Sistemi Operativi

Secondo semestre

Giovanni Tosini

Indice

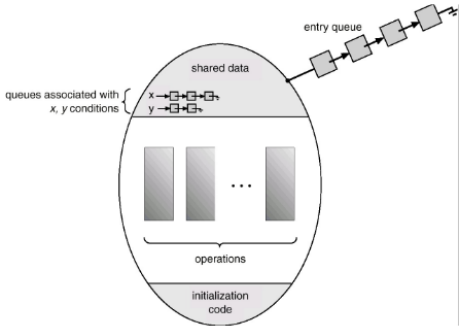
0.1 Monitor

Si tratta di una struttura simile ai semafori, implementa di default la mutua esclusione. Simile a una classe di un linguaggio a oggetti, può contenere:

- variabili(sono private)
- metodi(solo loro possono utilizzare le variabili definite all'interno del Monitor)
- costruttore

Quando un processo usa una entry del Monitor, gli altri non possono accedervi. Al suo interno posso dichiarare variabili di tipo CONDITION, non hanno valore, vengo usate esclusivamente con i metodi WAIT e SIGNAL.

```
CONDITION x
x.wait -> blocca il processo, non avvengono incrementi
          o decrementi come con i semafori
x.signal -> se fatto quando non ci sono processi in
            attesa, non fa niente
```



Il comando SIGNAL può rompere la mutua esclusione, perché un eventuale processo fermo potrebbe ripartire e in quel caso entrambi sarebbe all'interno della sezione critica, per evitare ciò il processo che la chiama:

- viene bloccato
- oppure SIGNAL deve essere l'ultima istruzione prima di uscire dal Monitor

Quale metodo usare? Dipende dal Monitor.

0.1.1 Problematiche

- esistono pochi linguaggi che li implementano
- possono essere applicati solo quando ci sono processi che condividono la memoria(stessa macchina)

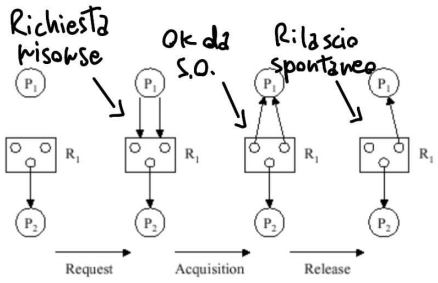
0.2 Deadlock

Causato quando un processo è in attesa di un evento causato a sua volta da un altro processo in attesa. Ci sono quattro condizioni che possono causare un Deadlock:

- mutua esclusione
- hold and wait: processo che detiene una risorsa ed è in attesa di una risorsa utilizzata da un altro
- no preemption: il processo deve rilasciare volontariamente la risorsa(non può essere ucciso)
- catena circolare: A attende B, che attende C, che attende A

In presenza di tutte e quattro esiste la possibilità che si verifichi. Tecnica di prevenzione: basta che una delle quattro non venga rispettata e il Deadlock non può avvenire.

Modello astratto RAG (Resource Allocation Graph)



- V = {{P1,P2},{R1}}
- $E_{iniziale}$ = {(R1,P2)} E_{finale} = {(R1,P1),(R1,P2)}

In generale, se abbiamo una sola istanza di ogni risorsa e siamo in presenza di un ciclo, il Deadlock è certo. Con risorse con più istanze invece non è assicurato.

0.2.1 Gestione Deadlock

Prevenzione statica: evitare ovvero che si verifichino una della quattro condizioni sopra riportate, se ci sono risorse disponibili non le assegno a prescindere.

- mutua esclusione: non posso toglierla
- hold and wait: accumulo tutte le risorse tutte in una volta altrimenti non procedo questo porta a delle problematiche:

  - basso uso delle risorse
  - starvation
  - occorre conoscere le risorse necessarie

- no preemption: un processo che richiede una risorsa non disponibile sarà costretto a rilasciare tutte le altre risorse che stava tenendo

- ogni risorsa avrà una priorità crescente, il processo può richiederle esclusivamente in ordine crescente

Prevenzione dinamica, durante l'esecuzione si blocca un processo in base al RAG, occorre conoscere a priori il caso peggiore in cui si causa un Deadlock e permette di sfruttare maggiormente le risorse per altri processi diversamente da quella statica. Guardando il RAG, come un processo richiede una risorsa ipotizza di concederla e verifica se si presenta un ciclo, in caso affermativo la richiesta verrà rifiutata, il processo rimarrà in attesa e il sistema resterà in un stato SAFE.

x	Richieste	Possedute
p0	10	5
p1	4	2
p2	9	2

p0 avrà bisogno di 10 istanze delle quali già ne possiede 5,12 sono quelle presenti, 9 in uso e 3 libere. Stato SAFE o UNSAFE? Si va in ordine per processo:

- p0 ne sta usando 5, ne occorrono altre 5, con le 3 libere non può essere soddisfatto, di conseguenza rimarrà in attesa

- p1 ne chiede 4, ne ha già 2, 3 sono libere, di conseguenza se andasse prima lui ne avremmo 5 libere dopo

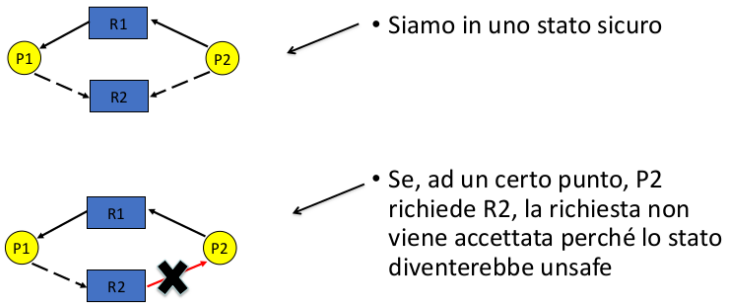
Quindi saremmo in uno stato SAFE.
N.B.: lo scheduler in tutto ciò non ha rilevanza, lui si limita scegliere quali processi mettere nella CPU.

Lo svantaggio della previsione dinamica è l'uso delle risorse minore, perché ci possono esserne alcune che non vengono sfruttate.

1) L'algoritmo RAG funziona solo con risorse che possiedono un'unica istanza, funzionamento:

- aggiungo al RAG l'arco di reclamo, ovvero in futuro quel processo richiederà l'uso di quella risorsa molto probabilmente

- il S.O. permetterà al processo di usare la risorsa solo se ipotizzando che venga fatto, non si verifichi un ciclo



La freccia tratteggiata indica l'arco di reclamo.

2) L'algoritmo del banchiere è meno efficiente dell'algorimo RAG, ma funziona con qualsiasi numero di istanze delle risorse. Si divide in due parti, una che simula la cessione dell'istanza della risorsa e una che ne verifica l'effetto.

```
int available[m]; /* n° di istanze di Ri disponibili */
int max[n][m];    /* matrice delle richieste di risorse */
int alloc[n][m];  /* matrice allocazione corrente */
int need[n][m];   /* matrice bisogno rimanente ovvero
                     need[i][j] = max[i][j] - alloc[i][j]*/
```

Algoritmo di allocazione (P_i)

```
void request(int req_vec[]) {                    ← Richieste del processo Pi
   if (req_vec[] > need[i][])
      error();   /* superato il massimo preventivato */
   if (req_vec[] > available[])
      wait();   /* attendo che si liberino risorse */
   available[] = available[] - req_vec[];
   alloc[i][] = alloc[i][] + req_vec[];          ← "simulo" l'assegnazione
   need[i][] = need[i][] - req_vec[];
   if (!state_safe()) {/* se non è safe, ripristino il vecchio stato */
      available[] = available[] + req_vec[];
      alloc[i][] = alloc[i][] - req_vec[];       ← rollback
      need[i][] = need[i][] + req_vec[];
      wait();
   }
}
```

3) L'algoritmo di rilevazione permette che ci siano dei Deadlock, ogni tanto verifica che il sistema sia caduto in Deadlock in un metodo simile all'algoritmo del banchiere senza la necessità di conoscere la matrice max, verifica solo se il sistema è in uno stato SAFE. Usa strutture dati simili a quello del banchiere.

```
int available[m]; //n° istanze di R_i disponibili
int alloc[n][m]; //matrice allocazione corrente
int req_vec[n][m]; //matrice di richiesta,
                   //stesse dimensione della max,
                   // è una max istantanea
```

Algoritmo di detection

$O(m*n^2)$

```
int work[m] = available[m];
bool finish[] = (FALSE,...,FALSE), found = TRUE;
while (found)  {
      found = FALSE;
      for (i=0; i<n && !found; i++) {
        /* cerca un Pi con richiesta soddisfacibile */
        if (!finish[i] && req_vec[i][] <= work[]){
         /* assume ottimisticamente che Pi esegua fino al termine
         e che quindi restituisca le risorse */
          work[] = work[] + alloc[i][];
          finish[i]=TRUE;
          found=TRUE;
        }
      }
} /* se finish[i]=FALSE per un qualsiasi i, Pi è in deadlock */
```

Se non è così il possibile deadlock verrà evidenziato alla prossima esecuzione dell'algoritmo

Parte dal presupposto che tutti i processi siano bloccati, verifica se il singolo processo non ha finito e se le risorse che richiede siano inferiori a quelle disponibili. come trova un processo che può proseguire con la sua esecuzione significa che non si è in Deadlock, non verifica la situazione futura, solo quella attuale. Esempio:

Rilevazione - esempio

- 5 processi: P_0,P_1,P_2,P_3,P_4
- 3 tipi di risorsa:
  - A (7 istanze), B (2 istanze), C (6 istanze)
- Fotografia al tempo T_0:

	Allocation	*Request*	*Available*
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	0 0 0	0 0 0
P_1	2 0 0	2 0 2	
P_2	3 0 3	0 0 0	
P_3	2 1 1	1 0 0	
P_4	0 0 2	0 0 2	

Usando l'algoritmo si passa man mano ogni singolo processo e si verifica se nello stato attuale può finire la sua esecuzione oppure è fermo a causa di un'attesa di risorse. Man mano che si trovano processi che possono concludere, si considerano le risorse in loro possesso come possibili risorse future disponibili.

L'algoritmo di rilevazione può essere lanciato:

- dopo ogni richiesta di risorsa
- ogni N secondi
- quando la percentuale di utilizzo della CPU cala sotto una soglia T

La prima è particolarmente costosa, non si fa prevenzione, ma si verifica sempre, che può essere problematico essendo un algoritmo che può arrivare ad avere una complessità cubica. La terza opzione potrebbe non rilevare dei Deadlock causati da piccoli gruppi di processi che non causano grossi cali d'uso della CPU.

Quando ci si accorgerà del Deadlock si potrà:

- uccidere tutti o alcuni dei processi coinvolti
- prelazionare tutti i processi coinvolti

In entrambi i casi sarebbe un grosso danno, perché i processi hanno lavorato fino a quel momento per niente. Per la prima, invece di uccidere tutti i processi si può scegliere di ucciderne uno alla volta in base a alle risorse allocate, a quante

ne mancano, a quanto tempo mancava, etc e verificare dopo se il Deadlock è tuttora presente o meno. La seconda possibilità invece porta il problema che prelazione un singolo processo equivale quasi a ucciderlo visto che non può continuare normalmente come prima, una possibile soluzione è il **rollback** che comporta un lavoro in precedenza eseguito dalla CPU per salvare uno stato in cui il processo non era bloccato. Successivamente quest potrebbe causare un fenomeno di starvation se si andrà a fare **rollback** dei soliti processi, in quel caso una possibile soluzione potrebbe essere quella di considerare il numero di **rollback** nei fattori di costo.

0.3 Gestione della memoria

Un processo ha bisogno sia di memoria RAM che di memoria di massa per poter lavorare. La memoria serve ai processi per via dell'uso del **Program Counter** da parte della CPU . Possono nascere svariati problemi nella gestione della memoria per i processi:

- l'allocazione della memoria dei singoli processi
- protezione dello spazio allocato
- condivisione dello spazio allocato
- gestione dello swap
- gestione della memoria virtuale

Ogni programma per essere eseguito deve essere messo in memoria e trasformato in processo, da quel momento la CPU preleverà istruzioni dalla memoria in base al **Program Counter**, questo può portare all'ulteriore prelievo di dati dalla memoria fino alla fine dell'esecuzione con l'eventuale scrittura in memoria del risultato, una volta che il processo terminerà la memoria verrà rilasciata.

Come avviene il passaggio da programma a processo? La trasformazione avviene tramite una trasformazione di indirizzi di memoria.

```
int x = 3;
```

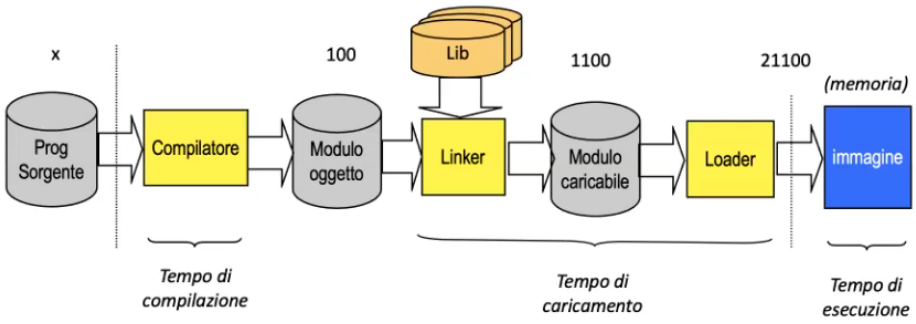
non è altro che un riferimento a un indirizzo di memoria, quando il programma verrà eseguito, quell'indirizzo **simbolico** verrà tradotto in un indirizzo **fisico**.

Chi compie questa trasformazione?

il compilatore: prende l'indirizzo **simbolico** e lo trasforma in una serie di indirizzi **rilocabili** ovvero che si possono posizionare da un'altra parte

il linker e/o il loader: prendono l'indirizzo **rilocabile** e lo trasformano in indirizzo fisico assoluto

Possono essere coinvolti tutti o no, in base a come avviene la trasformazione.



La variabile X viene presa dal **compilatore** e trasformata da indirizzo **simbolico** a indirizzo **rilocabile**, viene creato un modulo oggetto, in cui alla variabile viene assegnato un indirizzo di memoria, X non sarà più X, sarà l'area di memoria all'indirizzo 100. Il **linker** collegherà l'indirizzo 100 con gli indirizzi delle eventuali librerie incluse nel programma, ciò causerà la creazione di un modulo ricaribile in memoria. La X dall'indirizzo 100 sarà spostata all'indirizzo 1100 per fare spazio alle eventuali librerie. Il modulo caricabile è quello che effettivamente verrà caricato in memoria dal **loader**. Il SO assegnerà uno spazio all'interno della memoria tenendo conto dello spazio effettivamente occupato al momento. Eventualmente se l'indirizzo 1100 fosse occupato, il SO potrà spostarlo a un altro indirizzo libero, fatto questo il processo verrà eseguito. Se si troverà un'istruzione

```
int a = x + b;
```

vedendo che l'operando da prelevare è X, verrà ripescato dall'indirizzo di memoria, tale azione che collega indirizzi **simbolici** a indirizzi **fisici** viene denominata **binding degli indirizzi**.

0.3.1 Tempi di compilazione

compile-time: avviene a tempo di compilazione,in quel caso ci sarà solo il **compilatore** che non può sapere se l'indirizzo che assegna al programma sia occupato o meno, di conseguenza in caso in cui fosse occupato il programma semplicemente non verrà eseguito. Ciò funziona bene se la memoria è ottimizzata al massimo. Per cambiare la locazione del programma l'unica opzione sarà quellla di ricompilarlo.

load-time: avviene a tempo di caricamento, il **loader** può notare che l'area di memoria in cui vuole caricare sia occupata e di conseguenza cambia l'area in cui andare a caricare. Il codice sarà rilocabile, anche se non permette di spostare il processo mentre è in esecuzione. Se cambiasse l'indirizzo di riferimento sarà necessario ricaricare.

run-time: permette di spostare l'indirizzo di memoria allocato mentre il processo è in esecuzione, è necessario un supporto hardware perché decisamente più efficiente.

I primi due tipi di **binding** sono considerati **statici** mentre l'ultimo è considerato **dinamico**.

0.3.2 Linking

Può essere diverso indipendentemente dal tipo di **binding**.

statico: tradizionale, prima di mandare in esecuzione il processo, si è creato un'immagine di memoria con tutte le librerie incluse.

dinamico: il sistema viene preparato per accogliere un'immagine del codice e delle librerie, ma il linking vero e e proprio avverrà solo al momento dell'esecuzione, l'eseguibile sarà più piccolo perché non conterrà le librerie, ma solo il loro riferimento.

Un programma linkato staticamente occuperà una maggior memoria rispetto a un programma linkato dinamicamente, dal punto di vista di caricamento il dinamico vince sullo statico, in quel caso gli stub creati dal linkato dinamico dovranno essere completati a **run-time** e ciò porterà il programma a essere più lento rispetto a quello linkato staticamente.

Ricapitolando:

linking statico:
- occupa maggior memoria
- lento nel caricamento
- veloce nell'esecuzione

linking dinamico:
- occupa meno memoria
- più rapido nell'avvio
- più lento nell'esecuzione

0.3.3 Loading

Lo stesso concetto di statico e dinamico può essere applicato al **loader**.

statico: tutto il codice viene caricato in memoria al tempo di esecuzione, quindi deve essere disponibile in memoria prima di eseguire il programma

dinamico: i moduli che servono al processo vengono caricati al primo utilizzo, se una parte non serve non verrà caricata di conseguenza

Uno dei malus dello **statico** è la possibilità di programmi in cui una parte del codice non verrà mai eseguita (magari per via di condizioni), non conviene di conseguenza caricare completamente il programma, in quel caso il loading **dinamico** diventa decisamente più utile.

0.3.4 Spazio di indirizzamento logico

Consiste nello spazio visto dalla CPU quando esegue un processo, mappato su uno spazio di indirizzamento fisico in RAM. Il SO deve mappare indirizzi logici o virtuali su indirizzi fisici reali, quando si fa **binding** a **compile-time** o **load-time** l'indirizzo logico e fisico coincidono. Invece con un **binding** a **run-time** l'indirrizzo logico generato dalla CPU potrebbe non coincidere con quello fisico presente in RAM, tutto ciò viene sempre gestito dal SO. Una gestione dinamica come questa ha un costo, ovvero il tempo che ci mette la MMU (Memory Management Unit) che tiene conto del riferimento tra indirizzo logico a quello fisico a tradurre la richiesta.

La MMU può essere composta da un registro e un sommatore che somma gli indirizzi logici con un offset, potrebbe essere problematico con processi che dovrebbero essere divisi all'interno dello spazio di memoria.

0.4 Schemi di gestione della memoria

0.4.1 Allocazione contigua

L'immagine di memoria del processo sarà tutto allocato in un'area contigua per l'appunto, senza buchi in mezzo. Per gestire l'allocazione in questo modo esistono delle varianti:

Partizioni fisse

La memoria è divisa a blocchi, ciascun blocco con una determinata dimensione che rimarrà fissa per sempre, tra di loro possono essere variabili, ma rimangono fisse. Il processo che arriva verrà posizionato nella prima partizione che permette di contenerlo. Un contro è che se un blocco viene occupato solo in parte, quella libera sarà sprecata, perché il blocco è fisso e non può essere partizionato. Esistono delle opzioni:

- un'unica coda di attesa, con i processi in fila e come si libera uno spazio il processo in testa verificherà se riesce a entrarci o meno
- tante code, una per partizione, il SO fa un preselezione del processo che verrà messo nella coda più adatta a lui

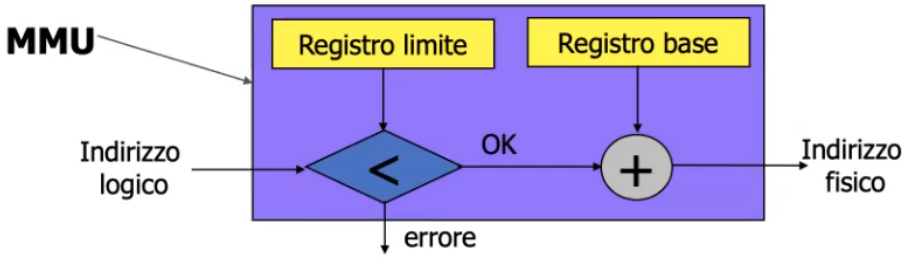
Entrambe hanno vantaggi e svantaggi, una coda per partizione causerà la possibilità di avere delle code vuote e altre piene in quel caso si avrebbe tanta memoria sprecata e pochi processi in coda. Va bene solo nel caso in cui il carico dei vari processi è ben distribuito e di varie dimensioni. Se tutte le code fossero piene, sarebbe ottimale per l'uso della memoria.

Nell'alternativa con un'unica coda, la gestione sarà più complicata, perché un processo troppo grande per stare in partizioni troppo piccole rimarrebbe in attesa in caso di algoritmo FCFS, bloccando tutti gli altri processi dietro di lui che potrebbero entrare nelle partizioni libere. Una scansione della coda quando si libera una partizione risolve il problema, ci sono due varianti

best-fit: scansiona tutta la coda scegliendo quello più adatto alla partizione che si è liberata ovvero quello che si avvicina a occuparla maggiormente, se la coda è molto lunga il tempo impiegato sarà decisamente elevato

best-available-fit: viene scelto il primo processo che può stare nella partizione che si è liberata, non minimizza lo spreco, perché potrebbe esserci un processo che occuperebbe meglio la partizione

Lo schema della MMU con un allocazione contigua a partizioni fisse è il seguente:



Pro e contro:

pro: semplicità, il SO deve solo tenere traccia di una tabella in cui si definisce in quale partizione andrà il processo

contro: il livello di multiprogrammazione è vincolato dal numero di partizioni, inoltre c'è uno spreco di memoria causato dalla frammentazione della memoria:

interna: causata dall'assegnamento di un processo a una partizione che non viene occupata al 100

esterna: la somma della parte libera di partizioni parzialmente occupate potrebbe essere grande a sufficienza per un processo che invece sarà costretto ad attendere

la frammentazione riduce l'efficacia nell'uso della memoria, la tecnica con partizioni fisse soffre di entrambe, è più adatta per processi delle dimensioni giuste ed esatte alle partizioni che si vogliono occupare, quindi più verso i sistemi embedded.

Partizioni variabili

Il processo che arriva in memoria si prenderà una fetta di memoria grande esattamente quanto lo spazio che occuperebbe. La frammentazione esterne rimarrà, esempio:

- si crea una partizione da 100, una da 50, una da 30 e una da 20

- si libera quella da 50 e da 20
- un processo che occupa 70 potrebbe entrare se le posizioni da 50 e 20 venissero sommate, ma non si può a causa dell'allocazione contigua

L'effetto a "groviera" che si genera