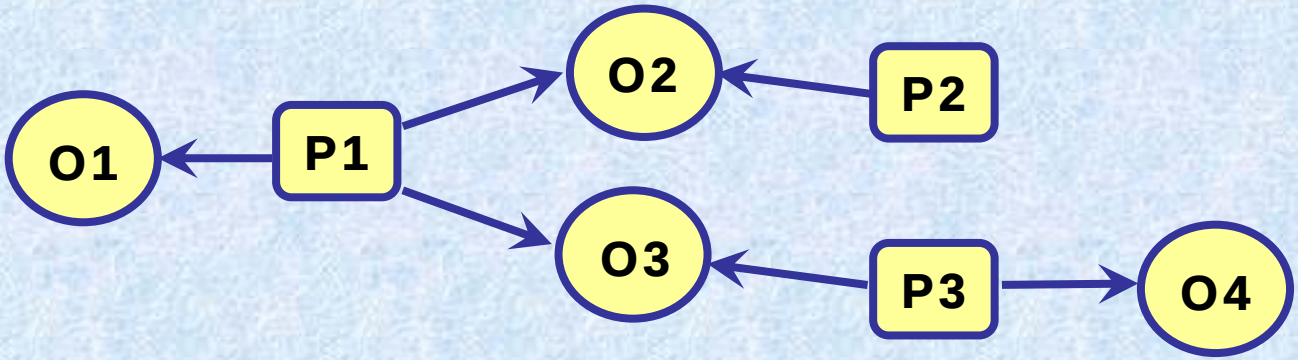
Sincronizzazione dei processi

Ambiente globale/locale

Il sistema è visto come un insieme di processi e oggetti (dati del processo, strutture dati che rappresentano le risorse)

Dal punto di vista della proprietà delle risorse di memoria, sono possibili i due modelli ad *ambiente globale* e *ad ambiente locale*

Modello ad ambiente globale

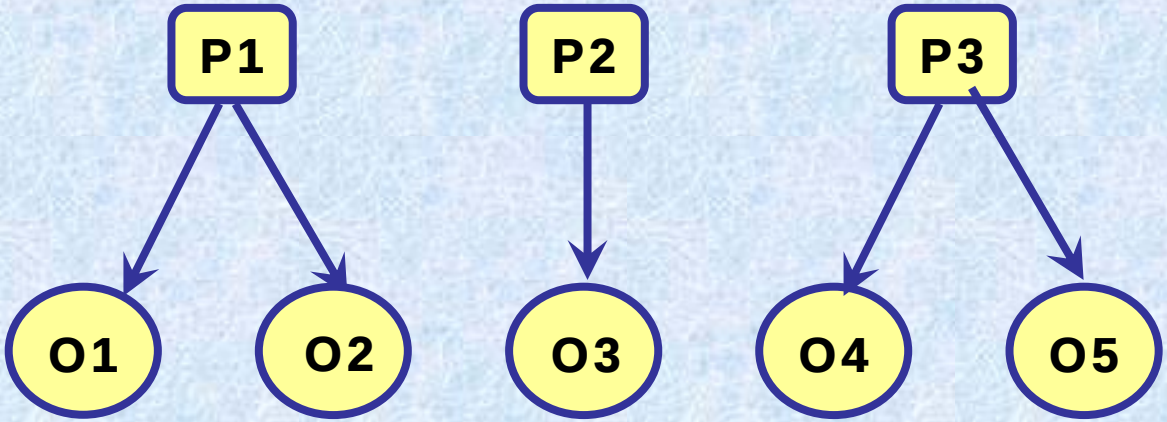


O1, O4 oggetti privati

O2, O3 oggetti comuni

- *Competizione, cooperazione*

Modello ad ambiente locale

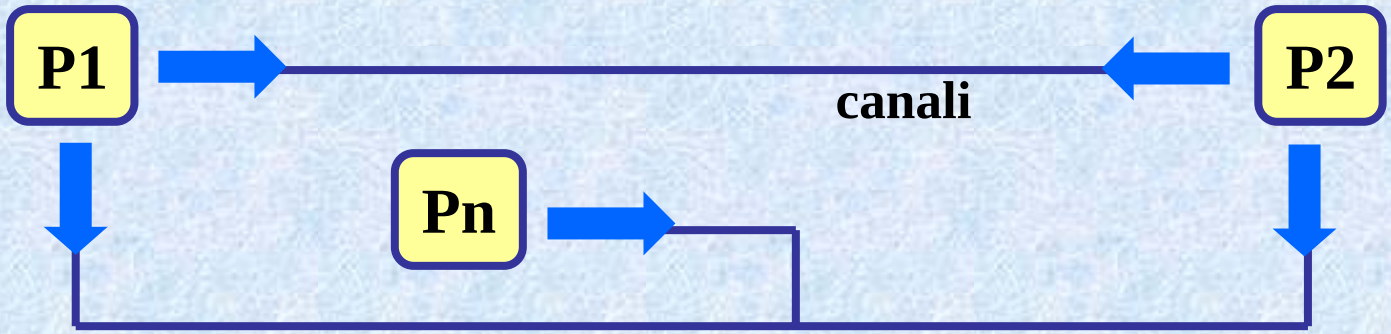


O1, O2, O3, O4, O5 risorse private

- *Competizione, cooperazione attraverso i processi serventi*

Ambiente locale

- Ambiente locale (sistemi distribuiti, ma anche sistemi monoprocessore)
- L'ambiente di un processo non è accessibile direttamente da nessun altro processo
  - Ogni forma di interazione tra processi (comunicazione, sincronizzazione) avviene tramite lo scambio di messaggi



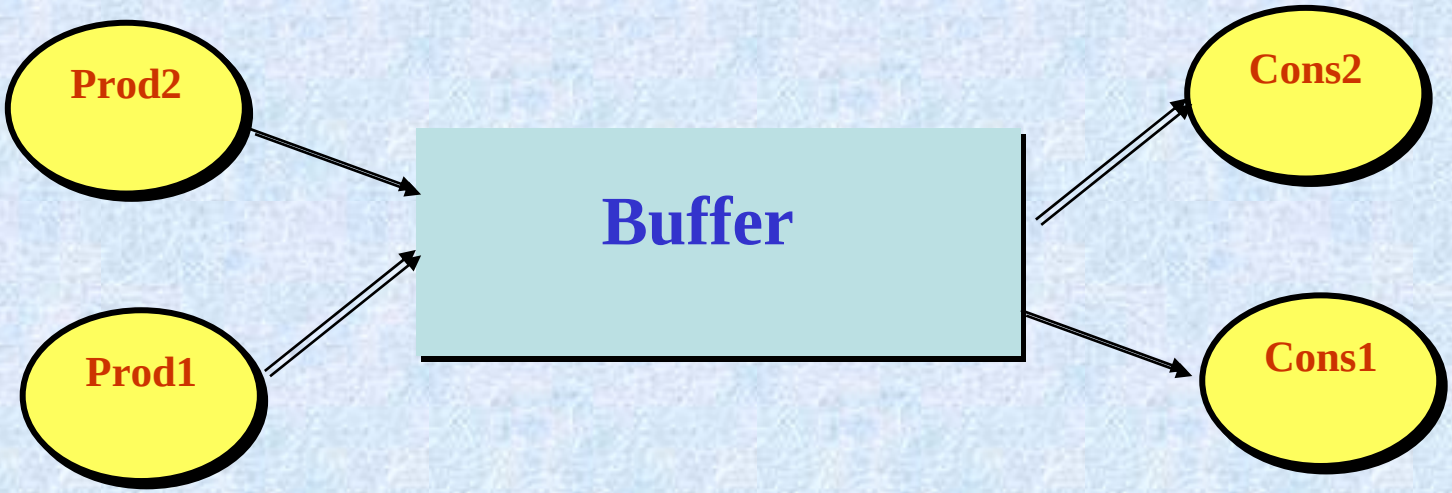
Interazione fra processi

- **Processi concorrenti**
  - **Insieme di processi la cui esecuzione si sovrappone nel tempo.**
  - **Più in generale: due processi si dicono concorrenti se la prima operazione di uno comincia prima dell'ultima dell'altro**

Processi Concorrenti

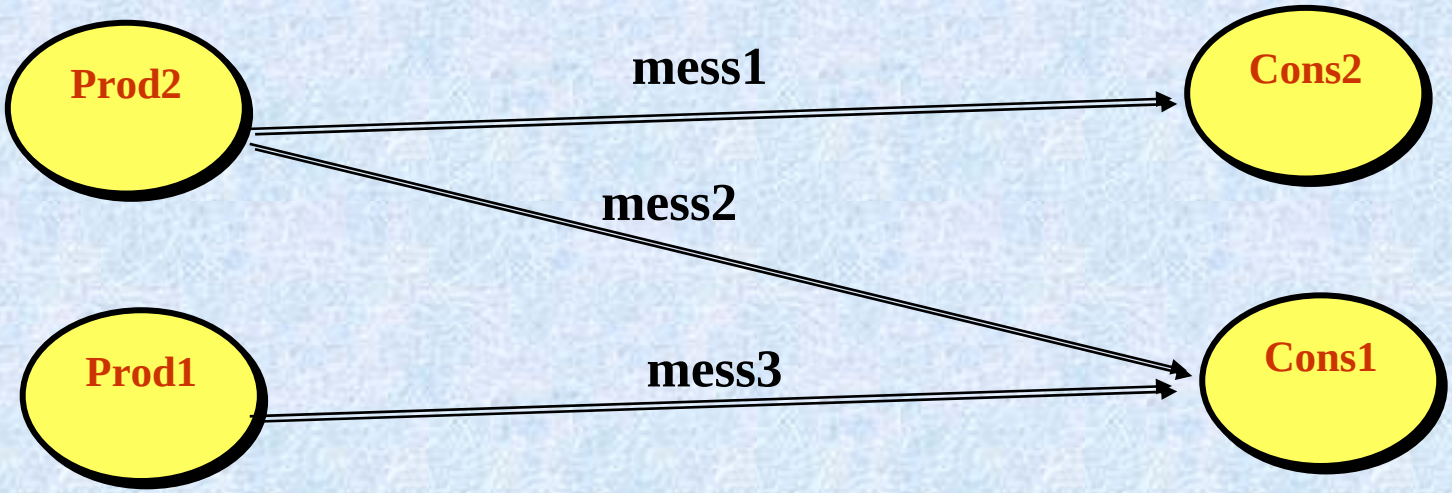
- **Processi indipendenti:**
  - due processi P1 e P2 sono indipendenti se l'esecuzione di P1 non è influenzata da P2, e viceversa
    - Proprietà della riproducibilità
- **Processi interagenti:**
  - due processi P1 e P2 sono interagenti se l'esecuzione di P1 è influenzata da P2, e viceversa
    - Effetto dell'interazione dipende dalla velocità relativa dei processi.
    - Comportamento non riproducibile

Processi Interagenti



Ambiente globale

Processi Interagenti



Ambiente globale

Tipi di interazione

- **Competizione:** per l'uso di risorse comuni che non possono essere utilizzate contemporaneamente (mutua esclusione)
- **Cooperazione:** nell'eseguire un'attività comune mediante scambio di informazioni (marca temporale, dati)

  esempio: scambio di messaggi attraverso un buffer

Sincronizzazione

In tutti i casi esaminati, per un corretto funzionamento, è necessario imporre dei **vincoli** nella esecuzione delle operazioni dei processi.

Vincoli

- Competizione: un solo processo alla volta deve avere accesso alla risorsa comune (sincronizzazione indiretta o implicita)
- Cooperazione: le operazioni dei processi cooperanti (esempio: quelle con le quali produttore e consumatore operano sul buffer) devono seguire una sequenza prefissata

  =>> sincronizzazione diretta o esplicita

Strumenti di sincronizzazione

Modello ad ambiente globale:

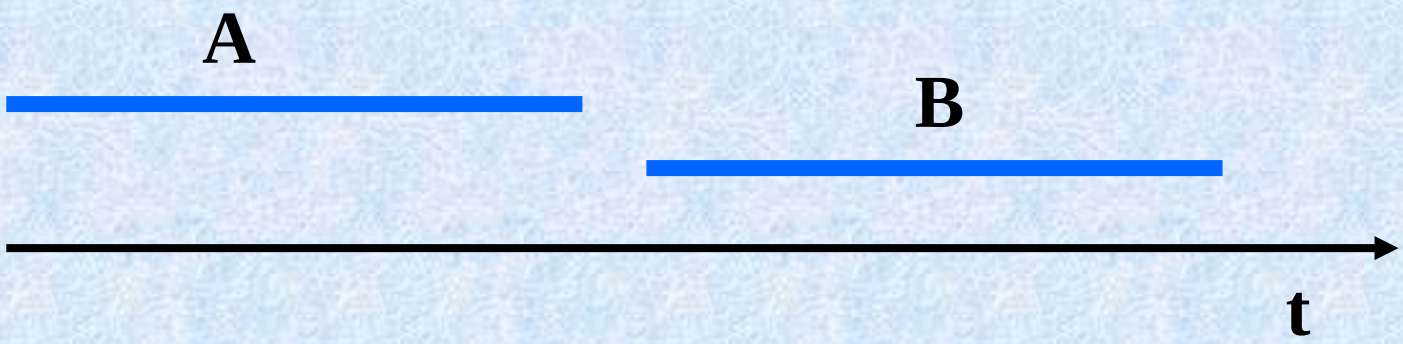
- ***semafori* e primitive *wait* e *signal***

Modello ad ambiente locale:

- ***messaggi* e primitive *send* e *receive***

Strumenti di sincronizzazione

- **Problema della mutua esclusione: le operazioni con le quali i processsi accedono alla risorsa comune (*sezioni critiche*) devono escludersi mutuamente nel tempo**
  - **Nessun vincolo sull'ordine con il quale le sezioni critiche vengono eseguite**
- **Esempio: A, B sezioni critiche**



Problema della Mutua Esclusione

P_1 e P_2 interagiscono attraverso una pila condivisa

P_1

……

```
Top ++
Stack[Top]=y
```

……

P_2

……

```
E=Stack[Top]
Top --
```

……

Sezioni critiche della stessa classe

Soluzione al problema della mutua esclusione

occupato=1 → risorsa occupata

occupato=0 → risorsa libera

P_1

```
prologo: while (occupato==1);
         occupato=1;
         <sezione critica A>
epilogo: occupato=0;
```

P_2

```
prologo: while (occupato==1);
         occupato=1;
         <sezione critica B>
epilogo: occupato=0;
```

A,B: Sezioni critiche della *stessa classe*

La precedente soluzione è errata

Esempio di esecuzione errata (errore dipendente dal tempo):

T0: P1 esegue while e trova occupato=0

T1: P2 esegue while e trova occupato=0

T2: P1 pone occupato=1 ed entra in A

T3: P2 pone occupato=1 ed entra in B

➔ **Entrambi i processi sono contemporaneamente nella loro sezione critica**

Istruzione TSL (Test and Set Lock)

- `TSL R, x:`
  - Il valore contenuto in *x* viene copiato nel registro *R* del processore e viene scritto in *x* un valore diverso da zero.
  - Le operazioni di lettura e scrittura sono eseguite in modo indivisibile (hardware)

- Lettura e modifica di una parola in un solo ciclo di memoria
  - P1 può leggere e modificare la variabile occupato senza interferenze da parte di P2

lock e unlock

```
lock(x):
      MOV registro,1
loop  TSL registro,x      (copia x nel registro e pone x=1)
      CMP registro,0      (il valore di x era 0 ? )
      JNE loop            (se no, ricomincia il ciclo)
      RET                 (ritorna al chiamante)

unlock(x):
      MOV x, 0            (inserisce 0 in x)
      RET                 (ritorna al chiamante)
```

Soluzione al problema della mutua esclusione con lock e unlock

P_1

prologo: `lock(x);`

<*sez. critica A*>;

epilogo: `unlock(x);`

P_2

prologo: `lock(x);`

<*sez. critica B*>;

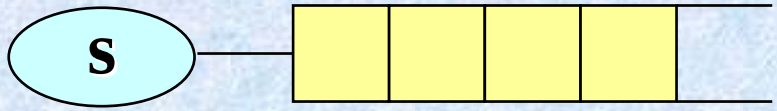
epilogo: `unlock(x);`

Caratteristiche della soluzione

- Attesa attiva (busy form of waiting)
- Applicabilità:
  - solo a multiprocessori
  - solo sezioni critiche brevi

Semafori

- **Semaforo s:**
  - **Variabile alla quale è associato un intero non negativo, (`s.value`), con valore iniziale $s_0 \geq 0$**
  - **Al semaforo è associata una lista di attesa (`s.queue`), nella quale sono inseriti i descrittori dei processi che attendono l'autorizzazione a procedere**



Semafori

- **Sul semaforo sono ammesse solo due operazioni (primitive) utilizzabili col meccanismo della system call:**
  - `wait (s)`
  - `signal (s)`

wait

```
• void wait (s)
  { if (s.value==0)
      <il processo viene sospeso e il suo
      descrittore inserito ins.queue; lo
      scheduler riassegna il processore>;
      else
          s.value= s.value-1;
  }
```

signal

- void signal (s)
  { **if** (<*esiste almeno un processo in s.queue*>)
    <*il descrittore del primo di questi viene estratto da s.queue e il suo stato modificato in pronto; può intervenire lo scheduler per riassegnare il processore*>;
  else
    s.value = s.value + 1;
  }

Soluzione al problema della mutua esclusione con semaforo

- Semaforo `mutex` associato alla risorsa condivisa
- (valore iniziale: `mutex=1`)

prologo: `wait(mutex);`

<*sez. critica A*>;

epilogo: `signal(mutex);`

Semafori

- **wait e signal devono essere azioni indivisibili (*azioni atomiche*):**
  - **Modifica del valore del semaforo ed eventuale sospensione o riattivazione di un processo devono avvenire in modo indivisibile**

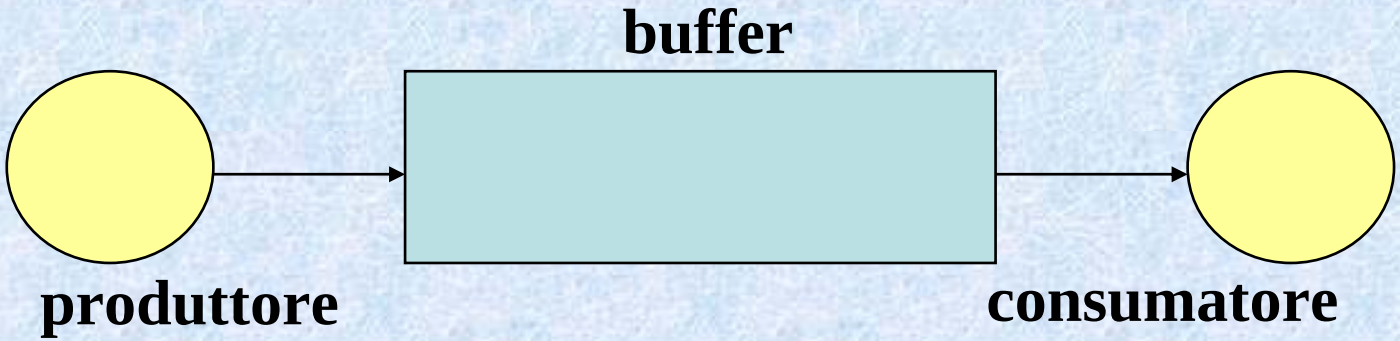
- **Indivisibilità di wait e signal:**
  - **processi eseguiti sullo stesso processore: disabilitazione delle interruzioni durante la loro esecuzione**

    (automatico grazie al meccanismo della system call).
  - **processi eseguiti su processori diversi: utilizzo di lock(x), unlock(x).**

Indivisibilità di wait, signal nel multiprocessore

```
lock(x);
wait(mutex);
unlock(x);
  <sezione critica>;
lock(x);
signal(mutex);
unlock(x);
```

Sincronizzazione di processi cooperanti: problema produttore - consumatore



Problema produttore - consumatore

- **Due semafori:**
  - `spazio_disponibile (v.i. 1)`
  - `messaggio_disponibile (v.i. 0)`
- **Processo Produttore:**

```
produttore{
do {
      <produzione del nuovo messaggio>;
      wait (spazio_ disponibile);
      <deposito del messaggio nel buffer>;
      signal (messaggio_ disponibile)
     } while (!fine);
}
```

Problema produttore - consumatore

- **Processo Consumatore:**

```
consumatore{
do {
        wait (messaggio_ disponibile);
        <prelievo del messaggio dal buffer>;
        signal (spazio_ disponibile);
        <consumo messaggio>;
        } while (!fine);
}
```

Problema produttore - consumatore

Mutua esclusione sul buffer

Esempio: più produttori, più consumatori, vettore circolare

```
Produttore
{
   do {
      <produzione del messaggio>
      wait (spazio_ disponibile);
      wait(MutexTesta);
      testa=(testa+1)%N;
      <deposito in vettore(testa)>
      signal(MutexTesta);
      signal (messaggio_disponibile);
      }
   while (!fine);
}
```

Problema produttore - consumatore

Mutua esclusione sul buffer

Esempio: più produttori, più consumatori, vettore circolare

```
Consumatore
{
   do {
      wait (messaggio_disponibile);
      wait(MutexCoda);
      coda=(coda+1)%N
      <prelievo da vettore(coda)>
      signal(MutexCoda);
      signal (spazio_disponibile);
      <consumo del messaggio>
      }
   while (!fine);
}
```

Scambio di messaggi

Paradigma tipico dei sistemi ad ambiente locale

Meccanismo del sistema operativo:

- **Canale di comunicazione**
- **Primitive send e receive**

  send(destinazione, messaggio)

  receive(origine, messaggio)

Designazione di destinazione e origine

Scambio di messaggi

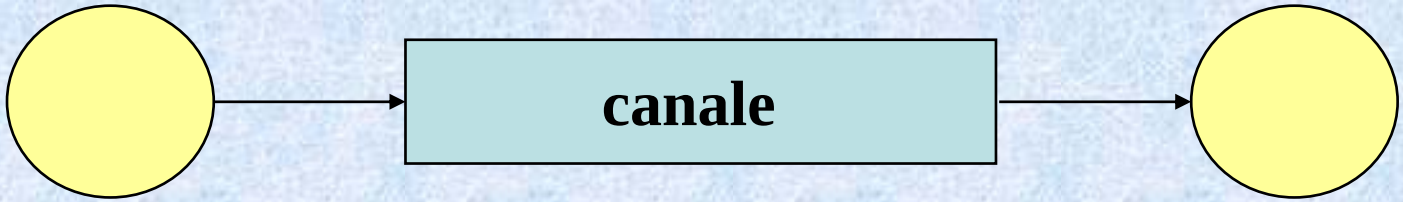
Formato del messaggio

Scambio di messaggi

Designazione di destinazione e origine

- **diretta**
  - *send(dest, messaggio); receive (mitt, &messaggio)*
- **indiretta**
  - *send(mailbox, messaggio); receive (mailbox, &messaggio)*
  - *mailbox o porta*
- **ricezione senza designazione del mittente**
  - *receive (&id, &messaggio)*
  - *tipica dei processi serventi (collegamenti "client-server")*

Scambio di messaggi con primitive di comunicazione



produttore

consumatore

```
Processo produttore
{
   do{
        produzione(&mess);
        send(consumatore, mess);
        }
   while(!fine};
}
```

```
Processo consumatore
{
   do{
        receive(produttore, &mess);
        consuma(mess);
        }
   while(!fine};
}
```

Scambio di messaggi

Sincronizzazione tra processi comunicanti

- *send* sincrona
- *send* asincrona

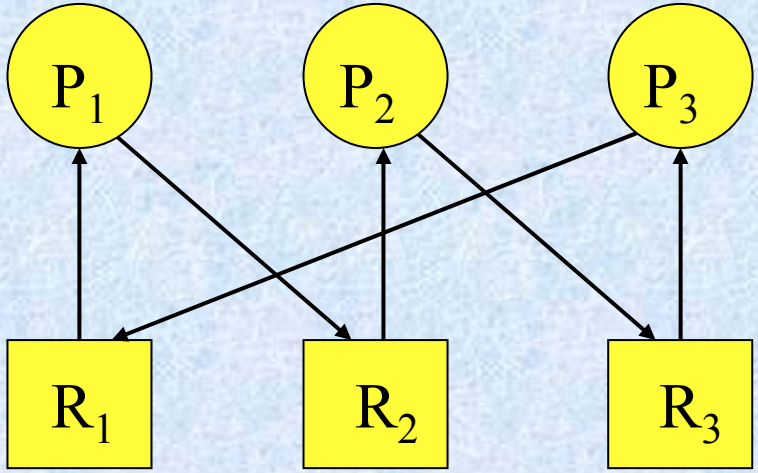
  =>> capacità del canale
- *chiamata di procedura remota*

- *receive* bloccante
- *receive* non bloccante

- Protocollo *rendez-vous esteso*

Stallo (blocco critico; deadlock)

Sospensione irreversibile di processi in competizione per un insieme di risorse



Stallo - Ipotesi

Si considerano risorse riusabili

esempio: archivi

- **Richiesta**

  esempio: open-file

  ipotesi: richiesta bloccante

- **assegnazione e utilizzo**
- **rilascio**

  esempio: close-file

Stallo

Condizioni per il verificarsi dello stallo

- **Mutua esclusione**

  risorse utilizzabili da un processo alla volta

- **Possesso e attesa**

  i processi che si sospendono trattengono le risorse assegnate

- **Assegnazione non revocabile**

  risorse esplicitamente rilasciate dai processi

- **Attesa circolare**

Stallo

Attesa circolare

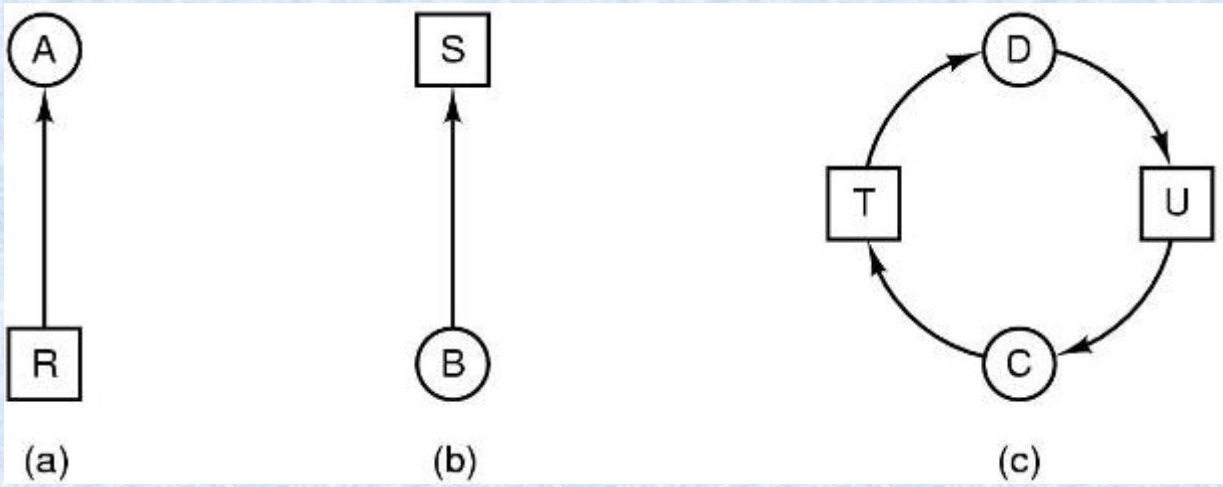
Esiste un insieme $\mathcal{P}$ di processi e un insieme $\mathcal{R}$ di risorse tali che:

- ogni risorsa di $\mathcal{R}$ è assegnata a un processo di $\mathcal{P}$
- ogni processo di $\mathcal{P}$ è in attesa di una risorsa di $\mathcal{R}$

--> il verificarsi dell'attesa circolare dipende dall'ordine con cui i processi eseguono richieste e rilasci

Modelli per lo Stallo

- **Grafi di allocazione delle risorse**



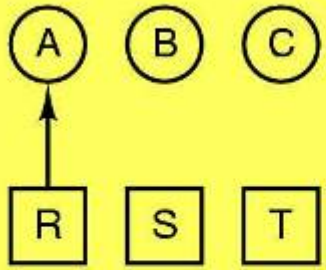
  - La risorsa R è assegnata al processo A
  - Il processo B richiede/aspetta la risorsa S
  - I processi C e D sono attesa circolare

Sequenza di richieste e rilasci che non provoca stallo

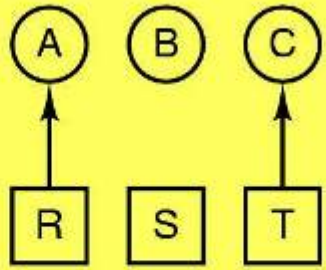
1. A requests R
2. C requests T
3. A requests S
4. C requests R
5. A releases R
6. A releases S

no deadlock

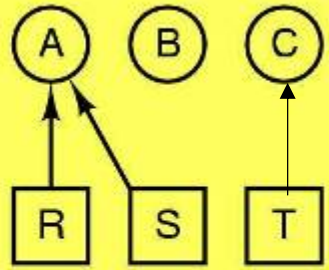
(k)



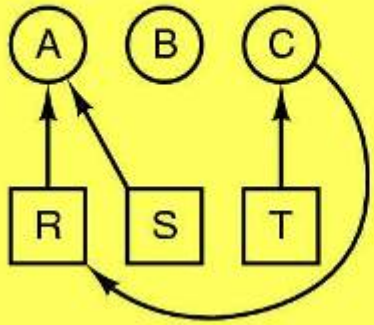
(l)

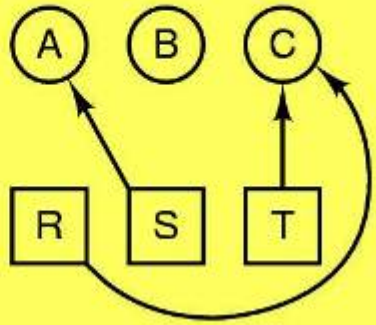


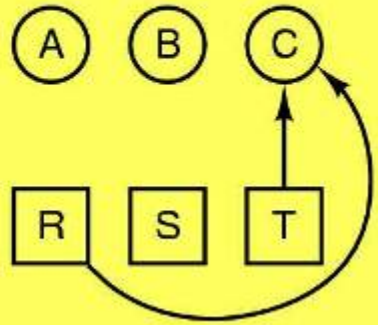
(m)



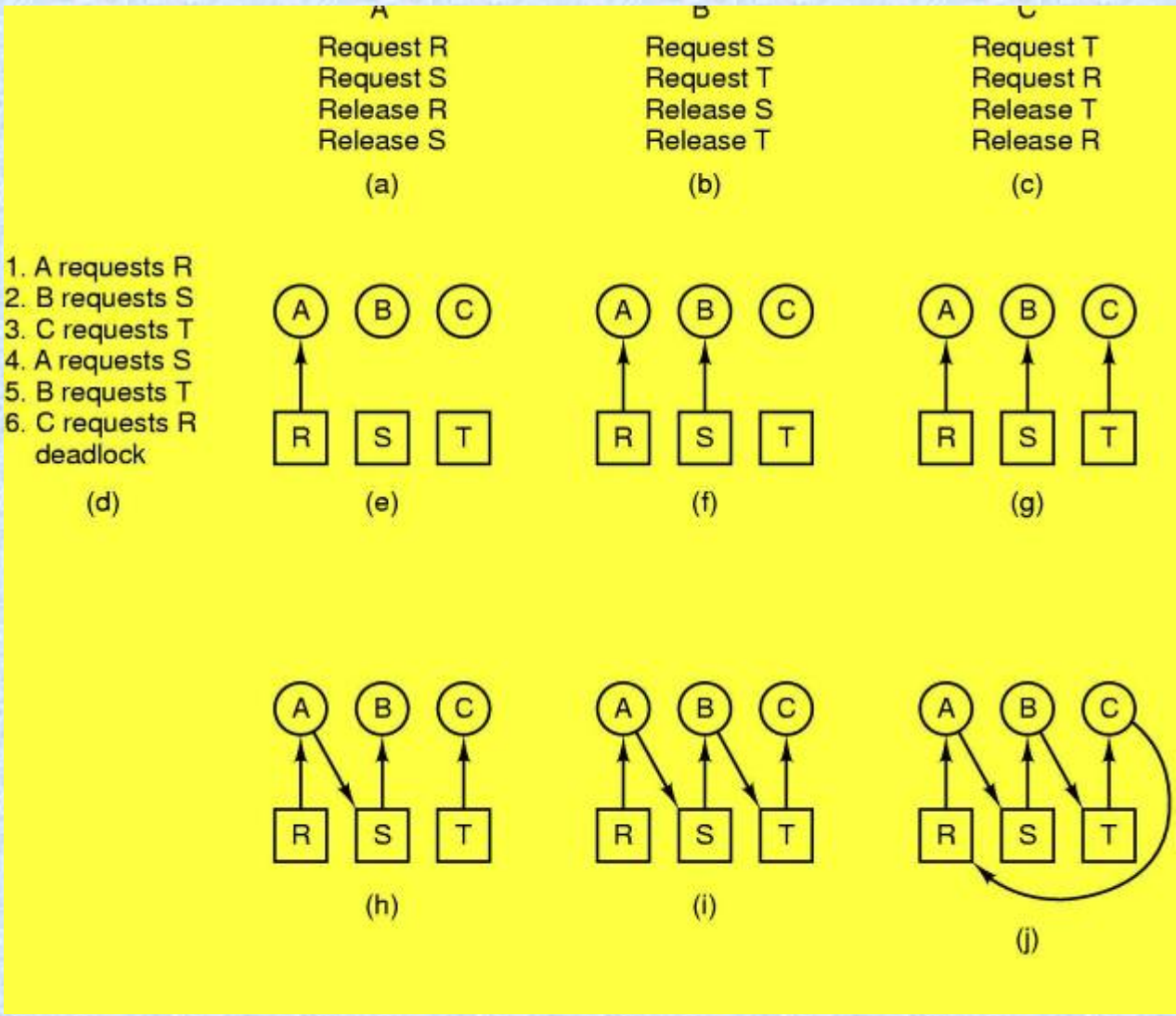
(n)





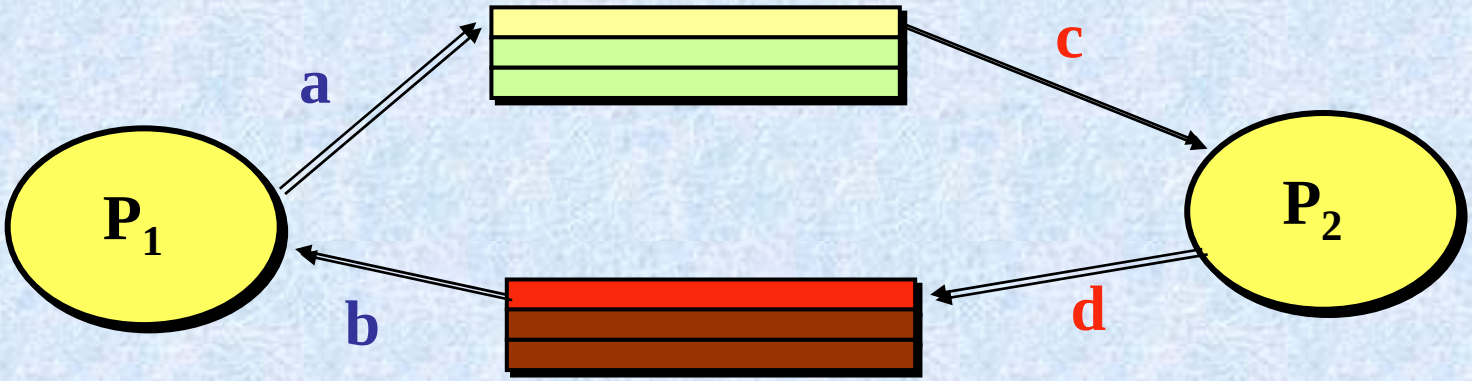


Sequenza di richieste e rilasci che provoca stallo



Esempio con risorse di più tipi

- Scambio di messaggi attraverso due pile
- P_1 produttore, P_2 consumatore
  - a a d d c b provoca lo stallo
  - a d b a c d non provoca lo stallo



Metodi per il trattamento dello stallo

- Prevenzione statica
- Prevenzione dinamica
- Riconoscimento ed eliminazione

- In realtà molti sistemi (Unix, Windows) non affrontano il problema
  - Ragionevole se:
    - le risorse sono abbondanti e lo stallo si verifica raramente
    - Il costo per evitare lo stallo è troppo elevato

Stallo

Prevenzione statica

La prevenzione statica agisce sulle condizioni che portano allo stallo:

- Mutua esclusione
  - Tramite spool
- Possesso e attesa
  - Imponendo vincoli sullle modalità di richiesta
- Attesa circolare
  - Tramite ordinamento delle risorse

Prevenzione statica sulla condizione di mutua esclusione

- Alcuni dispositivi (ad esempio le stampanti) possono essere gestiti con spool
  - I processi scrivono l'output in un'*area di spool*
  - Solo il gestore della stampante richiede e usa la stampante
  - Quindi lo stallo per la stampante è eliminabile
- Non tutti i dispositivi possono essere gestiti con spool
- Ci può essere stallo nell'accesso all'area di spool

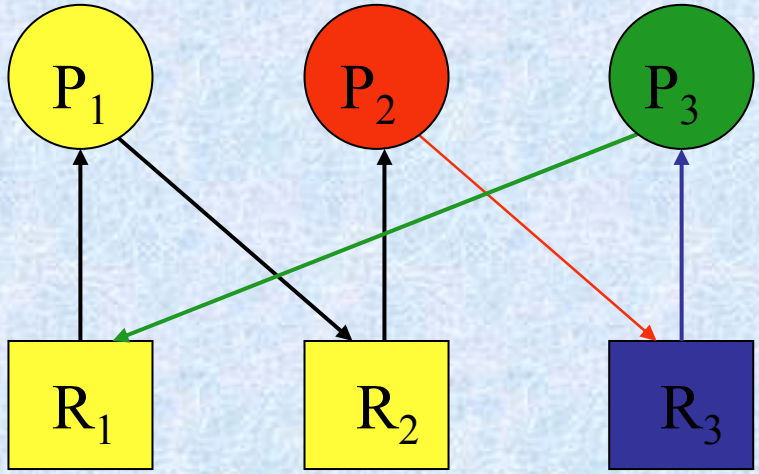
  buffer: risorsa riusabile multipla
- Principio:
  - Evitare di assegnare una risorsa quando non strettamente necessario
  - Far in modo che il minor numero possibile di processi possa richiedere una risorsa

Prevenzione statica sulla condizione di possesso e attesa

- il processo conosce in anticipo tutte le risorse che utilizzerà
  - le richiede prima dell'utilizzo con un'unica richiesta
  - --> il processo che possiede risorse non attende per assegnazione
- Problemi
  - Può non sapere di quali risorse avrà bisogno
  - Vincola risorse che altri processi potrebbero usare
- Variazioni:
  - Un processo deve prima rilasciare tutte le risorse…
  - … e quindi richiedere immediatamente tutte quelle necessarie

Prevenzione statica sulla condizione di attesa circolare

- **Ordinamento delle risorse**
  - **richieste ordinate secondo l'ordinamento delle risorse**



Processo che causa attesa circolare

Risorsa di indice massimo

Processo che ha violato il vincolo di richiesta ordinata

Prevenzione statica

Condizione	Approccio
Mutua esclusione	Usare spool
Possesso e attesa	Richiedere tutte le risorse inizialmente
Attesa circolare	Ordinare le risorse

Sommario degli approcci per la prevenzione statica

Stallo

Prevenzione dinamica

- banchiere: gestore delle risorse
- politica: algoritmo del banchiere

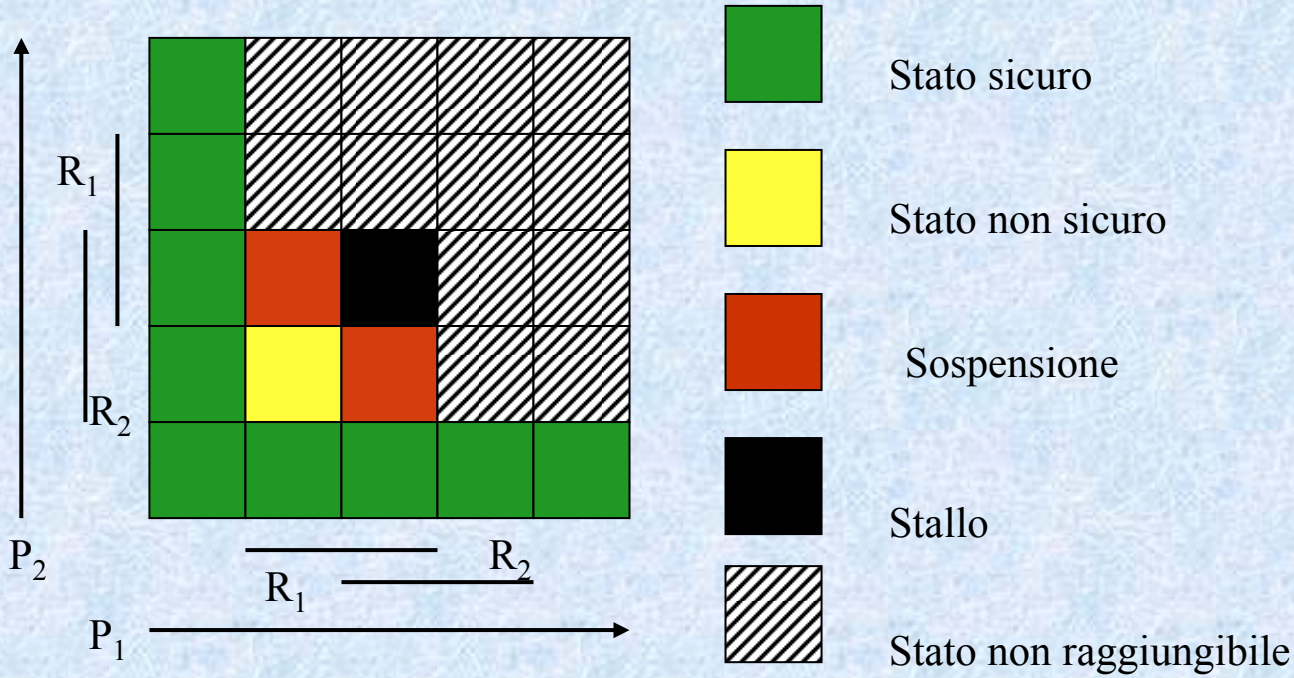
  - processo P richiede risorsa R

  - banchiere assegna risorsa solo se assegnazione conduce in uno stato sicuro

- Stato S sicuro se a partire da S esiste una sequenza di assegnazioni e rilasci che permetta di soddisfare tutte le richieste

Algoritmo del banchiere

Evoluzione del sistema per stati sicuri:



Stati sicuri e insicuri

Risorsa multipla di un solo tipo (10 istanze)

	Has	Max
A	3	9
B	2	4
C	2	7

Free: 3

(a)

	Has	Max
A	3	9
B	4	4
C	2	7

Free: 1

(b)

	Has	Max
A	3	9
B	0	–
C	2	7

Free: 5

(c)

	Has	Max
A	3	9
B	0	–
C	7	7

Free: 0

(d)

	Has	Max
A	3	9
B	0	–
C	0	–

Free: 7

(e)

Dimostrazione che lo stato (a) è sicuro
– Has : numero di risorse acquisite dal processo
– Max: massimo numero di richieste di risorse da parte del processo

Stati sicuri e insicuri

Risorsa multipla di un solo tipo (10 istanze)

	Has	Max
A	3	9
B	2	4
C	2	7

Free: 3

(a)

	Has	Max
A	4	9
B	2	4
C	2	7

Free: 2

(b)

	Has	Max
A	4	9
B	4	4
C	2	7

Free: 0

(c)

	Has	Max
A	4	9
B	—	—
C	2	7

Free: 4

(d)

Dimostrazione che lo stato (b) non è sicuro

– Has : numero di risorse acquisite dal processo

– Max: massimo numero di richieste di risorse da parte del processo

L'algoritmo del banchiere per un unico tipo di risorse multiple

	Has	Max
A	0	6
B	0	5
C	0	4
D	0	7

Free: 10

(a)

	Has	Max
A	1	6
B	1	5
C	2	4
D	4	7

Free: 2

(b)

	Has	Max
A	1	6
B	2	5
C	2	4
D	4	7

Free: 1

(c)

- **Tre stati di allocazione delle risorse**
  - **(a) sicuro**
  - **(b) sicuro**
  - **(c) insicuro**

L'algoritmo del banchiere per risorsa singola

- **Prima di iniziare l'esecuzione ogni processo dichiara il massimo numero di risorse che gli sono necessarie**
- **Ad ogni richiesta di una nuova risorsa l'algoritmo controlla se accogliere la richiesta porta ad uno stato sicuro o insicuro**
  - **per ogni processo si calcolano le unità di risorsa ancora richiedibili (R = Max - Has)**
  - **si considerano i processi in ordine di R crescente controllando che ognuno possa ancora richiedere R risorse e terminare correttamente**
  - **se tutti i processi possono terminare correttamente lo stato è sicuro**
- **Solo le richieste che portano a stati sicuri sono accolte**

Algoritmo del banchiere per risorse multiple

$C=$

Process	Tape drives	Plotters	Scanners	CD ROMs
A	3	0	1	1
B	0	1	0	0
C	1	1	1	0
D	1	1	0	1
E	0	0	0	0

Resources assigned

$R=$

Process	Tape drives	Plotters	Scanners	CD ROMs
A	1	1	0	0
B	0	1	1	2
C	3	1	0	0
D	0	0	1	0
E	2	1	1	0

Resources still needed

E = (6342)
P = (5322)
A = (1020)

- $E=<e_0,\ldots,e_h>$; e_i=numero di risorse di classe i
- $P=<p_0,\ldots,p_h>$; p_i=numero di risorse di classe i occupate
- $A=<a_0,\ldots,a_h>$; a_i=numero di risorse di classe i disponibili ($A=E-P$)

Algoritmo del banchiere per risorse multiple

Inizialmente ogni processo P_j è non marcato

while (∃ processi non marcati) {

if (∃ una riga Rj di R tale che $Rj \leq A$) {

Marca il processo Pj;

$A = A + Cj$;

} else termina e segnala lo stallo di tutti i processi non marcati;

}

Termina con successo:

non ci sono processi in stallo

Stallo

Riconoscimento ed eliminazione

- Riconoscimento dei processi in attesa circolare
  - Tramite algoritmo del banchiere o tramite grafo di allocazione delle risorse
- Soppressione di uno o più processi in attesa circolare

  --> recupero delle risorse
- Prerilascio forzato di alcune risorse
- Check-pointing e roll-back

Eliminare lo stallo

- Tramite prerilascio
  - forzare il prerilascio di una risorsa da parte di uno dei processi in stallo
  - dipende dalla natura della risorsa
- Tramite “rollback”
  - Salvataggio periodico dello stato dei processi
  - In caso di stallo:
    - Si ripristina il processo all’ultimo stato salvato
    - Si fa ripartire il processo

Eliminare lo stallo

- Tramite terminazione dei processi
  - È il modo più semplice e drastico per eliminare lo stallo
  - Si forza la terminazione di uno dei processi nel ciclo dello stallo
  - Gli altri processi acquisiscono le risorse del processo terminato
  - Si sceglie un processo che può essere fatto ripartire dall'inizio