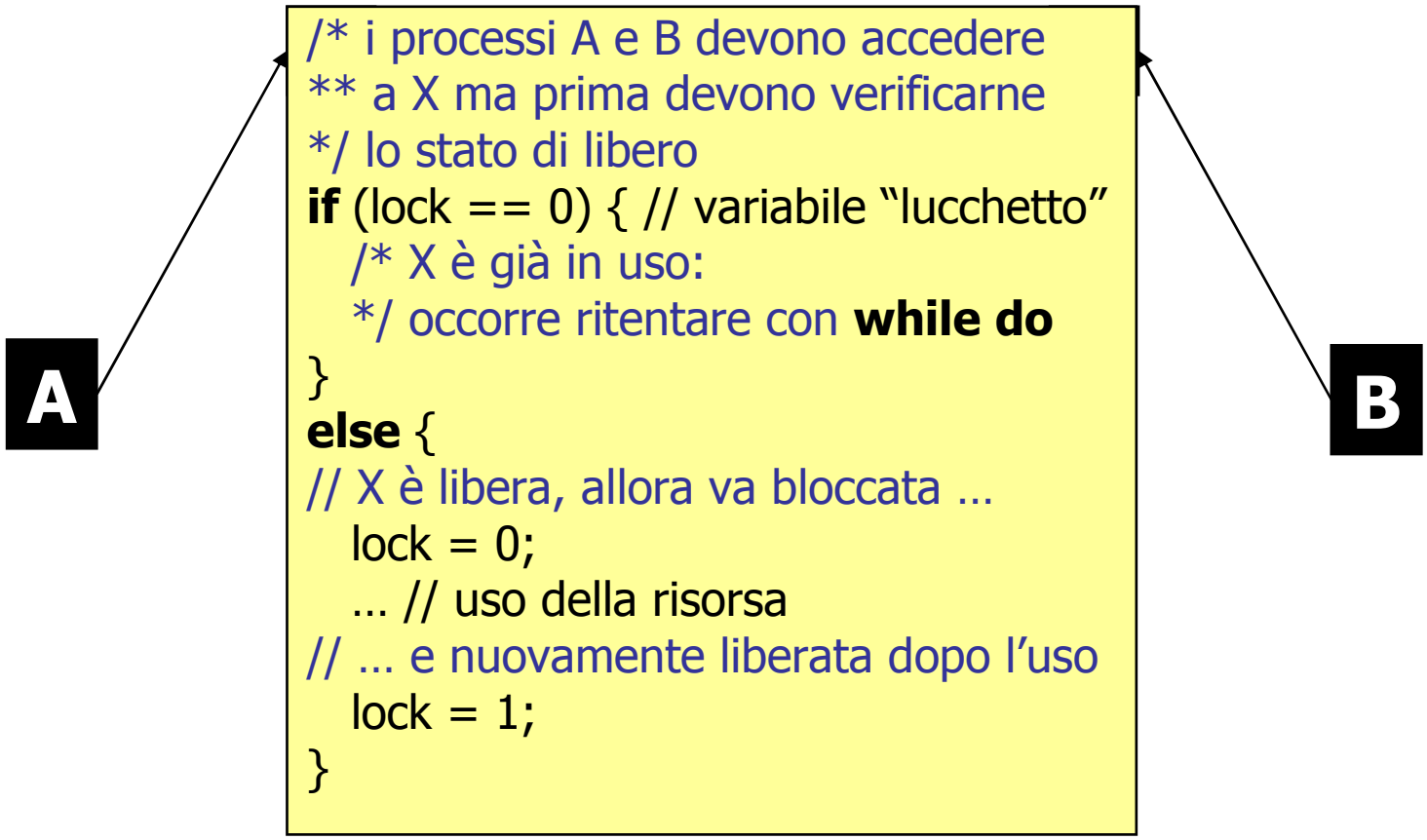
- Siano A e B due processi che condividono la variabile **X** inizializzata al valore **10**
  - Il processo A deve incrementare **X** di **2** unità
  - Il processo B deve decrementare **X** di **4** unità
- A e B leggono **concorrentemente** il valore di **X**
  - Il processo A scrive in $\mathbf{X_A}$ il proprio risultato (**12**)
  - Il processo B scrive in $\mathbf{X_B}$ il proprio risultato (**6**)
- Il valore finale in **X** è l'ultimo tra $\mathbf{X_A}$ e $\mathbf{X_B}$ a essere scritto!
- Il valore atteso in **X** invece era **8**
  - Ottenibile **solo** con sequenze (A;B) o (B;A) **indivise** di lettura e scrittura

- *race condition*

Sincronizzazione tra processi – 3

- La modalità di accesso indivisa a una variabile condivisa viene detta “**in mutua esclusione**”
  - L’accesso consentito a un processo inibisce quello simultaneo di qualunque altro processo utente fino al rilascio della risorsa
- Si utilizza una variabile logica “lucchetto” (*lock*) che indica se la variabile condivisa è al momento in uso a un altro processo
  - Detta anche “struttura *mutex*” *(mutual exclusion*)

Sincronizzazione tra processi – 4



Questa soluzione **non** funziona! Perché?

Sincronizzazione tra processi – 5

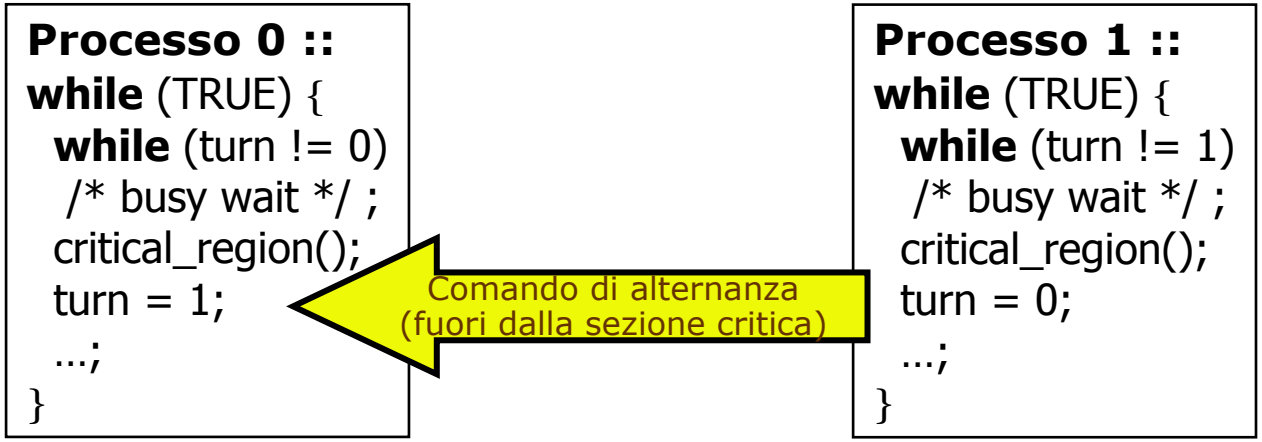
- La soluzione appena vista è inadeguata
  - Ciascuno dei due processi può essere prerilasciato **dopo** aver letto la variabile *lock* ma **prima** di esser riuscito a modificarla
    - Questa situazione è detta ***race condition*** e può generare pesanti inconsistenze
  - Inoltre l'algoritmo mostrato richiede **attesa attiva** che causa spreco di tempo di CPU a scapito di altre attività a maggior valore aggiunto
    - La tecnica di sincronizzazione tramite attesa attiva viene detta *busy wait*
      - Attesa con verifica continua che una variabile cambi valore

Sincronizzazione ammissibile

- Una soluzione al problema della sincronizzazione di processi è ammissibile se soddisfa le seguenti 4 condizioni
  1. Garantire accesso esclusivo
  2. Garantire attesa finita
  3. Non fare assunzioni sull'ambiente di esecuzione
  4. Non subire condizionamenti dai processi esterni alla sezione critica

Soluzioni “esotiche” – 1

- Mutua esclusione con variabili condivise tramite **alternanza stretta** tra coppie di processi
  - Non ha bisogno di supporto dalla sua macchina virtuale



- Tre gravi difetti → soluzione non ammissibile!
  - Uso di attesa attiva (*busy wait*)
  - Condizionamento esterno alla sezione critica
  - Rischio di *race condition* sulla variabile di controllo

Soluzioni “esotiche” – 2

- Proposta da G. L. Peterson
  - Migliore (!) della precedente ma ingenua rispetto al funzionamento dei processori di oggi
  - Applica solo a coppie di processi

```
IN(int i) :: {
int j = (1 - i); // l'altro
flag[i] = TRUE;
turn = i;
while (flag[j] && turn == i)
 { // attesa attiva  };
```

```
OUT(int i) :: {
flag[i] = FALSE; }
```

```
Processo (int i) ::

while (TRUE) {
   IN(i);
   // sezione critica
   OUT(i);
   // altre attività
}
```

Soluzioni “esotiche” – 3

- La condizione di uscita in **IN**() impone che il processo `i` resti in attesa attiva fin quando il processo `j` non abbia invocato **OUT**()
  - Per cui `flag[j] = FALSE`
  - Si ha attesa attiva quando non vi sia coerenza tra la richiesta di `turn` e lo stato dell’altro processo
- Su `flag[]` non vi può essere scrittura simultanea che si ha invece su `turn`
  - La condizione di uscita è però espressa in modo da evitare il rischio di *race condition*
    - Non viene decisa solo dal valore assunto da `turn`!

Sincronizzazione tra processi – 4

- Tecniche complementari e/o alternative
  - **Disabilitazione delle interruzioni**
    - Previene il prerilascio dovuto all'esaurimento del quanto di tempo e/o la promozione di processi a più elevata priorità
    - Può essere inaccettabile per sistemi soggetti a interruzioni frequenti
    - Sconsigliabile lasciare controllo interrupt a utenti (e se non li riattivano?)
    - Inutile con due processori

Sincronizzazione tra processi – 5

- Tecniche complementari e/o alternative
  - Supporto *hardware* diretto: ***Test-and-Set-Lock***
    - Cambiare **atomicamente** valore alla variabile di *lock* se questa segnala “libero”
    - Evita situazioni di *race condition* ma comporta **sempre** attesa attiva

Sincronizzazione tra processi – 6

```
!! Chiamiamo regione critica la zona di programma
!! che delimita l'accesso e l'uso di una variabile
!! condivisa
enter_region:
 TSL R1, LOCK          !! Copia il valore di LOCK in R1
                       !! e pone LOCK = 1 (bloccato)
                       !! inoltre, blocca memory bus

 CMP R1, 0             !! verifica se LOCK era 0 tramite R1
 JNE enter_region      !! attesa attiva se R1==0
 RET                   !! altrimenti ritorna al chiamante
                       !! con possesso della regione critica
leave_region:
 MOV LOCK, 0           !! scrive 0 in LOCK (accesso libero)
 RET                   !! ritorno al chiamante
```

Sincronizzazione tra processi – 7

- Sia la soluzione di Peterson che quella TSL sono corrette ma hanno il difetto di eseguire busy wait
- Inversion priority
  - Consideriamo due processi:
    - H (ad alta priorità) e L (a bassa priorità)
  - Supponiamo che H prerilasci il processore per eseguire I/O
  - Supponiamo che H concluda le operazioni di I/O mentre L si trova nella sua sezione critica
  - H rimarrà bloccato in busy wating perché L non avrà più modo di concludere la sezione critica

Il problema produttore- consumatore

```
#define N 100                                   /* number of slots in the buffer */
int count = 0;                                  /* number of items in the buffer */

void producer(void)
{
     int item;

     while (TRUE) {                             /* repeat forever */
          item = produce_item( );               /* generate next item */
          if (count == N) sleep( );             /* if buffer is full, go to sleep */
          insert_item(item);                    /* put item in buffer */
          count = count + 1;                    /* increment count of items in buffer */
          if (count == 1) wakeup(consumer);     /* was buffer empty? */
     }
}


void consumer(void)
{
     int item;

     while (TRUE) {                             /* repeat forever */
          if (count == 0) sleep( );             /* if buffer is empty, got to sleep */
          item = remove_item( );                /* take item out of buffer */
          count = count – 1;                    /* decrement count of items in buffer */
          if (count == N – 1) wakeup(producer); /* was buffer full? */
          consume_item(item);                   /* print item */
     }
}
```

Sincronizzazione tra processi – 8

- Soluzione sleep & wakeup
- Wake up non vengono memorizzate
  - Se non c'è una sleep in attesa, le wakeup vengono perse

- Rischio race condition su variabile count
  - Il buffer è vuoto e il consumer ha appena letto che count = 0
  - Prima che il consumer istanzi la sleep, lo scheduler decide di fermare il consumer e di eseguire il producer
  - Il producer produce un elemento e imposta count = 1
  - Siccome count = 1 il producer emette wakeup (che nessuno ascolta)
  - A un certo punto lo scheduler deciderà di eseguire di nuovo il consumer il quale istanzia finalmente la sleep, ma siccome count è già stato riportato a 1 e la corrispondente wakeup è già stata emessa, il consumer non verrà più risvegliato

Sincronizzazione tra processi – 9

- Soluzione mediante **semaforo**
  - Dovuta a E. W. Dijkstra (1965)
  - Richiede accesso **indiviso** (atomico) alla variabile di controllo detta semaforo
    - Per questo la struttura semaforo si appoggia sopra una macchina virtuale meno potente che fornisce una modalità di accesso indiviso più primitiva
    - Semaforo **binario** (contatore Booleano che vale 0 o 1)
    - Semaforo **contatore** (consente tanti accessi simultanei quanto il valore iniziale del contatore)
  - La richiesta di accesso **P** (`down`) decrementa il contatore se questo non è già 0, altrimenti accoda il chiamante
  - L'avviso di rilascio **V** (`up`) incrementa di 1 il contatore e chiede al *dispatcher* di porre in stato di "pronto" il primo processo in coda sul semaforo

Sincronizzazione tra processi – 10

L'uso di una risorsa condivisa **R** è racchiuso entro le chiamate di **P** e **V** sul semaforo associato a **R**

```
Processo Pi ::
{ // avanzamento
  P(sem);
  /* uso di risorsa
     condivisa R */
  V(sem);
  // avanzamento
}
```

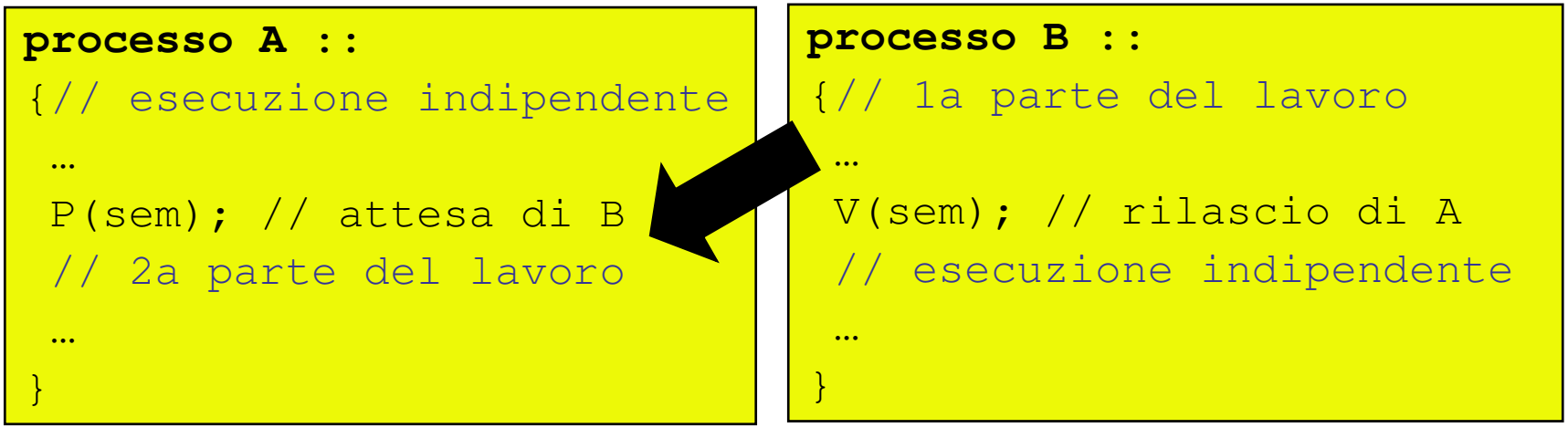
P(sem) viene invocata per richiedere accesso a una risorsa condivisa R

- Quale R tra tutte?

V(sem) viene invocata per rilasciare la risorsa

Sincronizzazione tra processi – 11

- Mediante uso intelligente di semafori binari più processi possono anche **coordinare** l'esecuzione di attività collaborative
  - Esempio con semaforo inizialmente bloccato



Sincronizzazione tra processi – 12

- Il **semaforo binario** (*mutex*) è una struttura composta da un campo valore intero e da un campo coda che accoda tutti i **PCB** dei processi in attesa sul semaforo
  - PCB = *Process Control Block*
- L'accesso al campo valore deve essere **atomico**!

```
void P(struct sem){
  if (sem.valore = 1)
     sem.valore = 0; // busy
  else {
     suspend(self, sem.coda);
     schedule();}
}
void V(struct sem){
  sem.valore = 1 ; // free
  if not_empty(sem.coda){
     ready(get(sem.coda));
     schedule();}
}
```

Sincronizzazione tra processi – 13

- Il **semaforo contatore** ha la stessa struttura del *mutex* ma usa una logica diversa per il campo valore
  - (Valore > 0) denota disponibilità non esaurita
  - (Valore < 0) denota richieste pendenti
- Il valore iniziale denota la capacità massima della risorsa

```
void P(struct sem){
  sem.valore -- ;
  if (sem.valore < 0){
     suspend(self, sem.coda);
     schedule();}
}
void V(struct sem){
  sem.valore ++ ;
  if (sem.valore <= 0){
     ready(get(sem.coda));
     schedule();}
}
```

Monitor – 1

- L'uso di semafori a livello di programma è ostico e rischioso
  - Il posizionamento improprio delle **P** può causare situazioni di blocco infinito (*deadlock*) o anche esecuzioni erronee di difficile verifica (*race condition*)
  - È indesiderabile lasciare all'utente il pieno controllo di strutture così delicate

Esempio 1

```
#define N …                 /* posizioni del contenitore   */
typedef int semaforo;       /* P decrementa, V incrementa,
                               il valore 0 blocca la P     */

semaforo mutex = 1;
semaforo non-pieno = N;
semaforo non-vuoto = 0;

void produttore(){
    int prod;
    while(1){
        prod = produci();
        P(&non-pieno);
        P(&mutex);
        inserisci(prod);
        V(&mutex);
        V(&non-vuoto);
    }
}
```

```
void consumatore(){
    int prod;
    while(1){
        P(&non-vuoto);
        P(&mutex);
        prod = preleva();
        V(&mutex);
        V(&non-pieno);
        consuma(prod);
    }
}
```

Il corretto ordinamento di P e V è critico!

Monitor – 2

- Un diverso ordinamento delle **P** nel codice utente di Esempio 1 potrebbe causare situazioni di blocco infinito (*deadlock*)

Codice del produttore

```
P(&mutex);      // accesso esclusivo al contenitore
P(&non-pieno); // attesa spazi nel contenitore
```

- In questo modo il consumatore non può più accedere al contenitore per prelevarne prodotti, facendo spazio per l'inserzione di nuovi → stallo = *deadlock*

Monitor – 3

- Linguaggi evoluti di alto livello (e.g.: Concurrent Pascal, Ada, Java) offrono strutture **esplicite** di controllo delle regioni critiche, originariamente dette *monitor* (Hoare, ’74; Brinch-Hansen, ’75)
- Il *monitor* definisce la regione critica
- Il compilatore (non il programmatore!) inserisce il codice necessario al controllo degli accessi

Monitor – 4

- Un *monitor* è un aggregato di sottoprogrammi, variabili e strutture dati
- Solo i sottoprogrammi del *monitor* possono accederne le variabili interne
- Solo un processo alla volta può essere attivo entro il *monitor*
  - Proprietà garantita dai meccanismi del **supporto a tempo di esecuzione** del linguaggio di programmazione concorrente
    - Funzionalmente molto simile al *kernel* del sistema operativo
  - Il codice necessario è inserito dal compilatore direttamente nel programma eseguibile

Monitor – 5

- La garanzia di mutua esclusione da sola può **non** bastare per consentire sincronizzazione intelligente
- Due procedure operanti su variabili speciali (non contatori!) dette *condition variables*, consentono di modellare **condizioni logiche** specifiche del problema
  - **`Wait`**(<cond>) // forza l'attesa del chiamante
  - **`Signal`**(<cond>) // risveglia il processo in attesa
- Il segnale di risveglio **non ha memoria**
  - Va perso se nessuno lo attende

Esempio 2

```
monitor PC
 condition non-vuoto, non-pieno;
 integer contenuto := 0;
 procedure inserisci(prod : integer);
 begin
  if contenuto = N then wait(non-pieno);
  <inserisci nel contenitore>;
  contenuto := contenuto + 1;
  if contenuto = 1 then signal(non-vuoto);
 end;
 function preleva : integer;
 begin
  if contenuto = 0 then wait(non-vuoto);
  preleva := <preleva dal contenitore>;
  contenuto :=  contenuto - 1;
  if contenuto = N-1 then signal(non-pieno);
 end;
end monitor;
```

```
procedure Produttore;
begin
 while true do begin
  prod := produci;
  PC.inserisci(prod);
 end;
end;
```

```
procedure Consumatore;
begin
 while true do begin
  prod := PC.preleva;
  consuma(prod);
 end;
end;
```

Monitor – 6

- La primitiva **`Wait`** permette di bloccare il chiamante qualora le condizioni logiche della risorsa non consentano l'esecuzione del servizio
  - Contenitore pieno per il produttore
  - Contenitore vuoto per il consumatore
- La primitiva **`Signal`** notifica il verificarsi della condizione attesa al (primo) processo bloccato, risvegliandolo
  - Il processo risvegliato compete con il chiamante della **`Signal`** per il possesso della CPU
- **`Wait`** e **`Signal`** sono invocate in mutua esclusione
  - Non si può verificare *race condition*
    - Diverso dunque da sleep e wakeup visti in precedenza

Monitor – 7

- Java offre un costrutto simile al monitor tramite classi con metodi **`synchronized`**
  - Ma senza *condition variable*
- Le primitive **`wait`**() e **`notify`**() invocate all'interno di metodi **`synchronized`** evitano il verificarsi di *race condition*
  - In realtà il metodo **`wait`**() può venire interrotto, e l'interruzione va trattata come eccezione!

Esempio 3

```
class monitor{
 private int contenuto = 0;
 public synchronized void inserisci(int prod){
  if (contenuto == N) blocca();
  <inserisci nel contenitore>;
  contenuto = contenuto + 1;
  if (contenuto == 1) notify();
 }
 public synchronized int preleva(){
  int prod;
  if (contenuto == 0) blocca();
  prod = <preleva dal contenitore>;
  contenuto = contenuto - 1;
  if (contenuto == N-1) notify();
  return prod;
 }
 private void blocca(){
  try{wait();
  } catch(InterruptedException exc) {};}
}
```

```
static final int N = <…>;
static monitor PC =
  new monitor();
// … produttore …
PC.inserisci(prod);
// … consumatore …
prod = PC.preleva();
```

Attesa e notifica sono responsabilità del programmatore!

Monitor – 8

- In ambiente locale si hanno 3 possibilità per supportare sincronizzazione tra processi
  1. Linguaggi concorrenti **con** supporto esplicito per strutture *monitor* (**alto livello**)
  - Linguaggi sequenziali **senza** supporto per *monitor* o semafori
    2. Uso di semafori tramite strutture primitive del sistema operativo e chiamate di sistema (**basso livello**)
    3. Realizzazione di semafori primitivi, in linguaggio *assembler*, senza supporto dal sistema operativo (**bassissimo livello**)
- Monitor e semafori **non sono utilizzabili** per realizzare scambio di informazione tra elaboratori
  - Perché?

Message Passing

```
#define N 100                                   /* number of slots in the buffer */

void producer(void)
{
     int item;
     message m;                                 /* message buffer */

     while (TRUE) {
          item = produce_item( );               /* generate something to put in buffer */
          receive(consumer, &m);                /* wait for an empty to arrive */
          build_message(&m, item);              /* construct a message to send */
          send(consumer, &m);                   /* send item to consumer */
     }
}

void consumer(void)
{
     int item, i;
     message m;

     for (i = 0; i < N; i++) send(producer, &m);  /* send N empties */
     while (TRUE) {
          receive(producer, &m);                /* get message containing item */
          item = extract_item(&m);              /* extract item from message */
          send(producer, &m);                   /* send back empty reply */
          consume_item(item);                   /* do something with the item */
     }
}
```

Barriere

- Per sincronizzare **gruppi** di processi
  - Attività cooperative suddivise in fasi ordinate
- La barriera blocca **tutti** i processi che la raggiungono fino all'arrivo dell'ultimo
  - Si applica indistintamente ad ambiente locale e distribuito
- Non comporta scambio di messaggi esplicito
  - L'avvenuta sincronizzazione dice implicitamente ai processi del gruppo che tutti hanno raggiunto un dato punto della loro esecuzione

Problemi classici di sincronizzazione

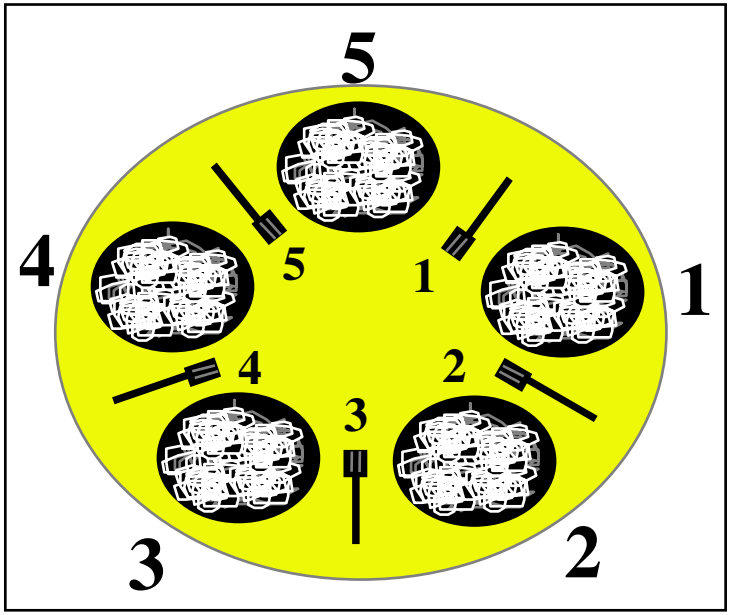
- Metodo per valutare l'efficacia e l'eleganza di modelli e meccanismi per la sincronizzazione tra processi
  - **Filosofi a cena** : accesso esclusivo a risorse limitate
  - **Lettori e scrittori** : accessi concorrenti a basi di dati
  - **Barbiere che dorme** : prevenzione di *race condition*
- Problemi pensati per rappresentare tipiche situazioni di rischio
  - Stallo con blocco (*deadlock*)
  - Stallo senza blocco (*starvation*)
  - Esecuzioni non predicibili (*race condition*)

Filosofi a cena – 1

- `N` filosofi sono seduti a un tavolo circolare
- Ciascuno ha davanti a se 1 piatto e 1 posata alla propria destra
- Ciascun filosofo necessita di 2 posate per mangiare
- L'attività di ciascun filosofo alterna pasti a momenti di riflessione

Filosofi a cena – 2

Soluzione A con stallo (*deadlock*)




```
void filosofo (int i){
  while (TRUE) {
    medita();
    P(f[i]);
    P(f[(i+1)%N]);
    mangia();
    V(f[(i+1)%N]);
    V(f[i]);
  };
}
```

L'accesso alla prima forchetta non garantisce l'accesso alla seconda!

Ogni forchetta modellata come un semaforo binario

Filosofi a cena – 3

Soluzione B con stallo (*starvation*)

```
void filosofo (int i){
 OK = FALSE;
 while (TRUE) {
  medita();
  while (!OK) {
   P(f[i]);
   if (!f[(i+1)%N]) {
    V(f[i]);
     sleep(T);}
   else {
    P(f[(i+1)%N]);
    OK = TRUE;
   };
  mangia();
  V(f[(i+1)%N]);
  V(f[i]);
 }
```

Errato: f contiene semafori che sono strutture dati

Un'attesa a durata costante difficilmente genera una situazione differente

Filosofi a cena – 4

- Il problema ammette diverse soluzioni
  1. Utilizzare in soluzione A un semaforo a mutua esclusione per incapsulare gli accessi a *entrambe* le forchette
     - Funzionamento garantito
  2. In soluzione B, ciascun processo potrebbe attendere un tempo **casuale** invece che fisso
     - Funzionamento non garantito
  3. Algoritmi sofisticati, con maggiore informazione sullo stato di progresso del vicino e maggior coordinamento delle attività
     - Funzionamento garantito

Stallo

Condizioni necessarie e sufficienti

- **Accesso esclusivo a risorsa condivisa**
- **Accumulo di risorse**
  - I processi possono accumulare nuove risorse senza doverne rilasciare altre
- **Inibizione di prerilascio**
  - Il possesso di una risorsa deve essere rilasciato volontariamente
- **Condizione di attesa circolare**
  - Un processo attende una risorsa in possesso del successivo processo in catena

Stallo: prevenzione – 1

- Almeno tre strategie per affrontare lo stallo
  - **Prevenzione**
    - Impedire almeno una delle condizioni precedenti
  - **Riconoscimento e recupero**
    - Ammettere che lo stallo si possa verificare
    - Essere in grado di riconoscerlo
    - Possedere una procedura di recupero (sblocco)
  - **Indifferenza**
    - Considerare trascurabile la probabilità di stallo e **non** prendere alcuna precauzione contro di esso
      - Che succede se esso si verifica?

Stallo: prevenzione – 2

- Bisogna impedire il verificarsi di almeno una delle condizioni necessarie e sufficienti
  - Si può fare staticamente (prima di eseguire) oppure a tempo d'esecuzione
  1. **Accesso esclusivo alla risorsa**
     - Però alcune risorse non consentono alternative
  2. **Accumulo di risorse**
     - Però molti problemi richiedono l'uso simultaneo di più risorse
  3. **Inibizione del prerilascio**
     - Però alcune risorse non consentono di farlo
  4. **Attesa circolare**
     - Difficile da rilevare e complessa da evitare o sciogliere

Stallo: prevenzione – 3

- **Prevenzione sulle richieste di accesso**
  - A tempo d'esecuzione
    1. A ogni richiesta di accesso si verifica se questa possa portare allo stallo
       - In caso affermativo non è però chiaro cosa convenga fare
       - La verifica a ogni richiesta è un onere molto pesante
  - Prima dell'esecuzione
    2. All'avvio di ogni processo si verifica quali risorse essi dovranno utilizzare così da ordinarne l'attività in maniera conveniente

Stallo: riconoscimento

- **A tempo d'esecuzione**
  - Assai oneroso
    - Occorre **bloccare** periodicamente l'avanzamento del sistema per analizzare lo stato di tutti i processi e verificare se quelli in attesa costituiscono una lista circolare chiusa
  - Lo sblocco di uno stallo comporta la terminazione forzata di uno dei processi in attesa
    - Il rilascio delle risorse liberate sblocca la catena di dipendenza circolare
- **Staticamente**
  - Può essere un problema non risolvibile!