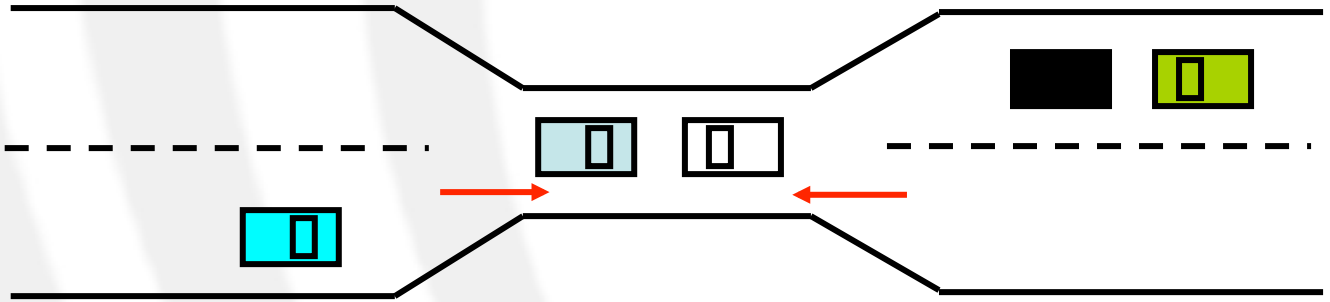

ESD
Electronic
Systems
Design
Synthesis Verification Testing Power Communication

Deadlock

Definizione

- Sequenza di utilizzo dei processi che utilizzano risorse
  - Richiesta
    - Se non può essere immediatamente soddisfatta, il processo deve attendere
  - Utilizzo
  - Rilascio
- DEADLOCK
  Un insieme di processi è in ***deadlock*** quando ogni processo è in attesa di un evento che può essere causato da un processo dello stesso insieme

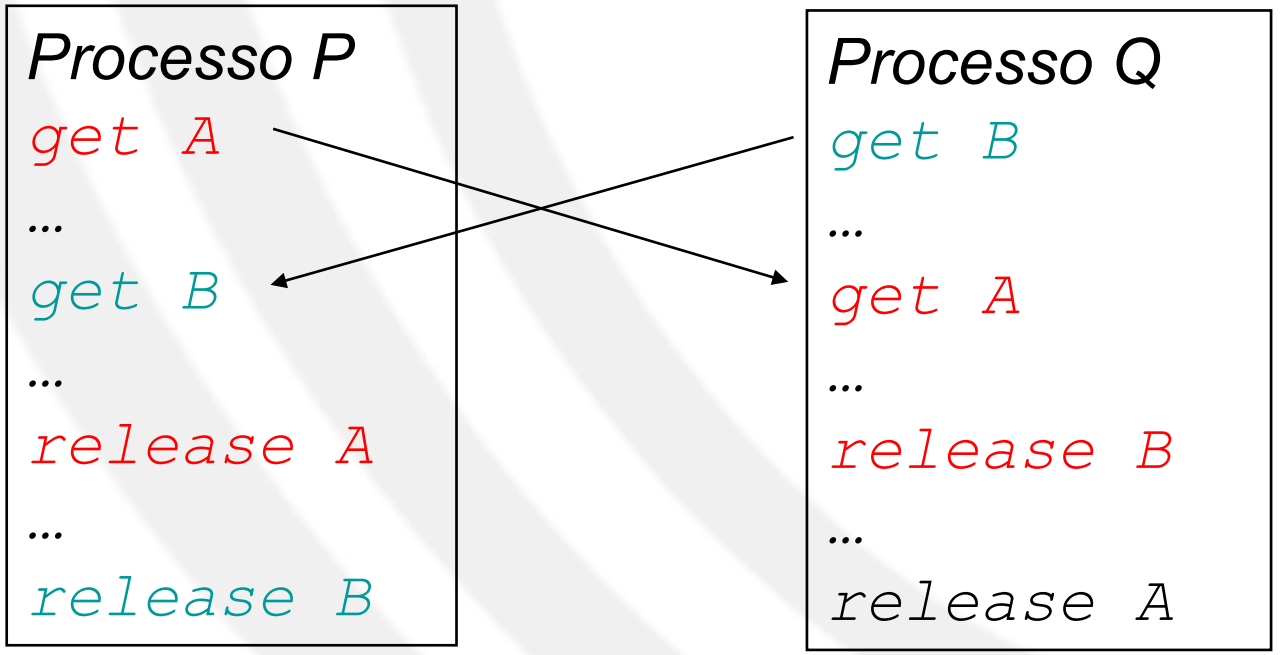
Esempio di deadlock



- Traffico solo in una direzione
- Ponte = risorsa condivisa
  - Se c'è deadlock, si può risolvere mandando indietro una macchina (preemption + rollback)
  - Possibile che più macchine debbano essere spostate
  - Starvation possibile

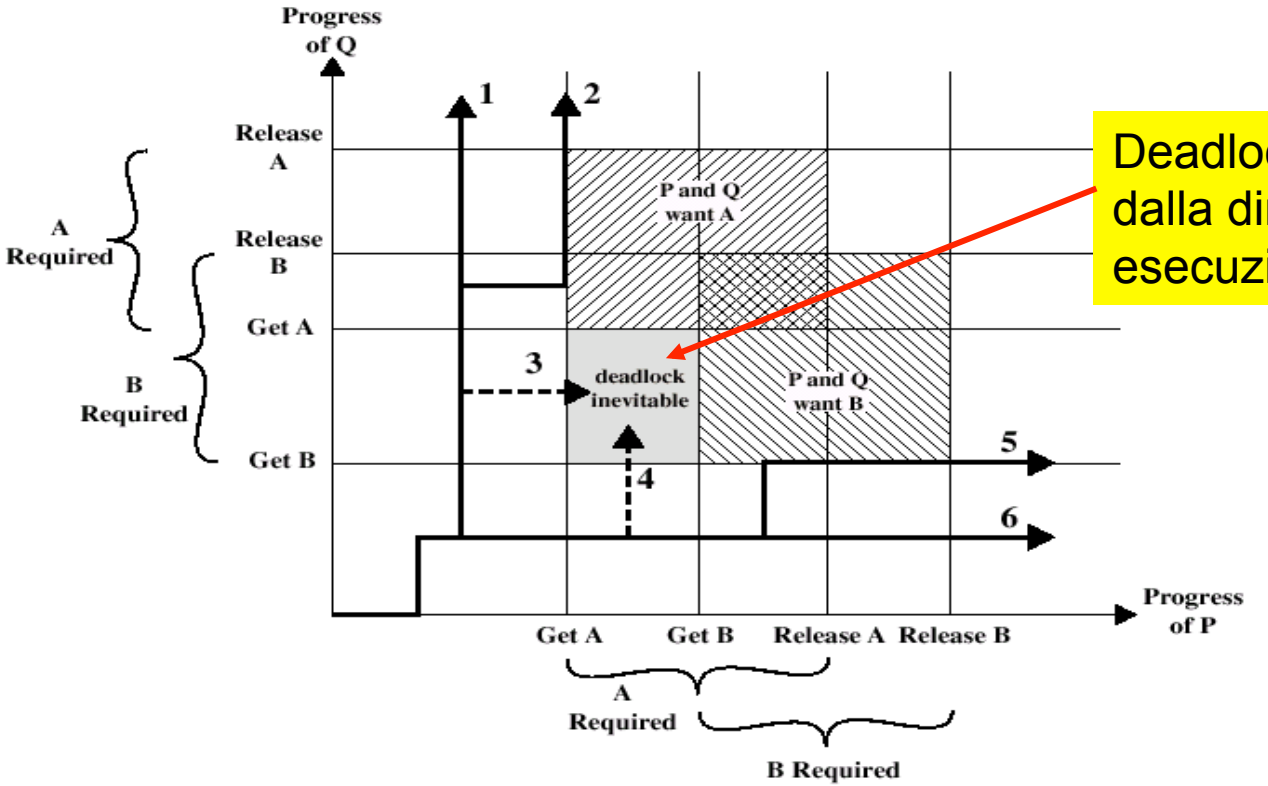
Esempio di deadlock

- P e Q in competizione per due risorse A e B
  - P e Q devono utilizzare A e B in modo esclusivo



Esempio di deadlock

- Traiettoria delle risorse
  - 6 possibili sequenze di richiesta/rilascio



Deadlock dipende dalla dinamica della esecuzione

Condizioni necessarie

1. Mutua esclusione
   - Almeno una risorsa deve essere non condivisibile
2. Hold and Wait
   - Deve esistere un processo che detiene una risorsa e che attende di acquisirne un'altra, detenuta da un altro
3. No preemption
   - Le risorse non possono essere rilasciate se non "volontariamente" dal processo che le usa
4. Attesa circolare
   - Deve esistere un insieme di processi che attendono ciclicamente il liberarsi di una risorsa

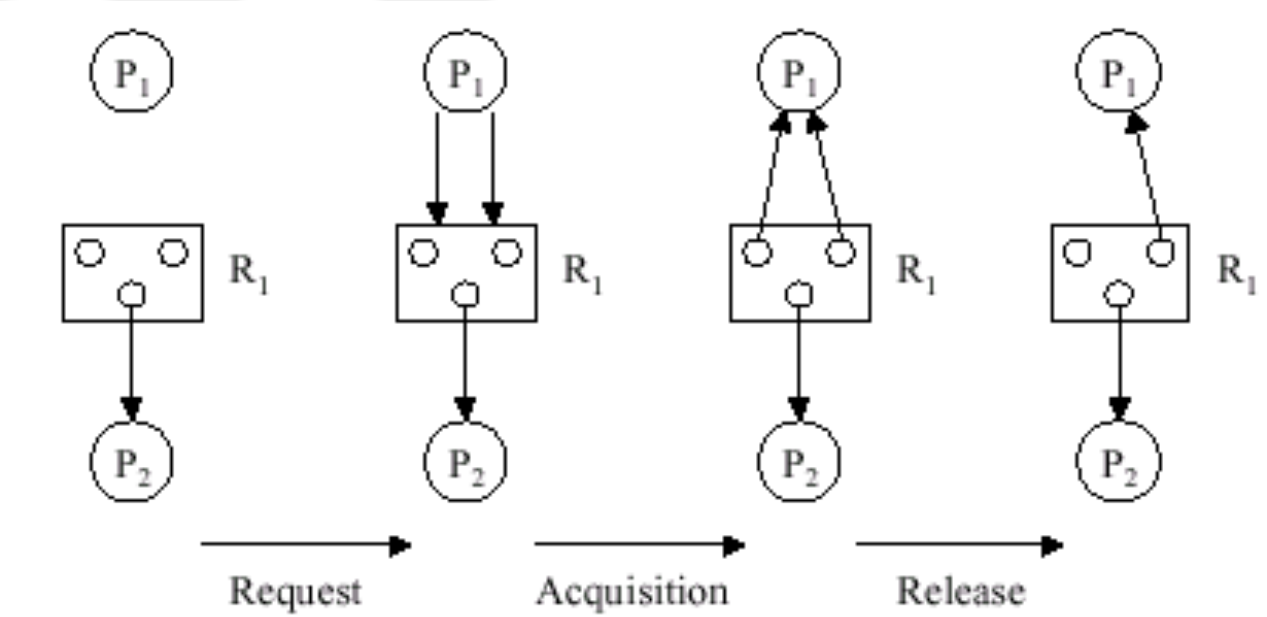
- Devono essere vere contemporaneamente
  - Se una non si verifica, non si ha deadlock

Modello astratto (RAG)

- RAG = *Resource Allocation Graph*: G(V,E)
  - V = nodi
    - Cerchi = processi (CPU, I/O, memoria)
    - Rettangoli = risorse
      - » Nei rettangoli vi sono tanti “ • ” quante sono le istanze della corrispondente risorsa
  - E = archi
    - Da processi a risorse: processo richiede risorsa
    - Da risorse a processi: processo detiene risorsa

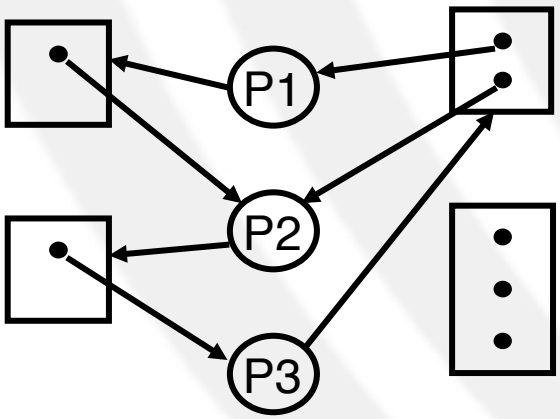
RAG - esempio

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

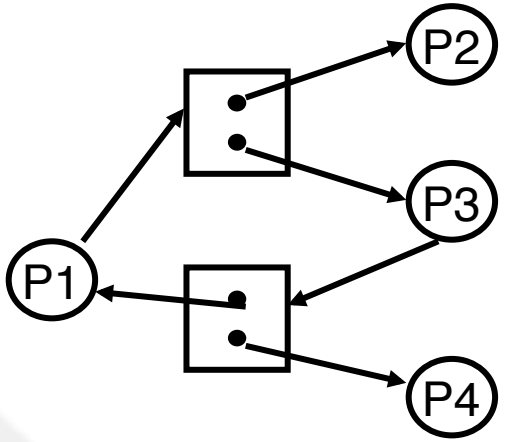


RAG e deadlock

- Se il RAG non contiene cicli, non ci sono deadlock
- Se contiene cicli:
  - se si ha una sola istanza per risorsa allora si deadlock
  - se ci sono più istanze, dipende dallo schema di allocazione



DEADLOCK



NO DEADLOCK

Gestione dei deadlock - alternative

- Prevenzione statica
  - Evitare che si possa verificare una delle quattro condizioni
- Prevenzione dinamica (*avoidance*) basata su allocazione delle risorse
  - Mai usata poiché richiede conoscenza troppo approfondita delle richieste di risorse
- Rivelazione (*detection*) e ripristino (*recovery*)
  - Permettere che si verifichino deadlock
  - Prevedere metodi per riportare il sistema al funzionamento normale
- Algoritmo dello struzzo
  - Non fare nulla, i deadlock sono rari e gestirli costa troppo

Prevenzione statica

- Obiettivo:
  - Impedire che si verifichi una delle 4 condizioni che devono essere vere contemporaneamente perché si verifichi un deadlock

Prevenzione statica

- Mutua esclusione
  - E’ irrinunciabile per certi tipi di risorsa
  - Non possiamo toglierla

Prevenzione statica

- Hold and wait
  - Soluzioni
    - Un processo alloca all'inizio tutte le risorse che deve utilizzare
    - Un processo può ottenere una risorsa solo se non ne ha altre
  - Problemi
    - Basso utilizzo delle risorse
    - Possibilità di *starvation* (richiesta di molte risorse molto "popolari")
    - Conoscenza del numero di risorse richieste?

Prevenzione statica

- No preemption
  - Soluzioni
    - Un processo che richiede una risorsa non disponibile deve cedere tutte le altre risorse che detiene
    - In alternativa, può cedere risorse che detiene su richiesta di un altro processo
  - Problemi
    - Fattibile solo per risorse il cui stato può essere facilmente “ristabilito” (CPU, registri, semafori, file)
    - Non per stampanti, nastri, …

Prevenzione statica

- Attesa circolare
  - Soluzione
    - Assegnare una priorità (ordinamento globale) ad ogni risorsa
      - F: R → N
      - $F(R_0) < F(R_1) < \ldots < F(R_n)$
    - Un processo può richiedere risorse solo in ordine crescente di priorità
    - Quindi l'attesa circolare diventa impossibile poiché:
      - Se $P_0 \rightarrow R_0 \rightarrow P_1 \rightarrow \ldots \rightarrow R_{n-1} \rightarrow P_n \rightarrow R_n \rightarrow P_0$
      - Allora $F(R_0) < F(R_1) < \ldots < F(R_n) < F(R_0)$ Impossibile!
    - Priorità deve seguire il normale ordine di richiesta (Es:. disco prima di stampante)

Prevenzione dinamica

- Le tecniche di prevenzione statica possono portare a un basso utilizzo delle risorse perché mettono vincoli sul modo in cui i processi possono accedere alle risorse

Prevenzione dinamica

- Obiettivo:
  - Prevenzione in base alle richieste
    - Analisi dinamica del grafo delle risorse per evitare situazioni cicliche
- Requisito:
  - Conoscenza del caso peggiore (bisogna conoscere il massimo numero di istanze di una risorsa richieste per processo)

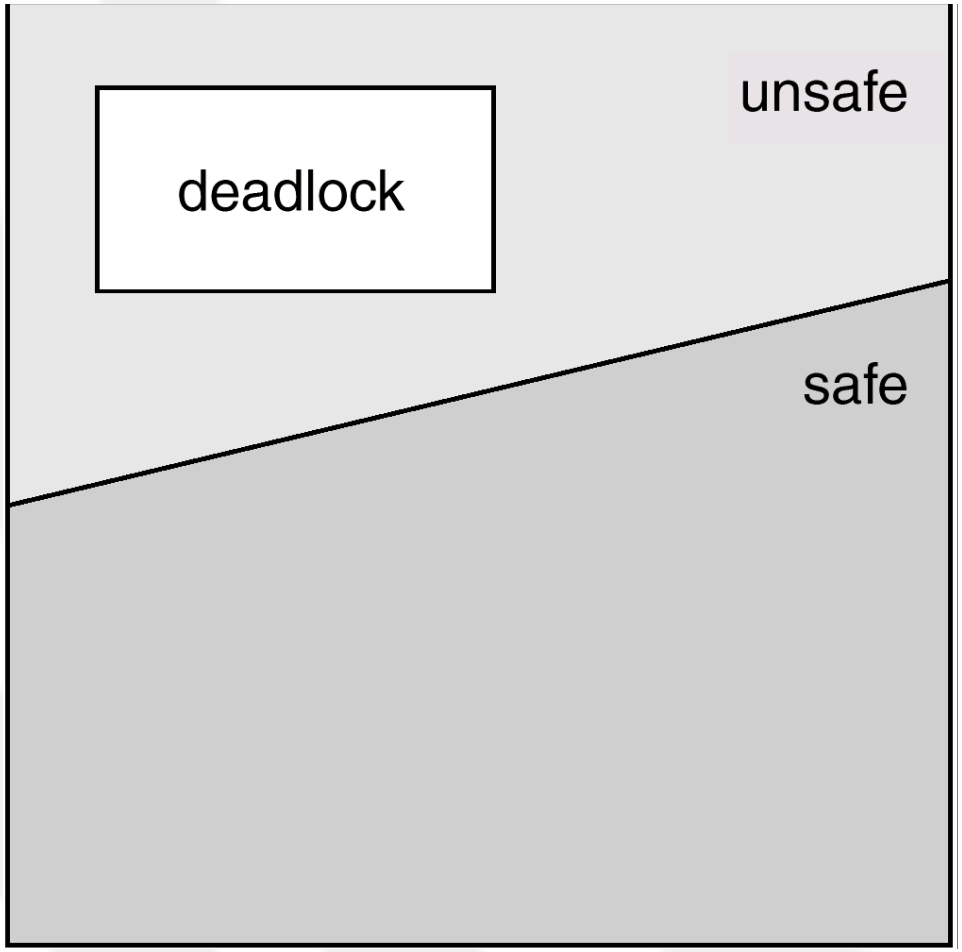
Prevenzione dinamica – stato safe

- Stato di una risorsa calcolato come:
  - numero di istanze allocate
  - numero di istanze disponibili
- Il sistema si trova in uno stato sicuro (*safe*)
  - se esiste una *sequenza safe*, ovvero
  - se usando le risorse disponibili, può allocare risorse ad ogni processo, in qualche ordine, in modo che ciascun di essi possa terminare la sua esecuzione

Sequenza safe

- Una sequenza di processi (P_1,...,P_N) è *safe* se, per ogni P_i, le risorse che P_i può richiedere possono essere esaudite usando:
  - le risorse disponibili
  - quelle detenute da P_j, $j < i$ (attendendo che P_j termini)
- Se non esiste tale sequenza, siamo in uno stato *unsafe*
  - Non tutti gli stati *unsafe* sono stati di deadlock, ma da stato *unsafe* posso andare in deadlock

Spazio degli stati



Stato safe e unsafe – Esempio

	Richieste	Possedute
P_0	10	5
P_1	4	2
P_2	9	2

- Supponiamo di avere:
  - 3 processi: P0, P1, P2
  - 12 istanze di 1 risorsa
    - 3 istanze libere
- Siamo in uno stato safe?
  - Si, esiste sequenza safe: < P1, P0, P2 >
    - P1 prende e rilascia, poi P0 infine P2
- Se ora P2 richiede 1 risorsa e gli viene assegnata, siamo ancora in uno stato safe?
  - No, si entra in uno stato unsafe!
    - Rimangono solo 2 risorse
    - P1 può eseguire, ma quando termina sono disponibili solo 4 istanze
    - P0 ne chiede 5, P2 ne chiede 6!
    - Deadlock P2 ←→ P0

Prevenzione dinamica

- Idea:
  - Utilizzare algoritmi che lasciano il sistema sempre in uno stato safe
    - All'inizio il sistema è in uno stato safe
    - Ogni volta che P richiede R, R viene assegnata a P sse si rimane in uno stato safe
- Svantaggio:
  - L'utilizzo delle risorse è minore rispetto al caso in cui non uso tecniche di prevenzione dinamica

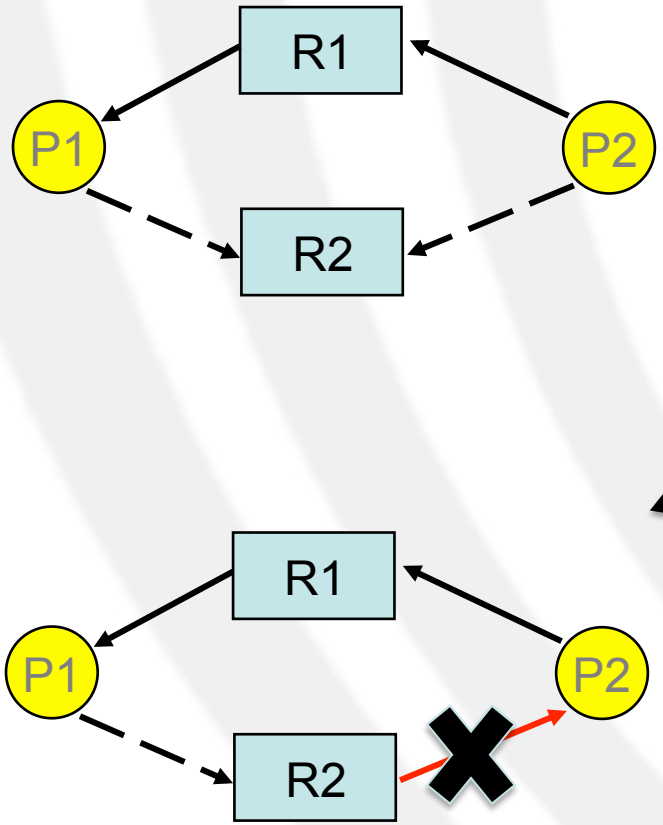
Prevenzione dinamica

- Due alternative:
  - Algoritmo con RAG
    - Funziona solo se c'è una sola istanza per risorsa
  - Algoritmo del banchiere
    - Funziona qualunque sia il numero di istanze

Algoritmo con RAG

- Funziona solo se ho un'istanza per ogni risorsa
- Il RAG viene aumentato con archi di reclamo:
  - $P_i \rightarrow R_j$ se P_i può richiedere R_j in futuro
  - Indicati con freccia tratteggiata
- All'inizio, ogni processo deve dire quali risorse vorrebbe usare durante la sua esecuzione
- Una richiesta viene soddisfatta sse l'allocazione della risorsa non crea un ciclo nel RAG
- Serve un algoritmo per la rilevazione cicli
  - Complessità $O(n^2)$ (dove n = n° di processi)

Algoritmo con RAG – esempio



- Siamo in uno stato sicuro
- Se, ad un certo punto, P2 richiede R2, la richiesta non viene accettata perché lo stato diventerebbe unsafe

Algoritmo del banchiere

- Meno efficiente dell'algoritmo con RAG…
- … ma funziona con più istanze delle risorse
- Idea:
  - Il banchiere non deve mai distribuire tutto il denaro che ha in cassa perché altrimenti non potrebbe più soddisfare successivi clienti

Algoritmo del banchiere

- Ogni processo dichiara la sua massima richiesta
- Ogni volta che un processo richiede una risorsa, si determina se soddisfarla ci lascia in uno stato safe
- Costituito da:
  - Algoritmo di allocazione
  - Algoritmo di verifica dello stato
- Strutture dati per *n* processi e *m* risorse:

```
int available[m];  /* n° di istanze di R_i 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[]) {
    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[];
    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[];
        need[i][] = need[i][] + req_vec[];
        wait();
    }
}
```

Richieste del processo P_i

"simulo" l'assegnazione

rollback

$O(m*n^2)$

Algoritmo di verifica dello stato

```
boolean state_safe(){
    int work[m] = available[];
    boolean finish[n] = (FALSE,...,FALSE);
    int i;
    while (finish != (TRUE,...,TRUE)) {
        /* cerca Pi che NON abbia terminato e che possa
           completare con le risorse disponibili in work */
        for (i=0; (i<n)&&(finish[i]||(need[i][]>work[])); i++);
        if (i==n)
            return FALSE; /* non c'è → unsafe */
        else {
            work[] = work[]+alloc[i][];
            finish[i] = TRUE;
        }
    } return TRUE;
}
```

Ho già sottratto le richieste di P_i !

Sono arrivato in fondo, senza trovare finish[i]=FALSE e need[i][ ] <= work[ ]

L'ordine non ha importanza. Se + processi possono eseguire, ne posso scegliere uno a caso, gli altri eseguiranno dopo, visto che le risorse possono solo aumentare

Algoritmo del banchiere - esempio

- 5 processi: P_0,P_1,P_2,P_3,P_4
- 3 risorse:
  - A (10 istanze) B (5 istanze) C (7 istanze)
- Fotografia al tempo T_0:

	Allocation	*Max*	*Available*	*Need*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 5 3	3 3 2	7 4 3
P_1	2 0 0	3 2 2		1 2 2
P_2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
P_3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
P_4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Algoritmo del banchiere - esempio

- Al tempo T_0 il sistema è in stato safe:
  - $<P_1, P_3, P_4, P_2, P_0>$ è una sequenza safe
- Al tempo T_1, P_1 richiede (1,0,2)
  - Request_1 ≤ Available? (1,0,2) ≤ (3,3,2) ⇒ OK
  - Nuova situazione:

	Allocation	*Max*	*Available*	*Need*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 5 3	*2 3 0*	7 4 3
P_1	*3 0 2*	3 2 2		*0 2 0*
P_2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
P_3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
P_4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Algoritmo del banchiere - esempio

- Siamo ancora in uno stato safe? Verifichiamolo:
  - work = (2,3,0)
  - i=0 finish=FALSE, need[0] = (7,4,3) > work
  - i=1 finish=FALSE, need[1] = (0,2,0) < work
    - work = work + (3,0,2) = (5,3,2)
    - finish[1] = TRUE
  - i=2 finish=FALSE, need[2]=(6,0,0) > work
  - i=3 finish=FALSE, need[3]=(0,1,1) < work
    - work = work + (2,1,1) = (7,4,3)
    - finish[3] = TRUE
  - ...
  - Sequenza safe finale: <P1, P3, P4, P0, P2>

Algoritmo del banchiere - esempio

- Al tempo T_2, P_0 richiede (0,2,0)
  - Request_0 ≤ Available? (0,2,0) ≤ (2,3,0) ⇒ OK
  - Nuova situazione

	Allocation	*Max*	*Available*	*Need*
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	*0 3 0*	7 5 3	*2 1 0*	*7 2 3*
P_1	3 0 2	3 2 2		0 2 0
P_2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
P_3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
P_4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Algoritmo del banchiere - esempio

- Siamo ancora in uno stato safe? Verifichiamolo:
  - work = (2,1,0)
  - i=0 finish=FALSE, need[0]=(7,2,3) > work
  - i=1 finish=FALSE, need[1]=(0,2,0) > work
  - i=2 finish=FALSE, need[2]=(6,0,0) > work
  - i=3 finish=FALSE, need[3]=(0,3,1) > work
  - i=4 finish=FALSE, need[4]=(4,3,1) > work
- Stato unsafe!

Rilevazione deadlock & ripristino

- Prevenzione statica e dinamica sono conservativi e riducono eccessivamente l'utilizzo delle risorse
- Due approcci alternativi:
  - Rilevazione e ripristino tramite RAG
  - Algoritmo di rilevazione

Rilevazione e ripristino con RAG

- Funziona solo con una risorsa per tipo
- Analizzare periodicamente il RAG, verificare se esistono deadlock (*detection*) ed iniziare il ripristino (*recovery*)
  - Vantaggi
    - Conoscenza anticipata delle richieste non necessaria
    - Utilizzo migliore
  - Svantaggio
    - Costo del recovery

Algoritmo di rilevazione

- Basato sull'esplorazione di ogni possibile sequenza di allocazione per i processi che non hanno ancora terminato
- Se la sequenza va a buon fine (*safe*), non c'è deadlock
- Strutture dati simili ad algoritmo del banchiere:

```
int available[m]; /* n° di istanze di R_i disponibili */
int alloc[n][m];  /* matrice allocazione corrente */
int req_vec[n][m];/* matrice delle richiesta */
```

$O(m*n^2)$

Algoritmo di detection

```
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

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	

Rilevazione - esempio

- Siamo in una situazione di deadlock? Verifichiamolo:
  - work = (0,0,0)
  - i=0 req[0]=(0,0,0) <= work OK
    work = work + (0,1,0) = (0,1,0) finish[0] = true P0✓
  - i=1 req[1]=(2,0,2) <= work NO
  - i=2 req[2]=(0,0,0) <= work OK
    work = work + (3,0,3) = (3,1,3) finish[2] = true P2 ✓
  - i=3 req[3]=(1,0,0) <= work OK
    work = work + (2,1,1) = (5,2,4) finish[3] = true P3 ✓
  - …
- La sequenza <P0, P2, P3, P1, P4> dà finish[i] = true per ogni i

Rilevazione - esempio

- Supponiamo invece che P_2 richieda un'ulteriore istanza della risorsa C

	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 1	
P_3	2 1 1	1 0 0	
P_4	0 0 2	0 0 2	

Esempio

- Siamo in una situazione di deadlock? Verifichiamolo
  - work = (0,0,0)
  - i=0 req[0]=(0,0,0) <= work OK
    work = work + (0,1,0) = (0,1,0) finish[0] = true P0✓
  - i=1 req[1]=(2,0,2) <= work NO
  - i=2 req[2]=(0,0,1) <= work NO
  - i=3 req[3]=(1,0,0) <= work NO
  - i=4 req[4]=(0,0,2) <= work NO

- DEADLOCK formato da P1, P2, P3, P4

Ripristino

- Quanto spesso chiamare l'algoritmo di rilevazione?
  - Dopo ogni richiesta
  - Ogni *N* secondi
  - Quando utilizzo della CPU scende sotto una soglia *T*
- Cosa fare?
  - Uccisione processi coinvolti
  - Prelazione delle risorse dai processi bloccati nel deadlock

Uccisione processi coinvolti

- Uccisione di tutti i processi
  - Costoso
    - Tutti i processi devono ripartire e perdono il lavoro svolto
- Uccisione selettiva fino alla scomparsa del deadlock
  - Costoso
    - Invoca l'algoritmo di rilevazione dopo ogni uccisione
  - In che ordine?
    - Priorità, tipi di risorse allocate, quante risorse mancavano, quanto tempo mancava alla fine, interattivo o batch, è il processo del capo?

Prelazione delle risorse

- A chi toglierle e in quale ordine?
  - Problema
    - Il processo che subisce la prelazione non può continuare normalmente
  - Soluzione
    - Rollback in uno stato *safe*, e ripartenza da questo stato
- Eventualmente *total rollback* (cioè riparto da zero)
- Problema
  - Starvation possibile, se tolgo le risorse sempre agli stessi processi
- Soluzione
  - Considerare il numero di rollback nei fattori di costo

Conclusione

- Ognuno dei tre approcci visti ha vantaggi e svantaggi
- Nessuno è sempre superiore agli altri
- Soluzione “combinata”:
  - Partizionare le risorse in classi
  - Usare una strategia di ordinamento tra classi di risorse (priorità)
  - All’interno di una classe, usare l’algoritmo più appropriato per quella classe

Conclusione

- Partizionare e ordinare le risorse in classi:
  1. Risorse interne (usate dal sistema, es.: PCB, I/O)
  2. Memoria
  3. Risorse di processo (es. File)
  4. Spazio di swap (blocchi su disco)

Conclusione

- Algoritmi specifici:
  1. Prevenzione tramite ordinamento delle risorse
  2. Prevenzione tramite prelazione
     - Un job può in genere essere “swappato”
  3. Prevenzione dinamica
     - Richiesta massima di risorse tipicamente nota a priori
  4. Prevenzione tramite preallocazione (v. hold & wait)
     - Richiesta massima di memoria tipicamente nota a priori

Conclusione

- Possibile anche la soluzione più semplice
  - STRUZZO
    - Es.: UNIX
  - In fin dei conti:
    - I deadlock si verificano poche volte!
    - La prevenzione è costosa!
    - Il recovery è costoso!
    - Gli algoritmi spesso sono sbagliati!

A. Tannenbaum