# Programmazione concorrente nel Modello ad Ambiente Globale

# Interazione nel modello ad Ambiente Globale (Memoria Comune)

Se la macchina concorrente e` organizzata secondo il modello ad ambiente globale (o modello a memoria comune):

- PROCESSO=THREAD
- Comunicazione attraverso dati/risorse (*oggetti*) condivisi
- Necessita` di sincronizzare gli accessi agli oggetti condivisi

- Il linguaggio concorrente offre **costrutti** per esprimere la soluzione a problemi di sincronizzazione (es: semafori, regioni critiche, monitor ecc.)
- Il nucleo realizza **meccanismi** di sincronizzazione

# Processi & risorse

- Ogni applicazione concorrente puo` essere rappresentata come un insieme di componenti, suddiviso in due sottoinsiemi disgiunti:
  - ***processi*** (componenti attivi)
  - ***risorse*** (componenti passivi).

**Risorsa**: Qualunque oggetto, fisico o logico, di cui un processo necessita per portare a termine il suo compito.

- Le risorse sono raggruppate in *classi*; ogni classe identifica l'insieme di *tutte e sole* le operazioni che un processo può eseguire per operare su risorse di quella classe.

- Nel modello ad ambiente globale, il termine *risorsa* si identifica con quello di *struttura dati* allocata nella memoria comune.

**Risorsa privata** di un processo P (o **locale** a P): P è il *solo* processo che può eseguire operazioni sulla risorsa.

**Risorsa comune (o globale):** è una risorsa su cui *più processi* possono operare.

➔ Nel **modello a memoria comune** i processi interagiscono *esclusivamente* operando su ***risorse comuni*** (competizione e cooperazione).

- **Meccanismo di controllo degli accessi**: è necessario definire quali processi ed in quali istanti possono *correttamente* accedere alla risorsa

# Gestore di una risorsa

- **Gestore di una risorsa R (o allocatore di R):** è l'entità che ha il compito di definire in ogni istante t l'insieme ***SR(t)*** dei processi che possono accedere ad R in quell'istante.
- In base alla cardinalità di SR(t), diremo che R è:
  - *Una Risorsa **dedicata**, se* Sr(t) contiene *al più un processo*
  - *Una Risorsa **condivisa**, se esiste t:* Sr(t) contiene *più processi*

# Allocazione delle risorse

**Risorsa allocata staticamente.**

- Il gestore di R definisce l'insieme *SR all'istante* $T_0$ (istante iniziale dell'elaborazione) senza modificarlo durante l'elaborazione ➔ **∀ t, SR(t)=SR($T_0$)**

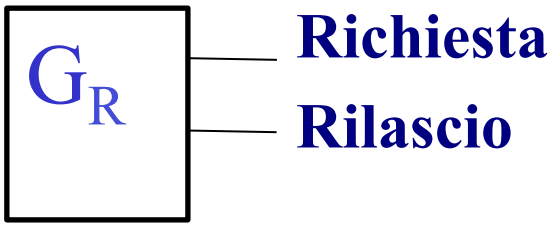
- Il gestore della risorsa è il *programmatore* che in base alle *scope rules* del linguaggio stabilisce quali processi possano vedere e quindi elaborare la risorsa.

- Il compito di controllare gli accessi è svolto dal *compilatore* che, secondo le regole di visibilità, assicura che *soltanto* i processi ai quali la risorsa è stata "allocata" possano accedervi.

# Allocazione delle Risorse

## Risorsa allocata dinamicamente

- L'insieme SR è variabile nel tempo:
  a) *Risorsa **dedicata**.* Sr(t) contiene *al più un processo*
  b) *Risorsa **condivisa**.* Sr(t) contiene *più processi* contemporaneamente
- Il gestore della risorsa R opera a *tempo di esecuzione*. Nel modello a memoria comune il gestore è una *risorsa* $G_R$ (nel modello a scambio di messaggi è un *processo*):




- Sr(t) è inizialmente vuoto. Per operare sulla risorsa il processo *deve chiedere il permesso al gestore:*

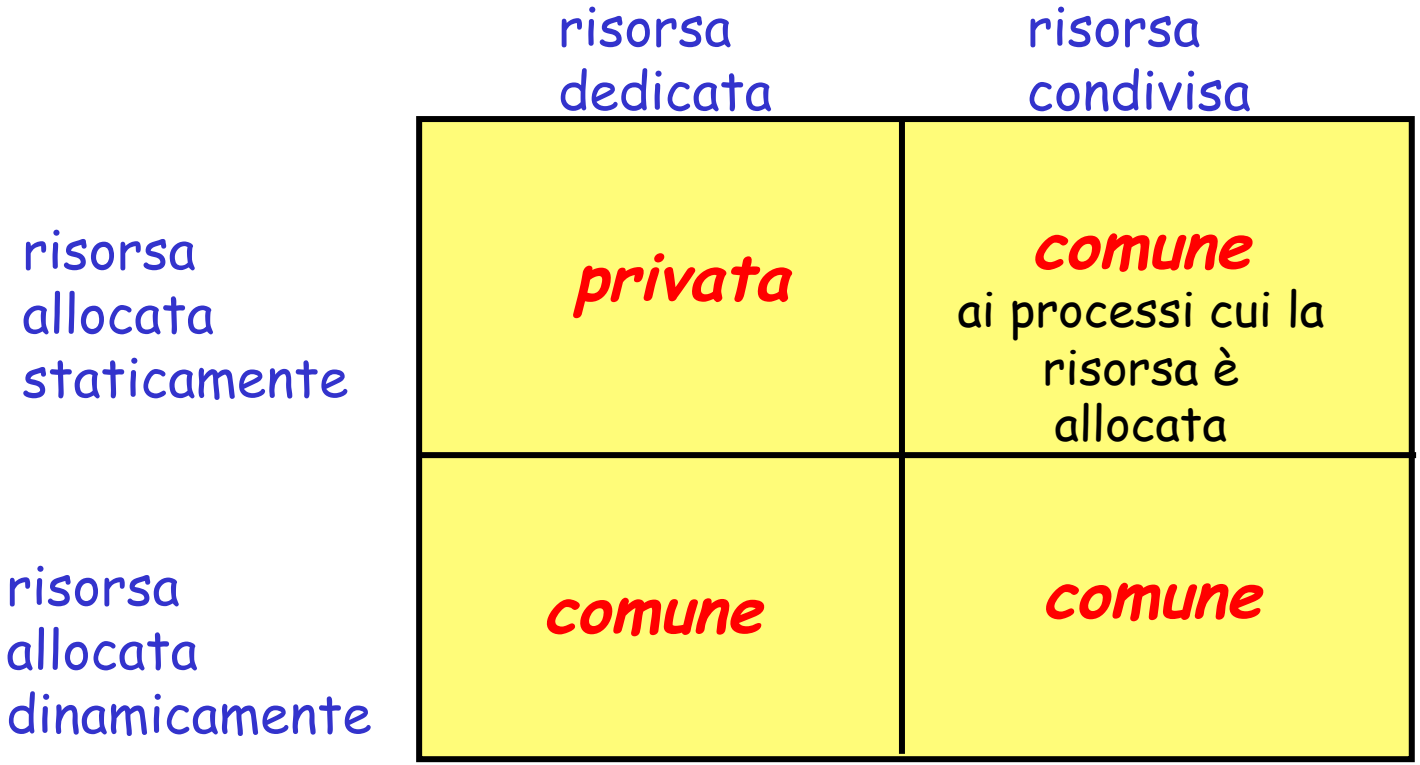
```
GR.Richiesta();
```

- Il gestore può accettare, ritardare o rifiutare la richiesta .

# Allocazione dinamica delle Risorse

- *Schema logico* seguito da ogni processo che vuole accedere a una risorsa:
  - *1) **richiesta*** della risorsa,
  - *2) **uso***
  - *3) **rilascio*** del diritto di accedere.

**$G_R$.Richiesta();**
**<uso della Risorsa R>**
**$G_R$.Rilascio();**




Una risorsa allocata staticamente e dedicata ad un solo processo è una ***risorsa privata***.

In tutti gli altri casi le risorse sono ***comuni***, o perché condivise tra più processi o perché dedicate, ma *dinamicamente*, a processi diversi in tempi diversi.

# Il problema del deadlock

Quando due o piu` processi competono per l'uso di risorse comuni, e` possibile incorrere in situazioni di stallo (**deadlock**, o blocco critico)

**Definizione**

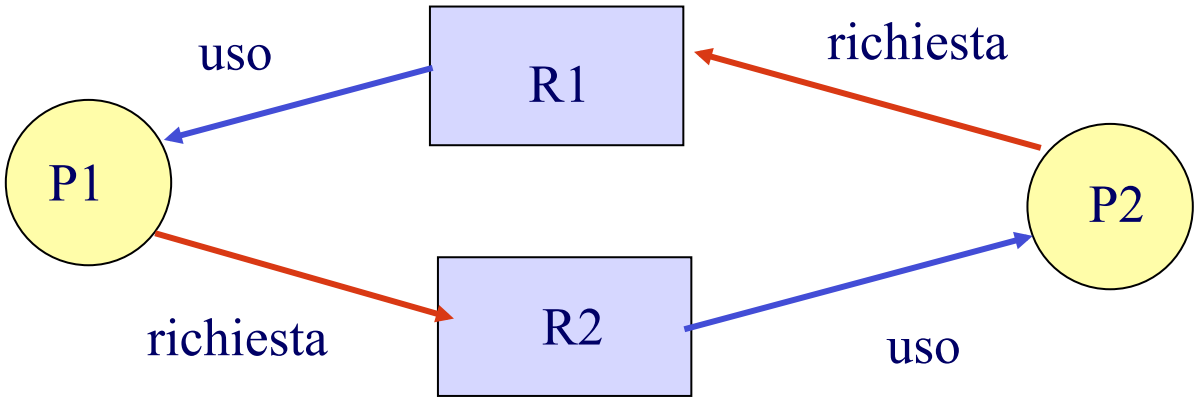
un insieme di processi è in ***deadlock*** se **ogni processo dell'insieme** è in attesa di un evento che può essere causato solo da un altro processo dell'insieme.

# Esempio

Si considerino due processi P1 e P2 che condividono le stesse risorse R1 e R2, da accedere in ***mutua esclusione***; se contemporaneamente:

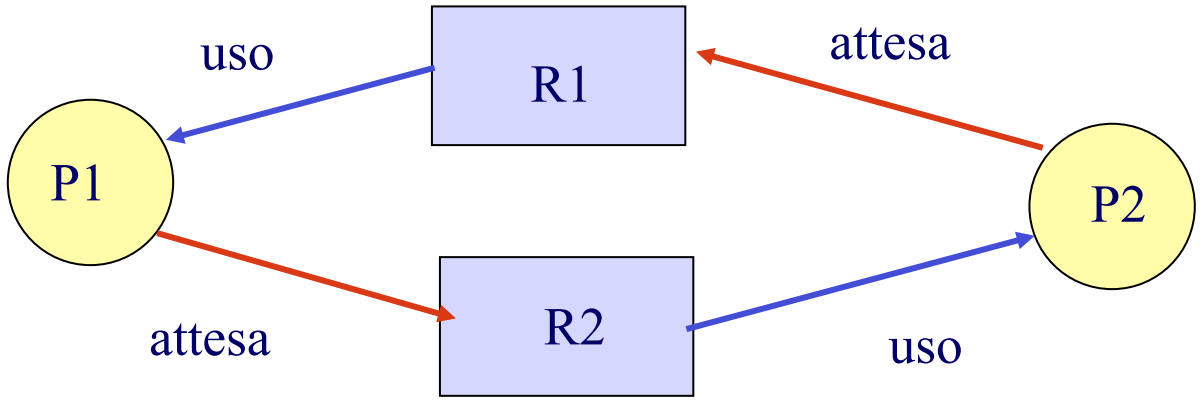
- P1 sta usando R1 e richiede R2
- P2 sta usando R2 e richiede R1

➔ P1 e P2 sono bloccati indefinitamente: **blocco critico**!




*Grafo di allocazione delle risorse*

# Deadlock



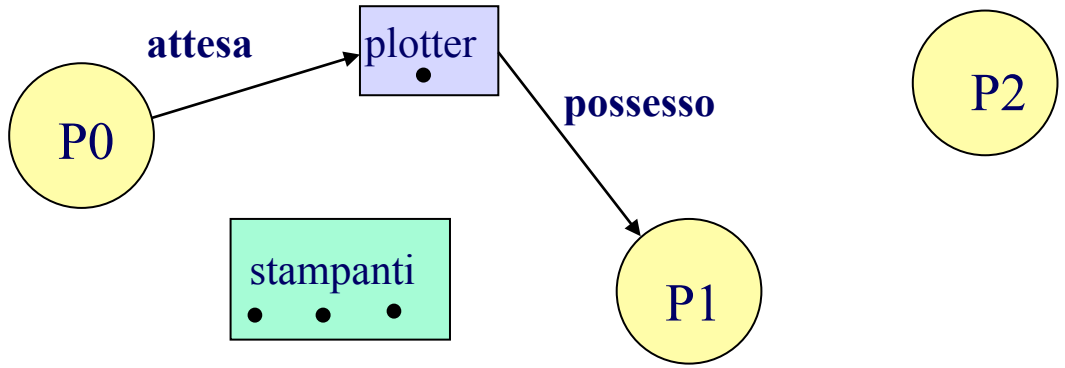

```
P1:
<richiesta R1>
<richiesta R2>
<uso di R1 e R2>
<rilascio R2>
<rilascio R1>
```

```
P2:
<richiesta R2>
<richiesta R1>
<uso di R1 e R2>
<rilascio R1>
<rilascio R2>
```

# Modello di riferimento

Per descrivere il deadlock, si utilizzano i **grafi di allocazione** delle risorse:

- **processi**
- **risorse**:
  - » classi (ad esempio: stampanti, dischi, etc.)
  - » istanze (stampante1, stampante2,...)
- **archi**:
  - » **risorsa -> processo** : allocazione (***possesso***)
  - » **processo -> risorsa** : ***attesa*** della risorsa



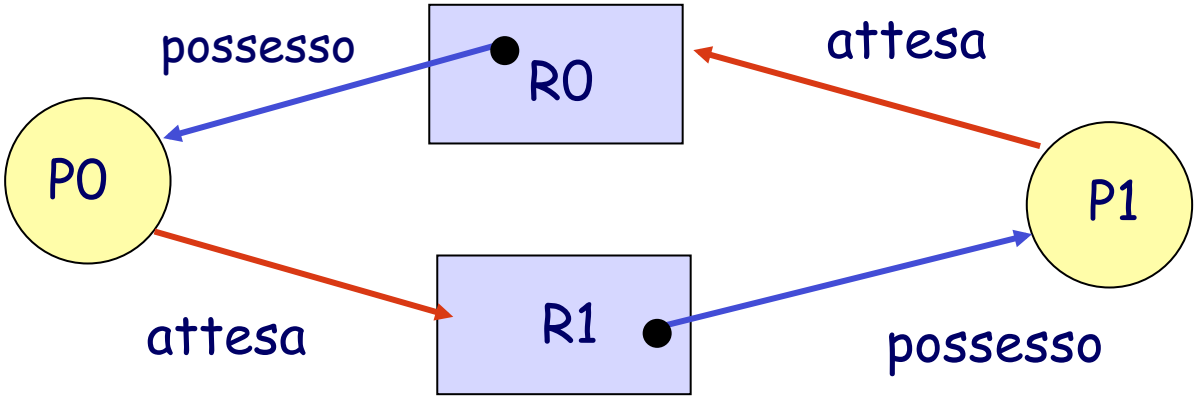
# Condizioni necessarie per il blocco critico

Dato un insieme di processi, essi si trovano in uno stato di ***deadlock*** **se e solo se** sono verificate le seguenti 4 condizioni:

1. ***mutua esclusione***: le risorse sono utilizzate in modo mutuamente esclusivo.
2. ***possesso e attesa***: ogni processo che possiede una risorsa può richiederne un'altra.
3. ***impossibilità di prelazione***: una volta assegnata ad un processo, una risorsa non può essere sottratta al processo (***no preemption***).
4. ***attesa circolare***: esiste un gruppo di processi {P0, P1..PN} in cui P0 attende una risorsa posseduta da P1, P1 attende una risorsa posseduta da P2,.. e PN attende una risorsa posseduta da P0.

➔ **Condizioni necessarie e sufficienti:** se almeno una delle 4 condizioni non è verificata, non c'è *deadlock* !

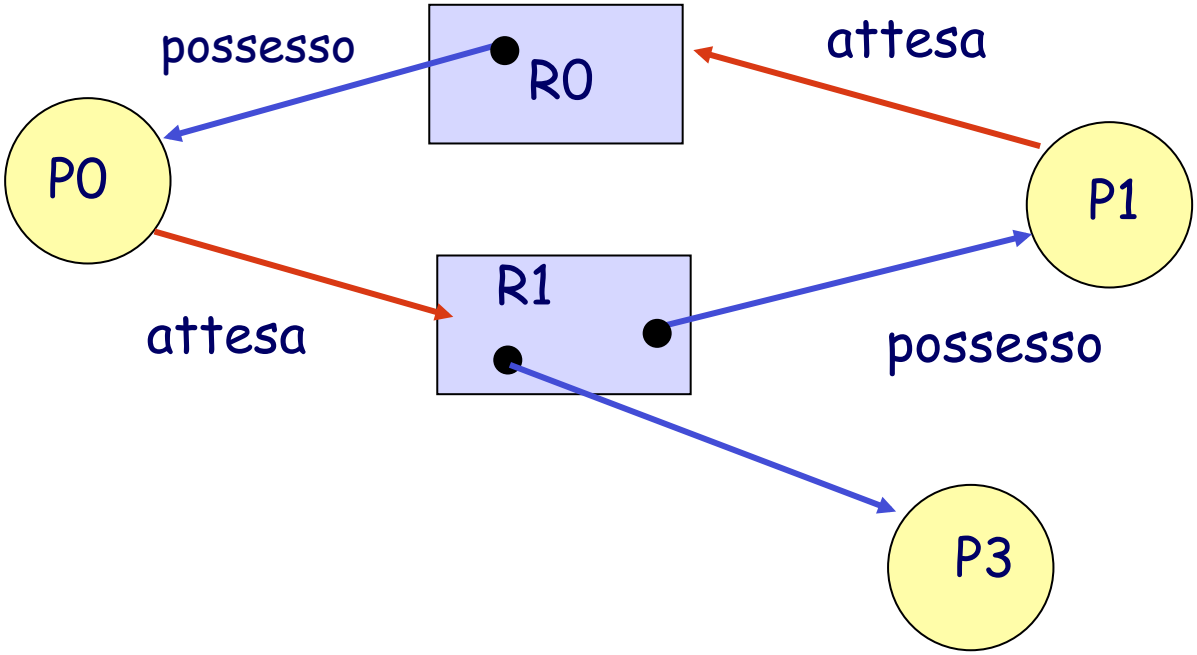
# Esempio




HP: mutua esclusione, no preemption

Se ogni risorsa ha una sola istanza, la presenza di un ciclo nel diagramma di allocazione, indica ***deadlock.***

# Esempio




**HP:** mutua esclusione, no preemption, R1 ha 2 istanze.

-> in questo caso non c'è ***deadlock.***

# Trattamento del blocco critico

## Le situazioni di blocco critico vanno evitate o risolte.

**Approcci**:

1. **prevenzione**: si evita ***a-priori*** il verificarsi di situazioni di blocco critico:
   - **prevenzione statica:** si impongono vincoli sulla struttura dei programmi, garantendo **a priori** che almeno una delle condizioni necessarie per il deadlock non sia verificata
   - **prevenzione dinamica** (*deadlock avoidance*): la prevenzione è attuata in modo dinamico: quando un processo P richiede una risorsa R , il sistema operativo verifica se l'allocazione di R a P può portare a situazioni di blocco critico:
     - » possibilità di deadlock (sequenza non salva): attesa del processo.
     - » altrimenti (sequenza salva): allocazione della risorsa R a P.
2. **rilevazione/ripristino del deadlock**: non c'è prevenzione, ma il S.O. **rileva** la presenza di deadlock -> algoritmo di **ripristino**

# Prevenzione statica

**Si impone che almeno 1 delle 4 condizioni necessarie non sia verificata:**

1. **mutua esclusione**: utilizzare risorse condivisibili (in certi casi non è possibile, dipende dalla natura della risorsa)
2. **possesso e attesa**:
   - si impedisce ad ogni processo di possedere una risorsa mentre ne richiede un'altra (uso di una risorsa alla volta)
   - richiesta di tutte le risorse necessarie nella stessa fase:
     - » complessità dell'operazione di acquisizione
     - » scarso utilizzo delle risorse
3. **preemption**: possibilità di sottrarre la risorsa al processo (in certi casi non è possibile)
4. **attesa circolare**: si stabilisce un rigido ordinamento nell'acquisizione delle risorse da parte di ogni processo:

$$\text{Processi}=\{P_1, P_2, \ldots P_N\}$$

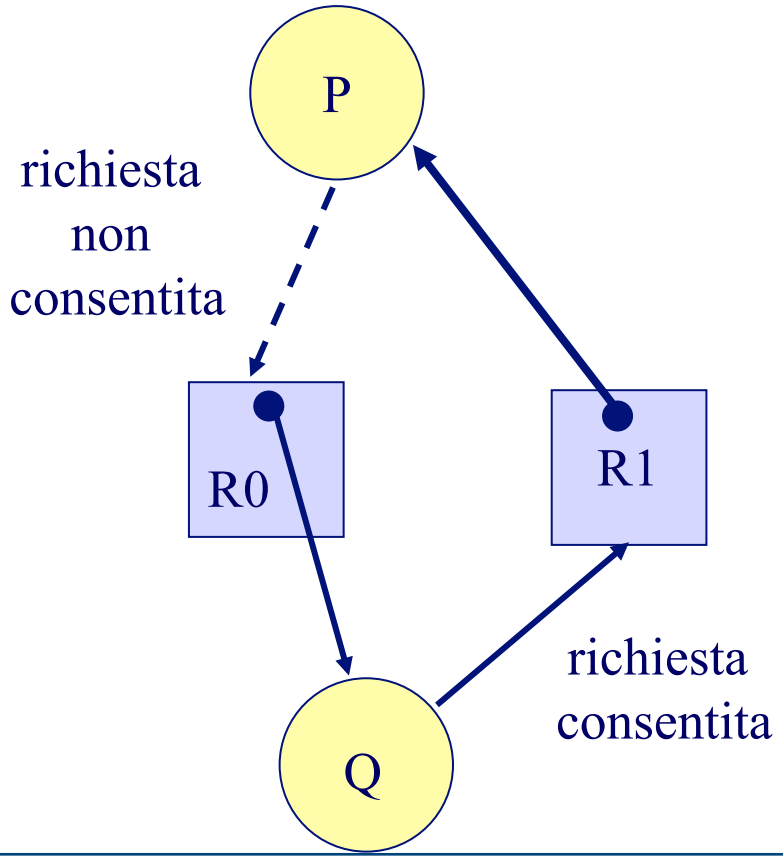
$$\text{Risorse}=\{R_1, R_2, \ldots R_M\}$$

- ogni processo $P_i$ non può acquisire $R_j$ se è già in possesso di $R_k$ $(k>j)$

# Prevenzione statica

- **Allocazione gerarchica delle risorse**:

  ogni processo non può acquisire $R_j$ se è già in possesso di $R_k$ (k>j).



# Prevenzione dinamica

Il sistema operativo previene il *deadlock*, mediante specifici algoritmi; ad esempio, l'*Algoritmo del Banchiere (Dijkstra 1965)*:

- Un sistema, nell'allocare le risorse che vengono richieste, deve procedere come una **Banca**:
  - processi = clienti che possono richiedere credito (entro un limite dato)
  - risorse allocabili = soldi.
- La banca non può permettere contemporaneamente a tutti i clienti di ottenere il credito massimo: il sistema non potrebbe disporre di risorse a sufficienza => Deadlock

# Prevenzione dinamica

**A tempo di esecuzione:**

quando un processo P richiede una risorsa R , il sistema operativo verifica se l'allocazione di R a P può portare a situazioni di blocco critico.

**Obiettivo:** individuazione di una sequenza di processi **salva**, tra tutte le possibili sequenze di esecuzione.

**Analisi delle possibili sequenze di esecuzione:**

una sequenza di processi $\{P_0, P_1, .. P_n\}$ è **salva** se per ogni processo $P_i$ le richieste di risorse che $P_i$ può ancora effettuare possono essere soddisfatte con le risorse attualmente libere, più le risorse allocate a tutti i processi $P_j$ $(j<i)$.

# Prevenzione dinamica: esempio

Consideriamo 3 processi {P0, P1, P2} che competono per l'uso di 12 risorse (ad esempio, risorse dello stesso tipo):

| | necessità max | uso attuale | possibili richieste |
|---|---|---|---|
| P0 | 10 | 5 | 5 |
| P1 | 4 | 2 | 2 |
| P2 | 9 | 2 | 7 |

-> rimangono 3 risorse disponibili

Lo stato attuale è uno stato salvo, perchè esiste una **sequenza salva**: {P1, P0, P2}

- ✓ **P1 può terminare con le 3 risorse attualmente disponibili**
- ✓ **P0 può terminare con le attuali più quelle possedute da P1**
- ✓ **P2 può terminare con le attuali + quelle di P1 + quelle di P0**

# Prevenzione dinamica: esempio

| | necessità max | uso attuale | possibili richieste |
|---|---|---|---|
| P0 | 10 | 5 | 5 |
| P1 | 4 | 2 | 2 |
| P2 | 9 | 2 | 7 |

12 risorse in tutto, 9 allocate -> rimangono 3 risorse disponibili

**Sequenza salva:{P1, P0, P2}:**

- **P1 può terminare con le 3 risorse attualmente disponibili:**
  - **P1 acquisisce 2 risorse: usate=11 disp=1**
  - **P1 rilascia le risorse: usate=7 disp=5**
- **P0 può terminare con le 5 risorse ora disponibili:**
  - **P0 acquisisce 5 risorse: usate=12 disp=0**
  - **P0 rilascia le risorse: usate=2 disp=10**
- **P2 può terminare con le 10 risorse ora disponibili.**

# Prevenzione dinamica

Il sistema operativo previene il *deadlock*, mediante specifici algoritmi (ad esempio, l'*Algoritmo del Banchiere*).

# Rilevazione/ripristino

se il sistema operativo non ha meccanismi di prevenzione, il *deadlock* può essere gestito ***a posteriori*** mediante **rilevazione** e **ripristino**.

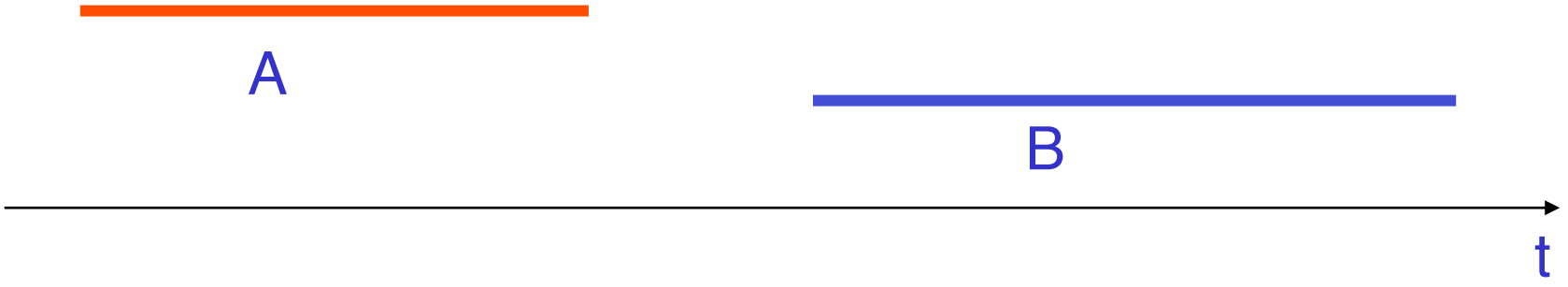
- **Rilevazione**: algoritmi che individuano situazioni di deadlock già in atto.
- **Ripristino**: soluzione del blocco a posteriori; possibili approcci:
  - **terminazione** forzata di processi coinvolti (***rollback***)
  - **prelazione** di risorse allocate a processi in deadlock

**Problema**: soluzione costosa

# Il Problema della Mutua Esclusione

# Mutua Esclusione

- **Il problema della mutua esclusione** nasce quando più di un processo alla volta può aver accesso a variabili/risorse comuni.
- La regola di mutua esclusione impone che le operazioni con le quali i processi accedono alle variabili comuni ***non si sovrappongano nel tempo***.
- **Nessun vincolo è imposto *sull'ordine*** con il quale le operazioni sulle variabili vengono eseguite.



# Esempio di mutua esclusione

**Esempio**

- Due processi P1 e P2 hanno accesso ad una struttura *organizzata a* **pila** rispettivamente per inserire e prelevare dati.
- La struttura dati è rappresentata da un *vettore* ***stack*** i cui elementi costituiscono i singoli dati e da una *variabile* ***top*** che indica la posizione dell'ultimo elemento contenuto nella pila.
- I processi utilizzano le operazioni ***Inserimento*** e ***Prelievo*** per depositare e prelevare i dati dalla pila.

```
typedef ... item;
item stack[N];
int top=-1;

void Inserimento(item y)
{     top++;
      stack[top]=y;
}

item Prelievo()
{     item x;
      x= stack[top];
      top--;
      return x;
}
```

- L'esecuzione contemporanea di queste operazioni da parte dei processi può portare ad un uso scorretto della risorsa.
- Consideriamo questa sequenza di esecuzione:

| | | |
|---|---|---|
| T0: | `top++;` | (P1) |
| T1: | `x=stack[top];` | (P2) |
| T2: | `top--;` | (P2) |
| T3: | `stack[top]=y;` | (P1) |

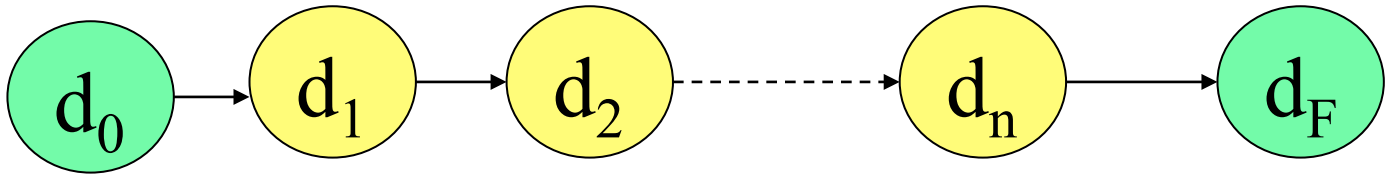
- Viene assegnato a x un valore *non definito* e l'ultimo valore valido contenuto nella pila *viene cancellato* dal nuovo valore di y.
- Potremmo individuare situazioni analoghe, nel caso di esecuzione contemporanea di una qualunque delle due operazioni da parte dei due processi.

- Il problema sarebbe risolto se le due operazioni di Inserimento e Prelievo fossero eseguite sempre in mutua esclusione (istruzioni **indivisibili**).

# Istruzioni Indivisibili

- Data un'istruzione I(d), che opera su un dato d comune a più processi, essa e` **indivisibile** (o **atomica**) , se, durante la sua esecuzione da parte di un processo P, il dato d non e` accessibile ad altri processi.
- I(d), a partire da un valore iniziale $d_0$ , puo` operare una serie di trasformazioni sul valore di d, fino a giungere allo stato finale $d_F$;

➔ poiche` I(d) e` **indivisibile**, gli stati intermedi non possono essere rilevati da altri processi concorrenti.



# Sezione Critica

- La sequenza di istruzioni con le quali un processo accede e modifica un insieme di variabili comuni prende il nome di **sezione critica**.
- Ad un insieme di variabili comuni possono essere associate *una sola sezione critica* (usata da tutti i processi) o *più sezioni critiche* (***classe di sezioni critiche***).

La ***regola di mutua esclusione*** stabilisce che:

***Sezioni critiche appartenenti alla stessa classe devono escludersi mutuamente nel tempo.***

***cioè***

***Una sola sezione critica di una classe può essere in esecuzione ad ogni istante.***

# Requisiti della soluzione al problema della mutua esclusione

Una corretta soluzione al problema della mutua esclusione deve soddisfare i seguenti requisiti:

1. Sezioni critiche della stessa classe devono essere eseguite in modo ***mutuamente esclusivo***.
2. Quando un processo si trova all'esterno di una sezione critica ***non può rendere impossibile*** l'accesso alla stessa sezione (o a sezioni della stessa classe) ad altri processi.
3. **Assenza di *deadlock*.**

# Soluzioni al problema della mutua esclusione: schema Generale

- Ogni processo prima di entrare in una sezione critica deve chiedere l'autorizzazione eseguendo una serie di istruzioni che gli garantiscono *l'uso esclusivo della risorsa*, se questa è libera, oppure *ne impediscono* l'accesso se questa è già occupata (***PROLOGO***); se la risorsa è occupata il prologo provoca l'attesa del processo che lo esegue.

- Al completamento dell'azione il processo deve eseguire una sequenza di istruzioni per dichiarare libera la sezione critica (***EPILOGO***)

**<prologo>**
**<sezione critica>**
**<epilogo>**

**IPOTESI**: l'hardware garantisce la mutua esclusione *solo a livello di **lettura e scrittura di una singola parola di memoria.***

# Soluzioni possibili al problema della mutua esclusione

1. **Soluzioni Algoritmiche**: la soluzione non richiede particolari meccanismi di sincronizzazione ma sfrutta solo la possibilità di condivisione di variabili (es. algoritmo di Dekker).

2. **Hardware-based**: il supporto è fornito direttamente all'architettura HW (es. disabilitazione delle interruzioni, lock/unlock).

3. **Soluzioni basate su strumenti di sincronizzazione**: prologo ed epilogo sfruttano strumenti di sincronizzazione (es. semafori) realizzati dal nucleo della macchina concorrente che consentono l'effettiva sospensione dei processi in attesa di eseguire sezioni critiche.

# MUTUA ESCLUSIONE: Analisi di alcune soluzioni algoritmiche

**Soluzione 1**: (*A*, *B*) **classe** di sezioni critiche, *libero* variabile logica, inizializzata al valore *true*, associata a tale classe:

```
int libero=1;
```

```
/* processo P1: */
main()
{   ...
    while (!libero);
     libero=0;
    <sez. critica A>;
    libero=1;

    ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{   ...
    while (!libero);
    libero=0;
    <sez. critica B>;
    libero=1;

    ...
}
```

- La soluzione **non soddisfa** la proprietà di mutua esclusione nell'esecuzione delle sezioni critiche.

**Esempio**:

T0 : P1 esegue l'istruzione **while** e trova *libero = 1*

T1 : P2 esegue l'istruzione **while** e trova *libero = 1*

T3 : P1 pone ***libero=0*** ed entra nella sezione critica

T4 : P2 pone ***libero=0*** ed entra nella sezione critica

➔ entrambi i processi si trovano contemporaneamente nella sezione critica!

**Soluzione 2:** alla classe di sezioni critiche (A,B..) viene associata la variabile *turno* che può assumere i valori 1 e 2 ed inizializzata a 1.

```
int turno=1;
```

```
/* processo P1: */
main()
{   ...
    while (turno!=1);
    <sezione critica A>;
    turno=2;
    ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{   ...
    while (turno!=2);
    <sezione critica B>;
    turno=1;
    ...
}
```

- La soluzione assicura che un solo processo alla volta può trovarsi nella sezione critica.
- Essa tuttavia impone un **vincolo di alternanza** nella esecuzione delle sezioni critiche (violazione del requisito 2).

- Ad esempio:
  - se *turno* = 2, il processo P1 non può entrare nella sua sezione critica, anche se questa non è occupata da P2.
  - Solo quando P2 avrà eseguito la sezione critica B, P1 potrà eseguire la propria.

**Soluzione 3:** Alla classe di sezioni critiche (A,B,..) vengono associate due variabili logiche busy1 e busy2 inizializzate al valore *false (0)*:

```
int busy1=0;
int busy2=0;
```

```
/* processo P1: */
main()
{    ...
     busy1=1;
     while (busy2!=0);
     <sezione critica A>;
     busy1=0;
     ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{    ...
     busy2=1;
     while (busy1!=0);
     <sezione critica B>;
     busy2=0;
     ...
}
```

- La soluzione assicura che **un solo processo alla volta** può trovarsi in una delle sezioni critiche.
- E' eliminato l'inconveniente della soluzione 1) in quanto la variabile *busy* associata ad un processo mantiene il valore *false* per tutto il tempo in cui il processo rimane all'esterno della sua sezione critica.
- Possono presentarsi situazioni in cui, a seconda della velocità relativa dei processi, questi **non possono entrare** nella loro sezione critica, pur essendo tali sezioni libere :

  **To : P1 pone *busy1= 1;***

  **T1 : P2 pone *busy2 = 1;***

- P1 e P2 ripetono indefinitamente l'esecuzione di **while** senza poter entrare nelle rispettive sezioni critiche.

**=> Deadlock !**

## Soluzione 4: Algoritmo di *Dekker (1965)*

E` stata la prima soluzione corretta al problema della mutua esclusione

➠ Soddisfa i requisiti 1, 2 e 3.

```
int busy1 =0;
int busy2 =0;
int turno=1; /*dominio {1,2}*/
```

- Il valore iniziale di *turno* è indifferente.

```
int busy1 =0;
int busy2 =0;
int turno=1; /*dominio {1,2}*/
```

```
/* processo P1: */
main()
{   ...
    busy1=1;
    while (busy2==1)
       if (turno==2)
       {   busy1=0;
           while(turno!=1);
           busy1=1;
        }
    <sezione critica A>;
    turno=2;
    busy1=0;
    ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{   ...
    busy2=1;
    while (busy1==1)
       if (turno==1)
       {   busy2=0;
           while(turno!=2);
           busy2=1;
        }
    <sezione critica B>;
    turno=1;
    busy2=0;
    ...
}
```

# Commenti

- L'algoritmo di Dekker e` stato inizialmente proposto per risolvere la mutua esclusione tra 2 processi [1965].

***Starvation:***

*È un fenomeno che si verifica quando un processo attende un tempo infinito per l'acquisizione di una risorsa.*

- *Un algoritmo di mutua esclusione e` starvation-free, se ad ogni processo che intende accedere ad una sezione critica e` garantito l'accesso in un tempo finito.*

- In questa versione (2 processi) e` stato dimostrato che nell'algoritmo di Dekker **non e` possibile che si verifichi Starvation**.

# Generalizzazione al caso di n processi

- Successivamente, l'algoritmo di Dekker e` stato generalizzato al caso di N processi; varie proposte; ad esempio:
  - Djkstra [1965]
  - Martin [1986]
  - ...
- E` possibile dimostrare che queste "generalizzazioni" non sono starvation-free.

## **Soluzione 5:** Algoritmo di Peterson (1981)

- Le variabili utilizzate per la sincronizzazione sono:

```
int busy1 =0;
int busy2 =0;
int turno=1; /*dominio {1,2}*/
```

```
int busy1=0;
int busy2=0;
int turno=1; /*dominio {1,2}*/
```

```
/* processo P1: */
main()
{ ...
 busy1=1;
 turno=2;
 while(busy2 && turno==2);
 <sezione critica A>;
 busy1=0;
    ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{ ...
 busy2=1;
 turno=1;
 while(busy1 && turno==1);
 <sezione critica B>;
 busy2=0;
    ...
}
```

# Attesa attiva

- Tutte le soluzioni viste realizzano l'attesa dei processi con cicli:
  - l'attesa consiste nella ripetizione del corpo del ciclo fino a che la condizione di ripetizione fallisce.

➜ Durante l'attesa ogni processo usa inutilmente la CPU: attesa attiva (busy waiting)

# Requisiti della soluzione al problema della mutua esclusione

1. Sezioni critiche della stessa classe devono essere eseguite in modo ***mutuamente esclusivo***.
2. Quando un processo si trova all'esterno di una sezione critica ***non può rendere impossibile*** **l'accesso** alla stessa sezione (o a sezioni della stessa classe) ad altri processi.
3. Assenza di ***deadlock***

**In aggiunta (requisiti opzionali):**

4. *Per un utilizzo efficiente della CPU , devono essere eliminate forme di* ***attesa attiva*** *(busy waiting)* sospendendo l'esecuzione di un processo per tutto il tempo in cui non può avere accesso alla sezione critica.
5. **Assenza di *starvation***: *ad ogni processo che intende accedere ad una sezione critica e` garantito l'accesso in un tempo finito.*

# MUTUA ESCLUSIONE:
# soluzioni hardware

# MUTUA ESCLUSIONE: Soluzioni Hardware

## 1. Disabilitazione delle interruzioni durante le sezioni critiche:

- **Prologo:** disabilitazione delle interruzioni
- **Epilogo:** abilitazione delle interruzioni

```
/* struttura processo: */
main()
{       ...
        <disabilitazione delle interruzioni>;
        <sezione critica A>;
        <abilitazione delle interruzioni>;
        ...
}
```

**Problemi:**

- La soluzione è *parziale* in quanto è valida solo per sezioni critiche che operano sullo stesso processore.

- *Elimina* ogni possibilità di concorrenza.

- Rende *insensibile* il sistema ad *ogni stimolo esterno* per tutta la durata di qualunque sezione critica

# Soluzioni hardware

- Nelle soluzioni precedenti si è supposto che l'hardware garantisca la mutua esclusione *solo a livello di lettura e scrittura di una singola parola di memoria.*

➔ L'*indivisibilità* è garantita soltanto:
  - nella lettura di una singola variabile
  - nella scrittura (assegnamento) di singola variabile

- Molti processori prevedono istruzioni che consentono di *esaminare e modificare* il contenuto di una parola in un unico ciclo (es: test_and_set).

- In questo caso è possibile dare una *semplice soluzione* al problema della mutua esclusione.

# Istruzione test and set

è un'istruzione macchina che consente la lettura e la modifica di una parola in memoria in modo *indivisibile*, cioè in un *solo ciclo di memoria.*

```
int test-and-set(int *a)
    {       int R;
            R=*a;
            *a=0;
            return R;
    }
```

Tramite questa istruzione è possibile realizzare a livello hardware il meccanismo **lock/unlock** per la soluzione del problema di mutua esclusione.

# Lock e Unlock

Sia ***x*** una **variabile logica associata ad una classe di sezioni critiche** inizializzata al valore 1 (*libera*):

*x=0 risorsa occupata,*

*x=1 risorsa libera.*

Definiamo su ***x*** le seguenti operazioni **atomiche**:

```
void lock(int *x)
{    while (!*x);
     *x=0;
}
void unlock(int *x)
{    *x=1;
}
```

# Indivisibilita` dell'operazione lock

**Istruzione test and set (x):**

```
int test-and-set(int *a)
    {     int R;
          R=*a;
          *a=0;
          return R;
    }
```

➔ **Realizzazione dell'operazione lock(x):**

```
void lock(int *x)
{   while (!test-and-set(x));
}
```

# Implementazione di lock e unlock

Se il set di istruzioni dell'architettura prevede la test-and-set (`tsl`):

```
lock(x):
   tsl register, x
   cmp register, 1
   jne lock
   ret
```

(copia x nel registro e pone x=0)
(il contenuto del registro vale 1?)
( se x=0 ricomincia il ciclo)
(ritorna al chiamante)

```
unlock(x):
  move x,1
  ret
```

(inserisce 1 in x)
(ritorna al chiamante)

# Lock e Unlock

## 2. Soluzione al problema della mutua esclusione mediante lock/unlock:

```
int x=1;
```

```
/* processo P1: */
main()
{ ...
 lock(&x);
 <sezione critica A>;
 unlock(&x);
        ...
}
```

```
/* processo P2: */
main()
{ ...
 lock(&x);
 <sezione critica B>;
 unlock(&x);
        ...
}
```

➔lock(x) e unlock(x) sono **operazioni indivisibili.**

- L'esecuzione contemporanea di due lock(x) (ciascuna su un diverso elaboratore) viene automaticamente sequenzializzata dall'hardware.
- I requisiti 1,2,3 sono *soddisfatti.*
- Il soddisfacimento del requisito 4, *non è implicito* nella soluzione. Per superare l'inconveniente della *starvation* occorre un'opportuna realizzazione del *meccanismo di arbitraggio* per l'accesso in memoria.
- Il requisito 5 *non è soddisfatto*, essendo presente nella lock una forma di ***attesa attiva***

# Proprietà della soluzione basata su lock e unlock

- Si può applicare in ambiente *multiprocessore*.
- Attesa attiva:
  - accettabile nel caso di sezioni critiche *molto brevi*

# Strumenti di sincronizzazione:

# I SEMAFORI

# Semaforo

Un semaforo è uno **strumento di sincronizzazione** che consente di risolvere **qualunque problema di sincronizzazione** tra thread nel modello ad ambiente globale.

Generalmente è realizzato dal nucleo del sistema operativo.

# Semaforo: definizione

Un semaforo è un dato astratto rappresentato da un *intero non negativo*, al quale è possibile accedere *soltanto* tramite le due operazioni **p** e **v**, definite nel seguente modo:

**p(s):**

```
while (!s);
s--;
```

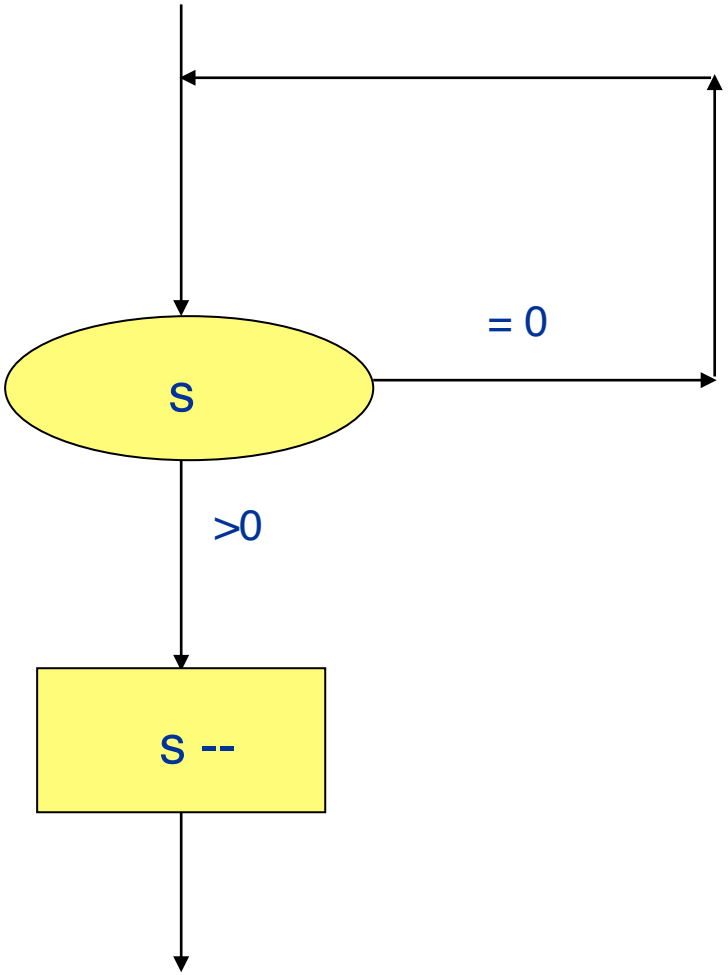
**v(s):**

```
s++;
```

- L'operazione ***p*** ritarda il processo fino a che il valore del semaforo s diventa maggiore di 0 e quindi decrementa tale valore di 1.
- L'operazione ***v*** incrementa di 1 il valore del semaforo s.
- **Le due operazioni sono atomiche**. Il valore del semaforo viene modificato da un *solo processo* alla volta.

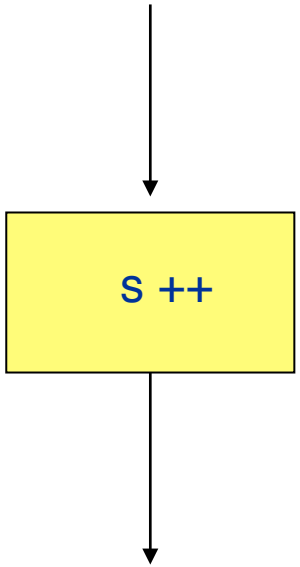
# p

***p**(s)*



***v*** *(s)*

**V**



# Semaforo

Dato un semaforo S:

- **Se il valore di S è 0:** l'esecuzione di p provocherà l'attesa del processo che la invoca (semaforo **ROSSO**)
- **Se il valore di S è maggiore di 0:** la chiamata di p provocherà il decremento di S e la continuazione dell'esecuzione (semaforo **VERDE**).

# Esempio: Soluzione al problema della mutua esclusione con i semafori

```
semaphore mutex;
mutex.value=1;
```

**P1**

```
.
p(&mutex);
<Sezione critica>;
v(&mutex);
.
.
```

**P2**

```
.
p(&mutex);
<Sezione critica>;
v(&mutex);
.
.
```

- *mutex* semaforo (binario) di mutua esclusione (0,1), con valore iniziale uguale a 1.

**SPD**: Qualunque sia la sequenza di esecuzione dei processi, la soluzione è sempre corretta.

# Realizzazione dei semafori

Il meccanismo di implementazione del costrutto semaforo deve possibilmente consentire:

- **eliminazione** di ogni forma di ***attesa attiva*** dei processi (v. definizione della *p*): sospensione del processo che non può proseguire l'esecuzione in una **coda** associata al semaforo.

- **eliminazione di forme di *starvation***: scelta **FIFO** del processo da risvegliare.

# Realizzazione dei semafori

Al semaforo sono associati:

- il valore intero **value** non negativo con valore iniziale >= 0
- una coda Qs nella quale sono posti i descrittori dei processi che attendono l'autorizzazione a procedere.

```
typedef struct{
            unsigned int value;
            queue Qs;} semaphore;
```

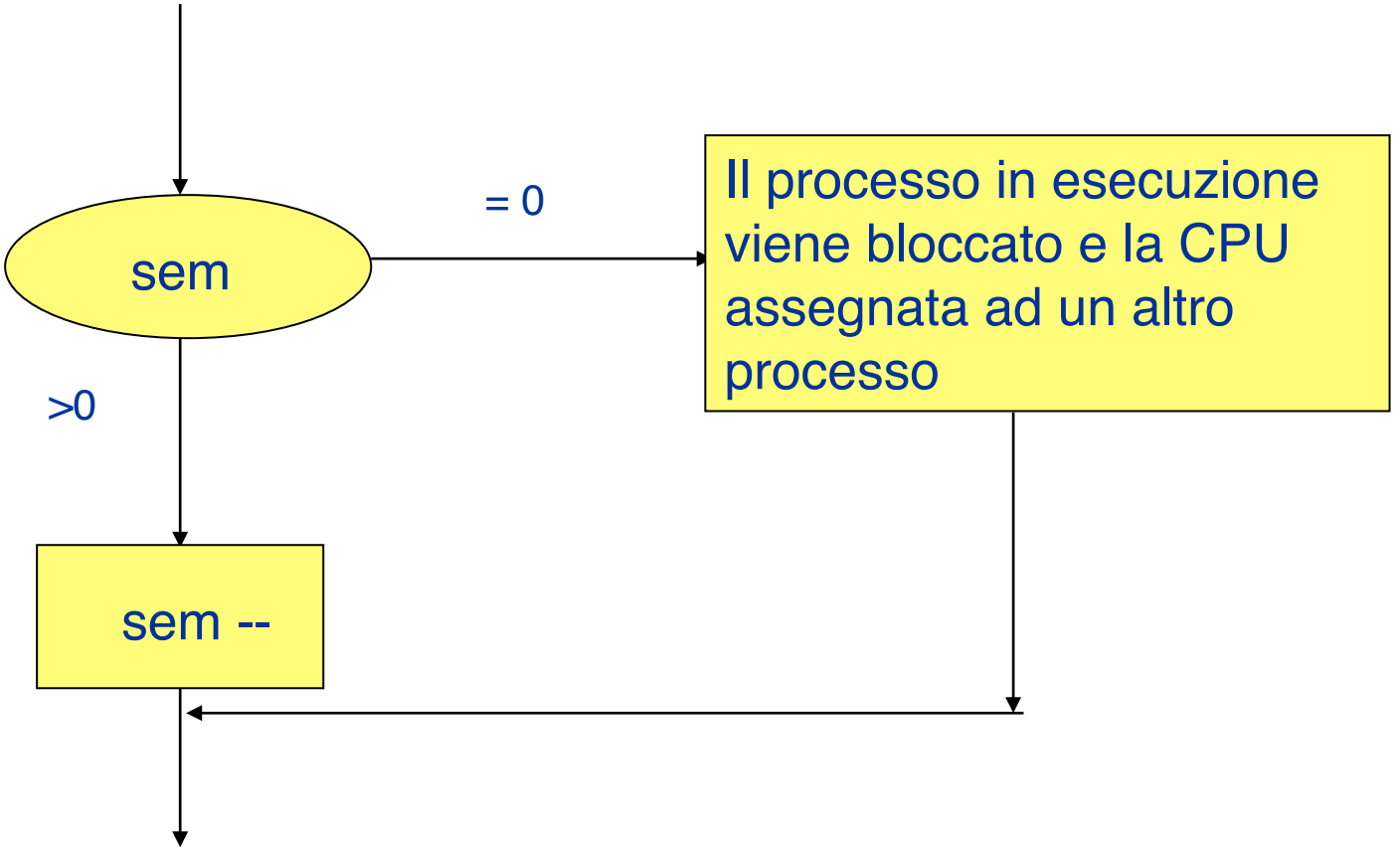
# Realizzazione di p e v

Le primitive p e v possono essere realizzate come segue:

```
void p(semaphore *s) {
  if (s->value==0)
        <il processo viene sospeso ed il suo
        descrittore inserito in s->Qs>
  else s->value--;
}

void v(semaphore *s) {
  if (<s->Qs non e` vuota>)
   <il descrittore del primo processo viene
  rimosso dalla coda ed il suo stato
  modificato in pronto>
  else s->value++;
}
```

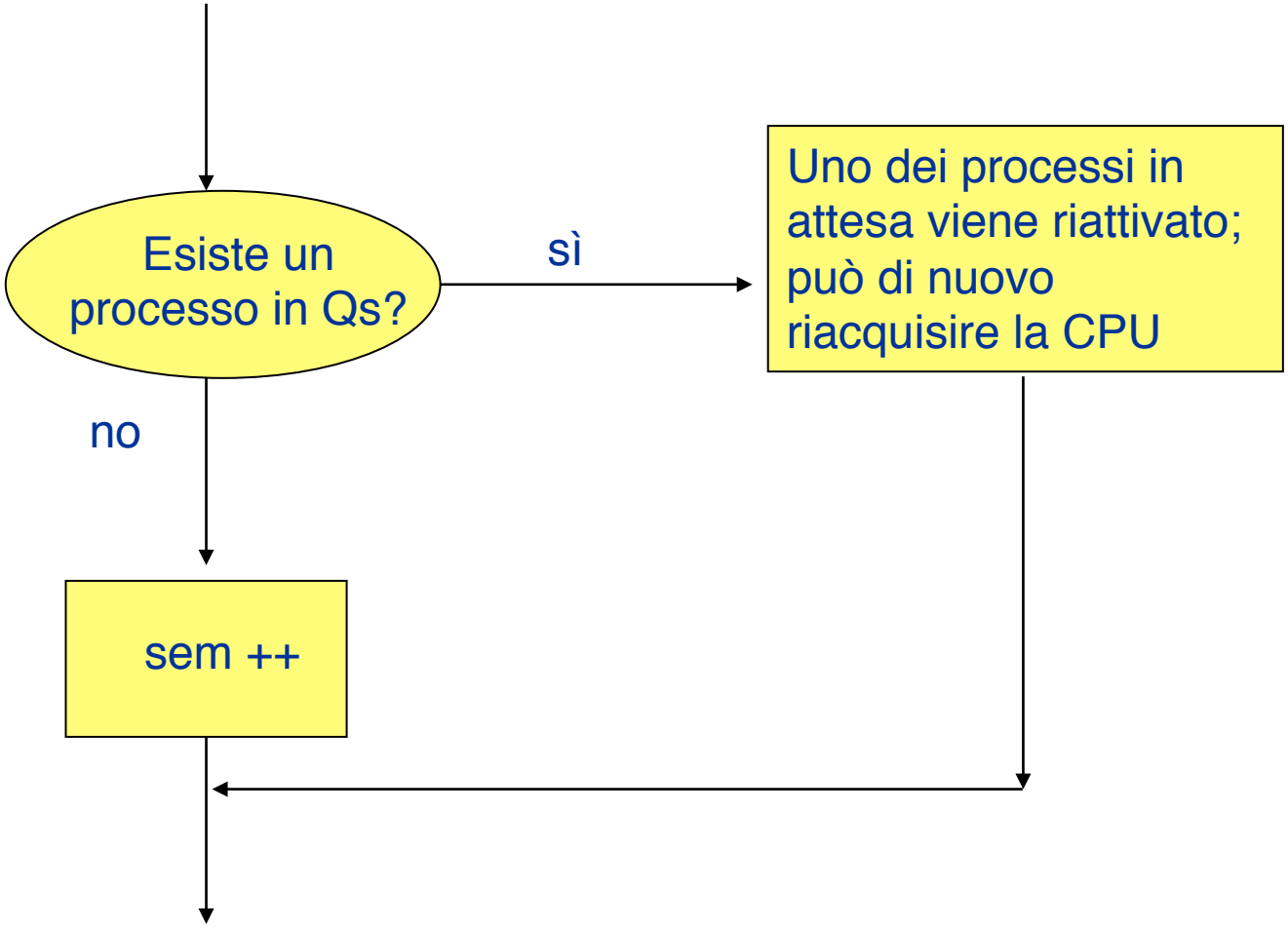
# p

***p**(sem)*


sem
= 0
Il processo in esecuzione viene bloccato e la CPU assegnata ad un altro processo
>0
sem --

# V

***v** (sem)*


Esiste un processo in Qs?
sì
Uno dei processi in attesa viene riattivato; può di nuovo riacquisire la CPU
no
sem ++

# Atomicità di p e v

Durante un'operazione su un semaforo S nessun altro processo può accedere al semaforo S fino a che l'operazione è completata o bloccata:

*p e v* sono **sezioni critiche** ➔ devono essere realizzate come **operazioni indivisibili** (o atomiche):

➔uso di **lock/unlock** per imporre la mutua esclusione nell'esecuzione di p e v.

# Realizzazione semaforo: atomicità

```
typedef struct{ int value;
                queue Qs;
                int lock; // inizializzato a 1
   } semaphore;

   void p(semaphore *s) {
     lock(s->lock);
     if (s->value==0)
             {   unlock(s->lock); //uscita sez. critica
                 <sospensione processo in s->Qs>
                 lock(s->lock); //entrata sez. critica
             }
     else s->value--;
     unlock(s->lock);
   }
```

in caso di sospensione è necessario uscire dalla sezione critica

# Realizzazione semaforo: atomicità

```
void v(semaphore *s) {
  lock(s->lock);
  if (<s->Qs non e` vuota>)
    <il descrittore del primo processo viene
    rimosso dalla coda ed il suo stato
    modificato in pronto>
  else s->value++;
  unlock(s->lock);
}
```

# Soluzione al problema della mutua esclusione con i semafori

```
semaphore mutex;
mutex.value=1;
```

**P1**

```
.
p(&mutex);
<Sezione critica>;
v(&mutex);
.
.
```

**P2**

```
.
p(&mutex);
<Sezione critica>;
v(&mutex);
.
.
```

- **SPD**: Qualunque sia la sequenza di esecuzione dei processi, la soluzione è sempre corretta.
- *Mutex* viene chiamato "**semaforo di mutua esclusione**"; inizializzato a 1, potrà assumere soltanto i valori 0 e 1.

# Cooperazione tra processi concorrenti

- Scambio di **messaggi** generati da un processo e consumati da un altro
- Scambio di **segnali temporali** che indicano il verificarsi di dati eventi

La *cooperazione tra processi* prevede che l'esecuzione di alcuni di essi risulti *condizionata* dall'informazione prodotta da altri **(vincoli sull'ordinamento nel tempo delle operazioni dei processi).**

# ESEMPIO:

- n processi $P_1$, $P_2$, …. $P_n$ attivati ad intervalli prefissati di tempo da $P_0$.
- l'esecuzione di $P_i$ non può iniziare prima che sia giunto il segnale da $P_0$
- ad ogni segnale inviato da $P_0$ deve corrispondere una attivazione di Pi

  $n_1$= numero di richieste di attivazione di $P_i$

  $n_2$= numero di segnali di attivazione inviati da $P_0$

  $n_3$= numero di volte in cui $P_i$ è stato attivato

Deve essere ad ogni istante:

se $n_2 \geq n_1$ $n_3 = n_1$

se $n_2 < n_1$ $n_3 = n_2$

```
semaphore si;
si.value=0  /* valore iniziale s_i = 0*/
```

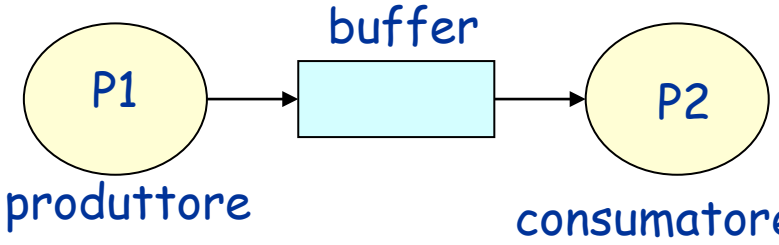
**processo $P_i$ :**

```
main()
{  ...
   while(...)
   {     ...
      p(&si);
      ...
    }

...
}
```

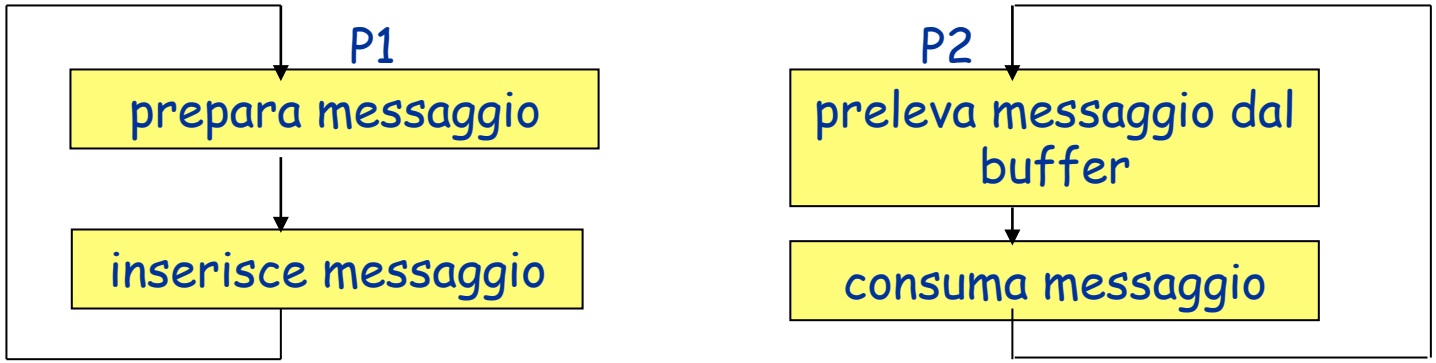
**processo $P_0$ :**

```
main()
{  ...
 while(...)
 {     ...
       v(&si);
       ...
   }

...
}
```

# Comunicazione




**buffer di capacita` 1**



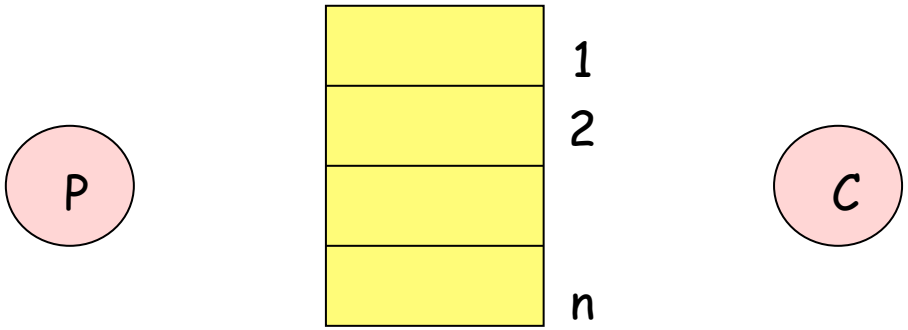

**Sequenza corretta:** inserimento-prelievo-inserimento-prelievo….

**Sequenze errate:**

- Inserimento-inserimento-prelievo….
- Prelievo-prelievo-inserimento

## **Esempio**: Produttore Consumatore

Sia dato un buffer di capacita` n al quale possono accedere 2 processi: 1 produttore P, 1 consumatore C.




1. Il produttore non può inserire un messaggio nel buffer se questo è pieno.
2. Il consumatore non può prelevare un messaggio dal buffer se questo è vuoto

```
semaphore msg_disponibile;
msg_disponibile.value=0;
```

```
/* Processo produttore:*/
main()
{
   for (;;){
    <produzione messaggio>;
    <deposito messaggio>;
    v(&msg_disponibile);}
}
```

```
/* Processo consumatore:*/
main()
{
   for (;;){
    p(&msg_disponibile);
    <prelievo messaggio>;
    <consumo messaggio>;}
}
```

- questa soluzione soddisfa soltanto la condizione 2: il produttore potrebbe depositare un messaggio nel buffer pieno!

- Per sincronizzare correttamente gli accessi al buffer di produttore e consumatore, introduciamo ***due semafori***:
  - **spazio_disp** (valore iniziale=n, elementi liberi nel buffer)
  - **msg_disp** (valore iniziale=0, num messaggi nel buffer)

```
semaphore spazio_disp, msg_disp;
spazio_disp.value=n;
msg_disp.value=0;
```

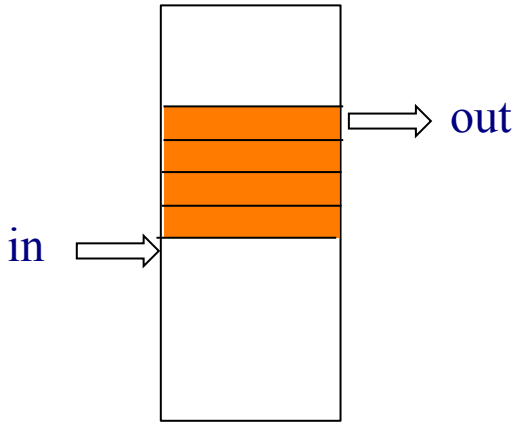
```
/* Processo produttore:*/
main()
{
    for (;;){
     <produzione messaggio>;
     p(&spazio_disp);
     <deposito messaggio>;
     v(&msg_disp);}
}
```

```
/* Processo consumatore:*/
main()
{
    for (;;){
     p(&msg_disp);
     <prelievo messaggio>;
     v(&spazio_disp);
     <consumo messaggio>;}
}
```

I due semafori si dicono "**semafori risorsa**", poichè il valore di ognuno di essi rappresenta la disponibilità corrente delle risorse ad esso associate (elementi liberi, messaggi disponibili).

# Dettagli sulla gestione del Buffer

```
semaphore spazio_disp, msg_disp;
spazio_disp.value=n;
msg_disp.value=0;
msg buffer[n]:
int out=0, in=0;
```




```
/* Processo produttore:*/
main()
{ msg M;
   for (;;){
    <produzione messaggio M>;
    p(&spazio_disp);
    buffer[in]=M;
    in=(in + 1)%n;
    v(&msg_disp);}
}
```

```
/* Processo consumatore:*/
main()
{  msg M
   for (;;){
    p(&msg_disp);
    M=buffer[out];
    out=(out + 1)%n;
    v(&spazio_disp);
    <consumo messaggio M>;}
}
```

## Nel caso di più produttori e più consumatori:

aggiungiamo i due semafori mutex1 e mutex2

```
...
semaphore mutex1, mutex2;
mutex1.value=1;
mutex2.value=1;
```

**Processo produttore:**

```
main()
{ for(; ;)
  { <produz. messaggio>;
    p (&spazio_disp);
    p (&mutex1);
    <inserimento mess.>;
     v(&mutex1)
   v(&msg_disp);
  }
}
```

**Processo consumatore:**

```
main()
{ for(; ;)
  { p (&msg_disp);
    p (&mutex2)
    <prelievo mess.>;
     v(&mutex2)
     v(&spazio_disp);
    <consumo messaggio>;
  }
}
```

# Esempi di uso dei semafori: gestione di risorse

- R1, R2,…Rn **n** unità di uno stesso tipo di risorsa (tutte **equivalenti** fra loro).
- P1, P2, … Pm **m** processi che devono operare su una qualunque risorsa in **modo esclusivo** tramite le operazioni A, B, …

**I Soluzione**

- Si assegna un **semaforo di mutua esclusione** $M_i$ (v. i.=1) ad ogni risorsa $R_i$

**processo $P_s$:**

```
..
p(Mi);
Ri.A;
v(Mi);
..
```

$R_i.A$ rappresenta l' esecuzione dell'operazione $A$ su $R_i$

**Inconvenienti della soluzione:**

- Come decide il generico processo su quali risorse operare (come viene scelto i)?
- Può capitare che, una volta scelta $R_i$ , se su di essa sta operando in quel momento un secondo processo $P_k$, il processo $P_s$ si blocchi su $p(M_i)$, pur essendo disponibili altre risorse $R_h$ ($h \neq j$).

**II Soluzione:** viene introdotta una nuova risorsa G, **gestore** di R1, R2, … Rn. Essa può essere concepita come **una struttura dati** destinata a mantenere lo stato delle risorse gestite. Sul gestore si opera tramite due procedure:

***Richiesta*** e ***Rilascio***.

```
unsigned int Richiesta();
void Rilascio(unsigned int x);
```

*(dove il parametro x rappresenta **l'indice** della risorsa **assegnata** o **rilasciata**)*

## Strutture dati del gestore:

- le procedure Richiesta e Rilascio dovranno essere eseguite in **mutua esclusione**

➔ semaforo **`mutex`** di **mutua esclusione** con v.i. = 1

- Un processo che esegue ***Richiesta*** verifica la disponibilita` di una qualunque risorsa Rj.
- Un processo che esegue ***Rilascio*** rende nuovamente disponibile una risorsa

➔ semaforo **risorsa** **`ris`** con valore iniziale = n

- E' necessario un vettore di variabili *booleane* **`Libero[i]`** per registrare quale risorsa è in un certo istante libera (**`Libero[i] = 1`**) e quale occupata (**`Libero[i] = 0`**).

# II Soluzione - segue

```
#define n 20
semaphore   mutex, ris;
int Libero[n];/* stato di allocazione risorse */
void inizializza()
{/*inizializzazione del gestore:*/
mutex.value= 1;
ris.value= n;
for(i = 0; i<n; i++)
      Libero[i] = 1; /*true*/
}
```

# II Soluzione - segue

```
int  Richiesta ()
{       unsigned int x, i;
        p(&ris);
        p(&mutex);
        i=0;
        do
             i++;
        while (! Libero[i]);
        x = i;
        Libero[i] = 0;
        v(&mutex);
        return x;
}
```

```
void Rilascio (unsigned int x)
{ unsigned int i;
        p(&mutex);
        i=x;
        Libero[i]= 1;
        v(&mutex);
        v(&ris);
}
```

# Schema del processo:

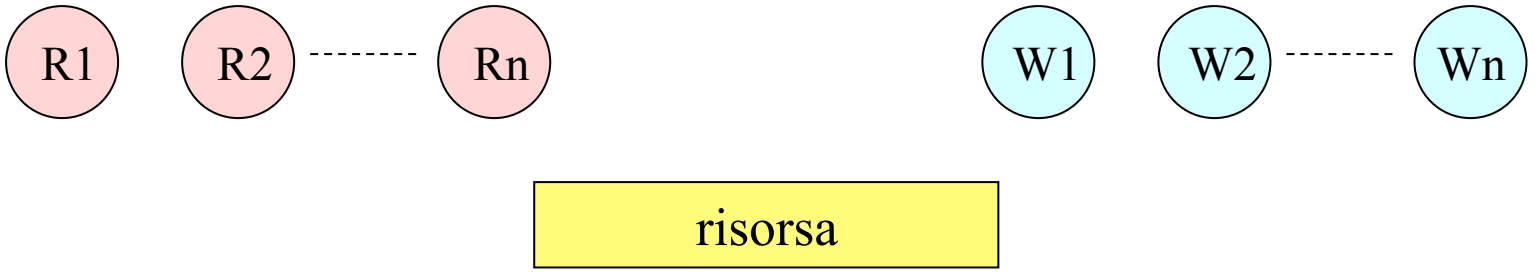
```
void Processo()
{     unsigned int r;
      ...
      r=Richiesta();
      <uso della risorsa r>
      Rilascio(r);
      ...
}
main()
{inizializza();
<creazione processi di codice Processo>
...}
```

# Realizzazione di politiche di gestione delle risorse

- Nei problemi di sincronizzazione visti precedentemente si ha che:
  - La decisione se un processo possa proseguire l'esecuzione dipende dal valore di un solo semaforo (es.,"**mutex**", "**spazio disponibile**", "**messaggio disponibile**")
  - La scelta del processo da riattivare avviene tramite l'algoritmo implementato nella **v** (FIFO).

- In problemi di sincronizzazione **più complessi** si ha che:
  - Decidere se un processo possa proseguire l'esecuzione dipende in generale dal verificarsi di una **condizione di sincronizzazione**
  - La scelta del processo da riattivare può avvenire in base a criteri diversi da quelli adottati nell'implementazione di v (ad es. sulla base di **priorità tra processi**).

# Esempio: Problema dei "readers and writers"




**Condizioni di sincronizzazione:**

- I processi lettori possono usare la risorsa contemporaneamente.
- I processi scrittori hanno accesso esclusivo alla risorsa.
- I processi lettori e scrittori si **escludono mutuamente** nell'uso della risorsa.

**Politica:**

Un processo lettore aspetta ***solo se*** *la risorsa è già stata assegnata ad un processo scrittore.*

Viene quindi data la priorità ai processi lettori nell'accesso alla risorsa, cioè: nessun lettore aspetta se uno scrittore è già in attesa (possibilità di attesa infinita da parte dei processi scrittori).

## Soluzione :

```
int    readcount=0;
semaphore mutex, w;
mutex.value=1; w.value=1;
```

**READER**

```
reader()
{   p(&mutex);
    readcount ++;
    if (readcount == 1)
         p(&w);
    v(&mutex);
    ..
    <lettura>
    ..
    p(&mutex);
    readcount --;
    if (readcount==0)
        v(&w);
    v(&mutex);
}
```

**WRITER**

```
writer()
{ p(&w);
  . .
  <scrittura>
  . .
  v(&w);
}
```

# Costrutti linguistici per la sincronizzazione

I semafori costituiscono un meccanismo **molto potente** per la sincronizzazione dei processi. Tuttavia, l' uso dei semafori può risultare troppo "a basso livello".

➔ **Possibilità di errori**

**Esempio**: mutua esclusione

- ***scambio tra p e v:***

```
v(mutex);
<sez. critica>;
p(mutex);
```

più processi possono operare nella sezione critica.

- ***utilizzo erroneo di p e v:***

```
p(mutex);
<sez. critica>;
p(mutex); -> deadlock.
```

- **etc.**

# Costrutti linguistici per la sincronizzazione

➔Per ovviare a problemi di questa natura si sono introdotti costrutti linguistici di "più alto livello" :

- regioni critiche semplici e condizionali
- **monitor**