Sincronizzazione tra processi – 1

- Processi *indipendenti* possono avanzare concorrentemente senza alcun vincolo di ordinamento reciproco
- In realtà, molti processi condividono risorse e informazioni funzionali
  - La condivisione richiede l'introduzione di 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 **X** il proprio risultato (**12**)
  - Il processo B scrive in **X** il proprio risultato (**6**)
- Il valore finale in **X** è l'ultimo scritto!
- Il valore atteso in **X** invece era **8**
  - Ottenibile solo con sequenze (A;B) o (B;A) indivise di lettura e scrittura

Sincronizzazione tra processi – 3

- La modalità di accesso indivisa ad una variabile condivisa viene detta in mutua esclusione
  - L'accesso consentito ad un processo inibisce quello simultaneo di qualunque altro
- Si utilizza una variabile logica "lucchetto" (*lock*) che indica quando la variabile condivisa è in uso ad un altro processo
  - Detta anche *mutex (mutual exclusion*)

Sincronizzazione tra processi – 4

A

B

```
// i processi A e B devono accedere
// ad X, ma prima devono verificarne
// lo stato di libero
if (lock == 0) {
   // X è già in uso:
   // occorre ritentare con while do
}
else {
// X è libera, allora va bloccata …
   lock = 0;
   … // uso della risorsa
// … e nuovamente liberata dopo l'uso
   lock = 1;
}
```

Questa soluzione non funziona! Perché?

Sincronizzazione tra processi – 5

- La soluzione mostrata è totalmente 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 comporta attesa attiva, con spreco di tempo di CPU a scapito di altre attività a maggior valore aggiunto
    - La tecnica di sincronizzazione tramite attesa attiva viene detta *busy waiting* (o *spin lock*)

Sincronizzazione tra processi – 6

- Tecniche 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 ad interruzioni frequenti
  - 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 – 7

```
!! Chiamiamo regione critica la zona di programma
!! che delimita l'accesso e l'uso di una variabile
!! condivisa
enter_region:
 TSL R1, LOCK       !! modifica il valore di
                    !! LOCK (se vale 0) e lo pone in R1
 CMP R1, 0          !! verifica l'esito
 JNE enter_region   !! attesa attiva se =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 – 8

- Soluzione mediante *semaforo*
  - Dovuta ad E.W. Dijkstra (1965)
  - Richiede accesso indiviso (atomico) alla variabile di controllo detta semaforo
    - 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**, decrementa il contatore se questo non è già 0, altrimenti accoda il chiamante
  - L'avviso di rilascio, **V**, 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 – 9

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

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

P(sem) viene invocata per richiedere accesso alla risorsa

V(sem) viene invocata per rilasciare la risorsa

Sincronizzazione tra processi – 10

Mediante uso intelligente di semafori binari, più processi possono anche coordinare l'esecuzione di attività collaborative

```
processo A ::
{// esecuzione indipendente
 …
 P(sem);
 // 2a parte del lavoro
 …
}
```

```
processo B ::
{// 1a parte del lavoro
 …
 V(sem);
 // esecuzione indipendente
 …
}
```

Contatore inizialmente a 0 (bloccante)

Sincronizzazione tra processi – 11

Un semaforo contatore è una struttura composta da un campo intero valore e da un campo lista che accoda tutti i **PCB** dei processi in attesa su quel semaforo

PCB: *Process Control Block*

```
void P(struct sem){
  sem.valore -- ;
  if (sem.valore < 0){
     put(self, sem.lista);
     suspend(self);
  };
}
void V(struct sem){
  sem.valore ++ ;
  if (sem.valore <= 0)
     wakeup(get(sem.lista));
}
```

P attende un evento (di rilascio) e se disponibile lo consuma
V notifica un evento (di rilascio)
`sem.val > 0` denota eventi non consumati
`sem.val < 0` denota eventi attesi ma non (ancora) notificati

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*) ed 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, 0
blocca */
semaforo mutex = 1;
semaforo non-pieno = N;
semaforo non-vuoto = 0;

void produttore(){                  void consumatore(){
   int prod;                           int prod;
   while(1){                           while(1){
      prod = produci();                   P(&non-vuoto);
      P(&non-pieno);                      P(&mutex);
      P(&mutex);                          prod = preleva();
      inserisci(prod);                          V(&mutex);
      V(&mutex);                          V(&non-pieno);
      V(&non-vuoto);                      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, il cui codice è inserito dal compilatore nel programma eseguibile

Monitor – 5

- La sola garanzia di mutua esclusione può non bastare ad affrontare il problema
- 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*

Monitor – 7

- Java offre un costrutto simil-monitor, tramite classi con metodi **`synchronized`**, ma senza *condition variables*
- 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
  - (1) Linguaggi concorrenti con supporto esplicito per strutture monitor (alto livello)
  - Linguaggi sequenziali senza alcun 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 alcun supporto dal sistema operativo (bassissimo livello)
- Monitor e semafori non sono utilizzabili per realizzare scambio di informazione tra elaboratori

Barriere

- Consentono di 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

Problemi classici di sincronizzazione

- Metodo per valutare l'efficacia e l'eleganza di modelli e meccanismi per la la Sincronizzazione tra processi 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*)

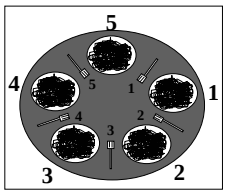
Filosofi a cena – 1

- *N* filosofi sono seduti ad un tavolo circolare
- Ciascuno ha davanti a se 1 piatto ed 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*)

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




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

Ogni forchetta modellata come un semaforo binario

Filosofi a cena – 3

Soluzione B con stallo (*starvation*)

```
void filosofo_i_esimo(){
 OK = 0;
 do {
  medita();
  do {
   P(f[i]);
   if (!f[(i+1)%N]) {
    V(f[i]);
    sleep(T);}
   else {
    P(f[(i+1)%N]);
    OK = 1;
   } while (!OK);
  mangia();
  V(f[(i+1)%N]);
  V(f[i]);
 } while (1); }
```

Un attesa a durata fissa difficilmente genera una situazione differente!

Filosofi a cena – 4

- Il problema ammette varie soluzioni
  - Per esempio, utilizzare in soluzione A un semaforo a mutua esclusione per incapsulare gli accessi ad *entrambe* le forchette
    - Funzionamento garantito
  - Alternativamente, in soluzione B, ciascun processo potrebbe attendere un tempo casuale invece che fisso
    - Funzionamento non garantito
  - 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, ma essere in grado di riconoscerlo e possedere una procedura di recupero (sblocco)
  - **Indifferenza**
    - Considerare molto bassa la probabilità di stallo e non prendere alcuna precauzione contro di esso
      - Che succede se esso si verifica?

Stallo
Prevenzione – 2

- Prevenzione sulle condizioni necessarie e sufficienti
  - Accesso esclusivo alla risorsa
    - Alcune risorse non consentono alternative
  - Accumulo di risorse
    - Assai ardua da eliminare
  - Inibizione del prerilascio
    - Alcune risorse non consentono alternative
  - Attesa circolare
    - Di riconoscimento difficile ed oneroso

Stallo
Prevenzione – 3

- Prevenzione sulle richieste di accesso
  - Ad ogni richiesta di accesso, verificare se questa può portare allo stallo
    - In caso affermativo non è però chiaro cosa convenga fare
    - La verifica è un onere pesante ad ogni richiesta
  - Una alternativa è richiedere preventivamente a tutti i processi quali risorse essi richiederanno così da ordinarne l'attività in maniera conveniente

Stallo
Prevenzione – 4

- 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