SEMAFORI

Semaforo

Una variabile di *tipo semaforico* viene definita come una variabile *intera non negativa*, cui è possibile accedere *solo* tramite le due operazioni **wait e signal** definite nel seguente modo:

wait(s):

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

signal(s):

```
s++;
```

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

Il valore di un semaforo s è legato al numero delle operazioni *wait* e *signal* eseguite su di esso dalla relazione:

$$val(s) = s_0 + ns(s) - nw(s)$$

dove:

- ***val(s)*** valore del semaforo s
- s_0 valore iniziale di s;
- ***ns(s)*** numero di volte che è stata eseguita la signal(s);
- ***nw(s)*** numero di volte che è stata completata la *wait(s).*

- Essendo, per definizione, ***val(s) >= 0***, si ha:

$$nw(s) \leq ns(s) + s_0$$

- La relazione ***nw(s)*** £ ***ns(s)+ s0*** è ***invariante*** rispetto all'esecuzione di *wait* e *signal* (sempre vera qualunque sia il numero di primitive eseguite).

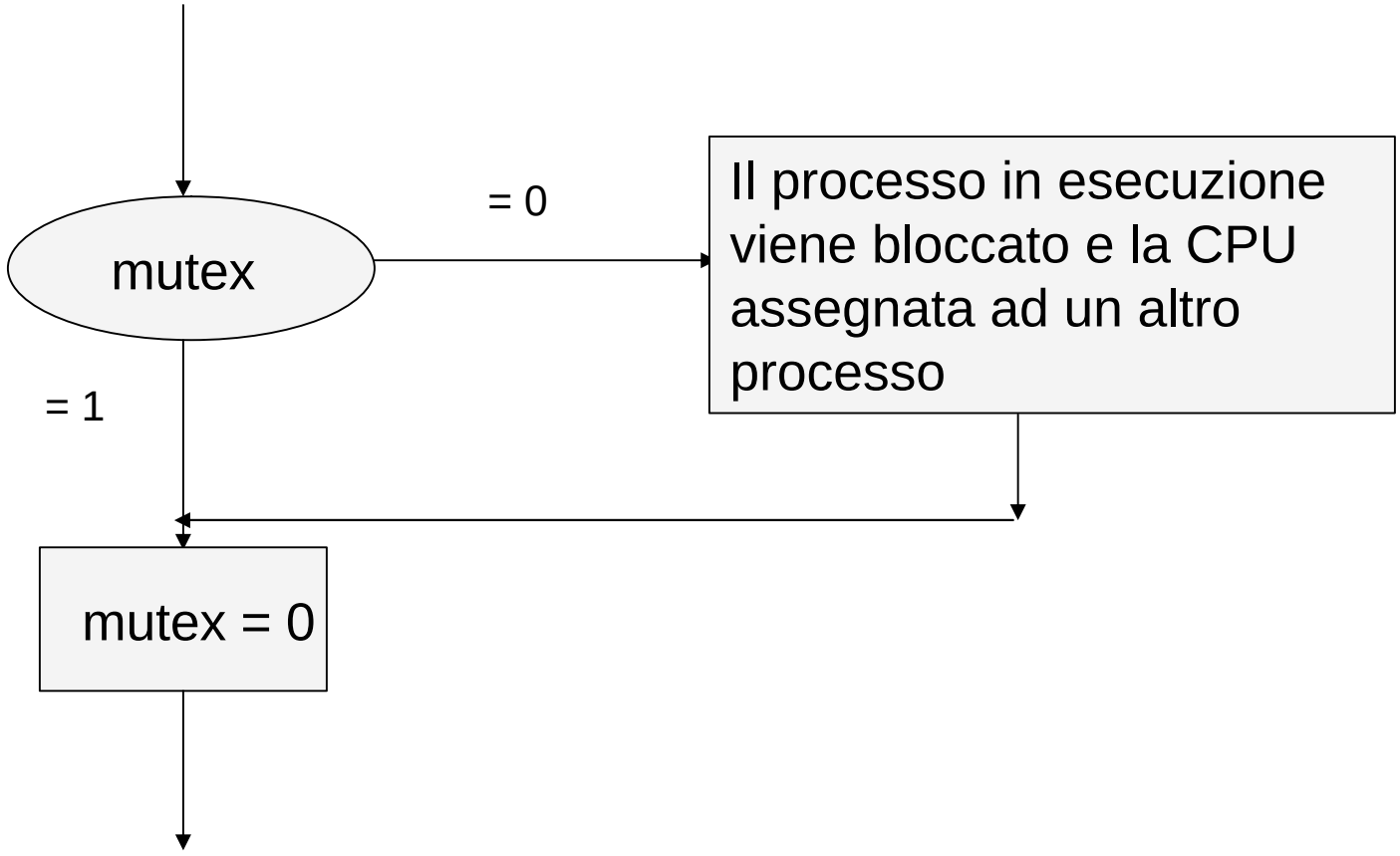
- La proprietà può essere utilizzata per **verificare** che un'interazione tra processi, programmata mediante il meccanismo semaforico, *avvenga correttamente.*

Realizzazione dei semafori

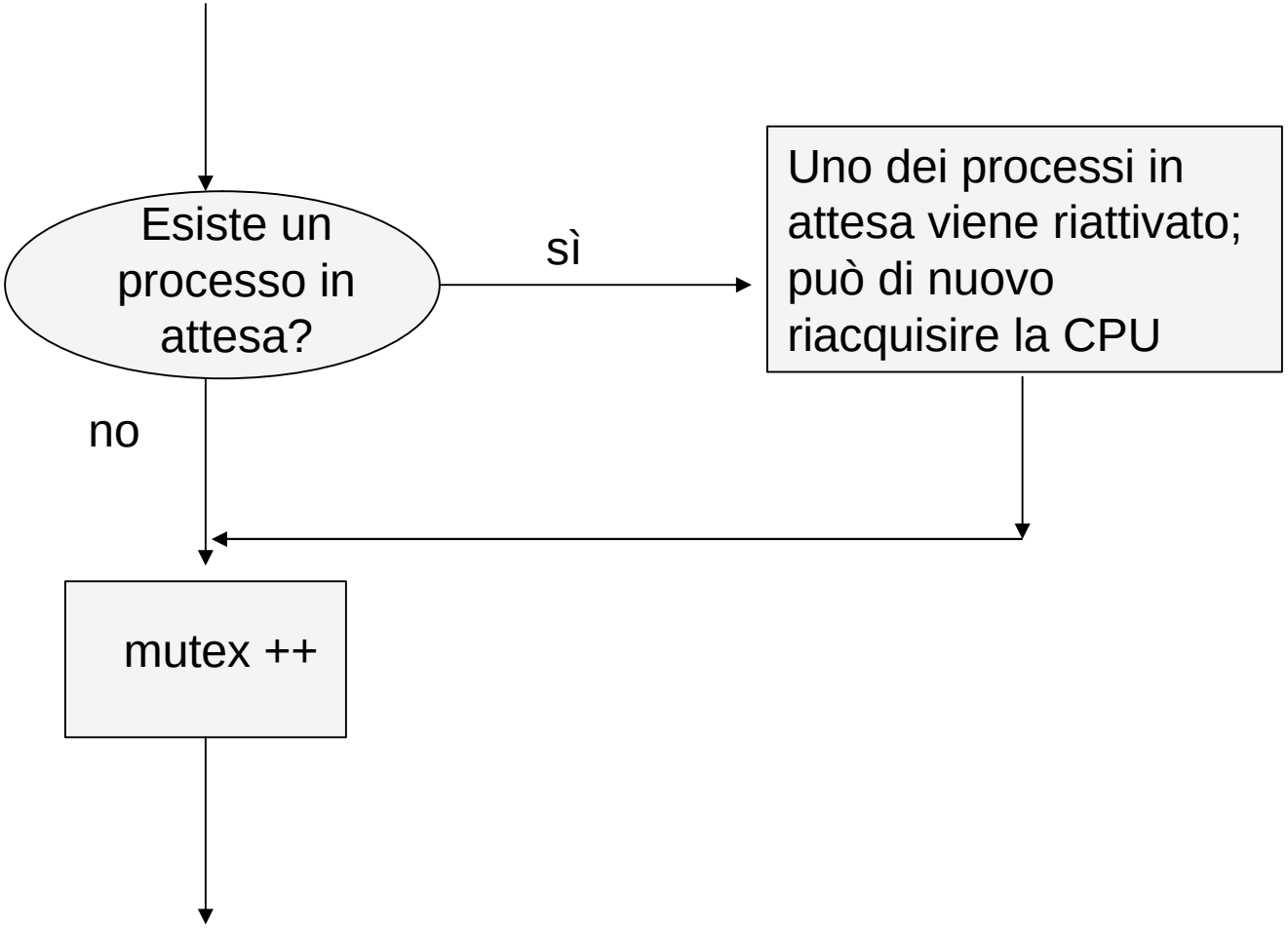
- Il meccanismo di implementazione del costrutto semaforo deve consentire:
  - **eliminazione** di ogni forma di ***attesa attiva*** dei processi (v. definizione della *wait*): sospensione del processo che non può proseguire l'esecuzione in una coda associata al semaforo.
  - **eliminazione di forme di *starvation*** (attesa indefinita di un processo): scelta FIFO del processo da risvegliare.

Esempio di mutua esclusione

***wait**(mutex)* *valore iniziale: mutex=1*



signal *(mutex)*



Realizzazione dei semafori

Al semaforo sono associati:

- un valore intero 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{int value;
               queue Qs;} semaphore;
```

Realizzazione di wait e signal

Wait e signal possono essere realizzate come segue:

```
void wait(semaphore *s) {
  if (s->value==0)
        <il processo viene sospeso ed
        il suo descrittore
        inserito in s->Qs>
  s->value--;
}
void signal (semaphore *s) {
  if (<s->Qs non e` vuota>)
   <il descrittore del primo processo
   viene rimosso dalla coda ed il suo
   stato modificato in pronto>
  s->value++;
}
```

- L'esecuzione della signal non comporta concettualmente nessuna modifica nello stato del processo che l'ha eseguita.
- Scelta del processo da risvegliare tramite politica ***FIFO***

- *wait e signal* : sezioni critiche ➔ devono essere **azioni indivisibili** (azioni atomiche).
- Analisi e modifica del valore del semaforo ed eventuale sospensione o riattivazione di un processo devono avvenire in **modo indivisibile.**
- Durante un'operazione sul semaforo nessun altro processo può accedere al semaforo fino a che l'operazione è completata o bloccata.

Soluzione al problema della mutua esclusione

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

P1

```
.
.
wait(&mutex);
<Sezione critica>;
signal(&mutex);
.
.
```

P2

```
.
.
wait(&mutex);
<Sezione critica>;
signal(&mutex);
.
.
```

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

➔ Qualunque sia la sequenza di esecuzione dei processi, la soluzione è sempre corretta.

Dimostrazione

Th: Il numero *n* dei processi presenti contemporaneamente nella sezione critica S deve essere 0 o 1.

- Si ha:

  n= nw(mutex)-ns(mutex)

- La relazione *nw(s) £ ns(s)+ s0* diventa in questo caso:

  nw(mutex) £ ns(mutex)+ 1

- Dalle due relazioni si ha:

  n= nw(mutex)-ns(mutex) £ 1

Poiché *wait(s)* precede sempre *signal(s)* si ha:

$$nw(mutex) - ns(mutex) \geq 0$$

Quindi si ha:

$$0 \leq n \leq 1$$ **cvd**

Dimostrazione

Th: Un processo viene bloccato in ingresso solo se la sezione critica è occupata da un altro processo.

Un processo è ritardato *solo se* il valore di mutex è zero.

HP: mutex.value=0

La relazione *nw(mutex) £ ns(mutex)+ 1* diventa :

nw(mutex) = ns(mutex)+ 1

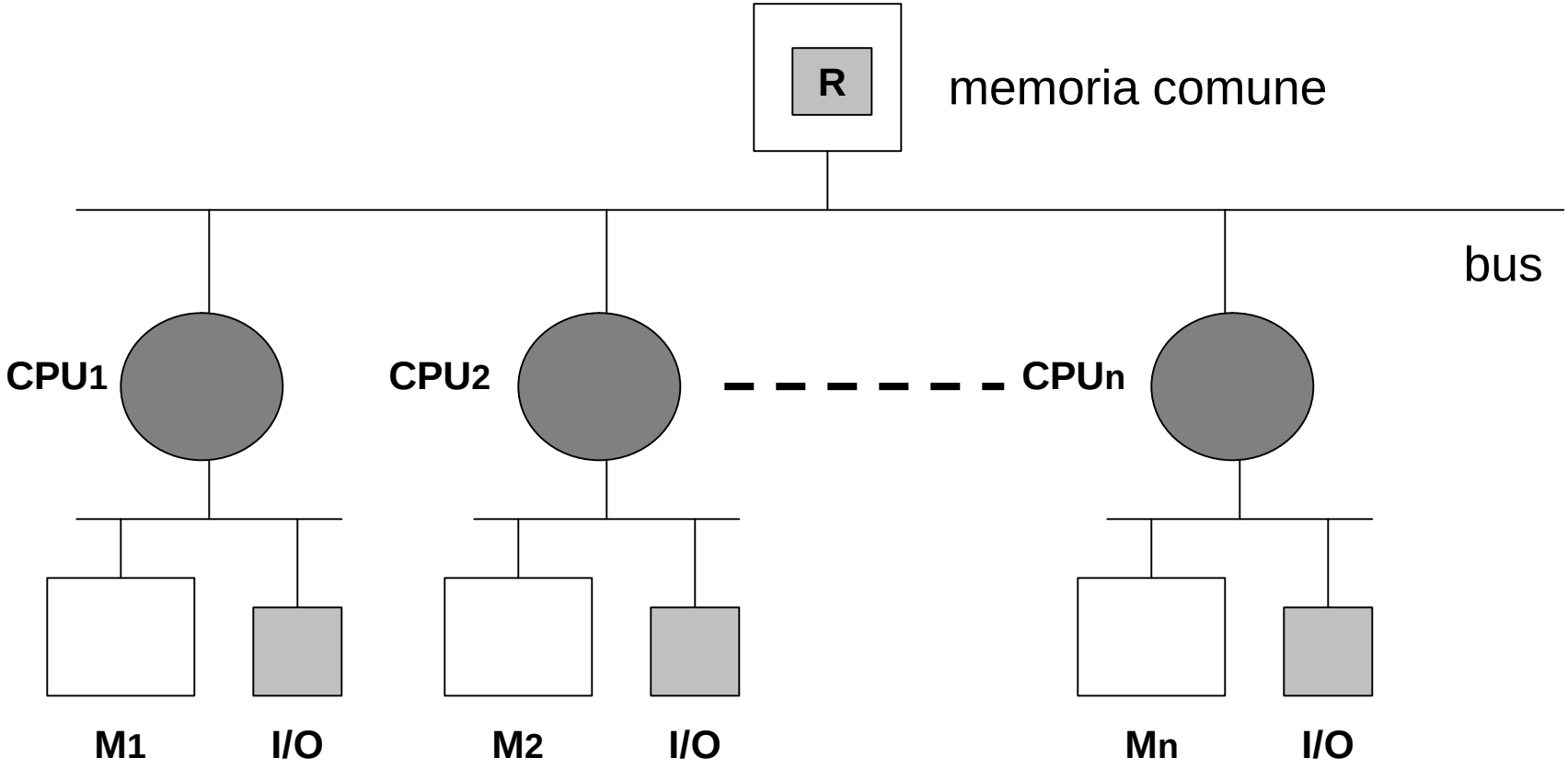
Il numero delle operazioni *wait* eseguite con successo su *mutex* eccede il numero delle operazioni *signal* su *mutex di* 1.

Quindi:

***un processo si trova entro la sezione critica*.** **cvd**

Mutua esclusione: alcuni problemi

1. E' sempre necessario usare *wait* e *signal* per assicurare la mutua esclusione (**overhead**)?
2. Come si ottiene la **non interrompibilità** nel caso di sistemi multiprocessori?



Soluzione al primo problema

Ipotesi: sezioni critiche “sufficientemente brevi”.

a) Sistema **monoprocessore:**

P1

.

<*disabilita interruzioni*>;

<S1>;

<*riabilita interruzioni*>;

.

.

.

P2

.

<*disabilita interruzioni*>;

<S2>;

<*riabilita interruzioni*>;

.

.

.

Soluzione al primo problema

b) Sistema **multiprocessore: uso di lock e unlock**

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

/* x=0 risorsa
occupata;
 x=1 risorsa libera
*/
```

int x=1;

P1	P2
.	.
lock(x);	lock(x);
<S1>;	<S2>;
unlock(x);	unlock(x);
.	.
.	.
.	.

- Problema dell'**attesa attiva** (*busy waiting*)
- Nell'ipotesi che l'hardware garantisca la mutua esclusione solo a livello di lettura o scrittura di una cella di memoria **solo unlock è indivisibile**

➔ Istruzione di ***test and set lock*** *(tsl)*

  – Copia il valore di *x* in un registro ed inserisce in *x* il valore 0, in modo **indivisibile**
  – La CPU che esegue *tsl* tiene occupato il bus di memoria per impedire ad altre CPU di accedere alla memoria

lock(x):

```
tsl register, x
cmp register, 1
jne lock
ret
```

(copia x nel registro e pone x=o)
(x vale 1?)
(se x=0 ricomincia il ciclo)
(ritorna al chiamante;
accesso alla sezione critica)

unlock(x):

```
move x,1
ret
```

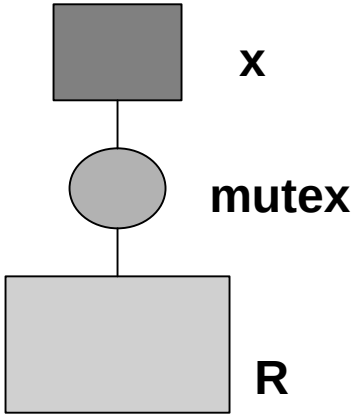
(inserisce 1 in x)
(ritorna al chiamante)

Soluzione al secondo problema

Nel caso generale in cui *wait e signal* siano eseguite su processori diversi si ha:

```
void wait(..mutex)
{    lock(x);

    /*codice della
     wait */

    unlock(x);

}
```

```
void signal(..mutex)
{    lock(x);

    /*codice della
     signal */

    unlock(x);

}
```



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(...)
  {   ...
      wait (&si);
      ...
   }

...
}
```

processo P_0 :

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

...
}
```

Dimostrazione:

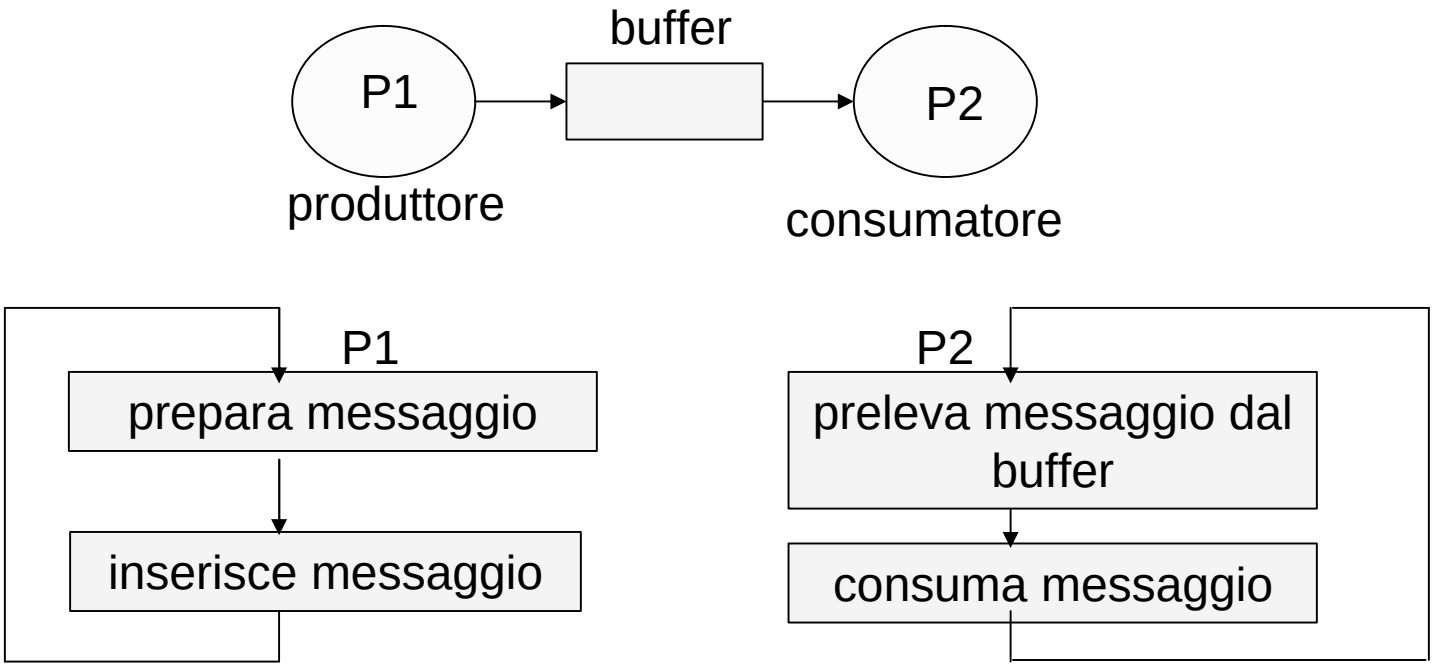
La relazione $nw(s) \pounds ns(s) + s_0$ diventa in questo caso:

$$nw(s_i) \pounds ns(s_i)$$

➔ Il numero di volte che il processo P_i è stato attivato è minore o uguale al numero dei segnali inviati da P_0

cvd

Comunicazione

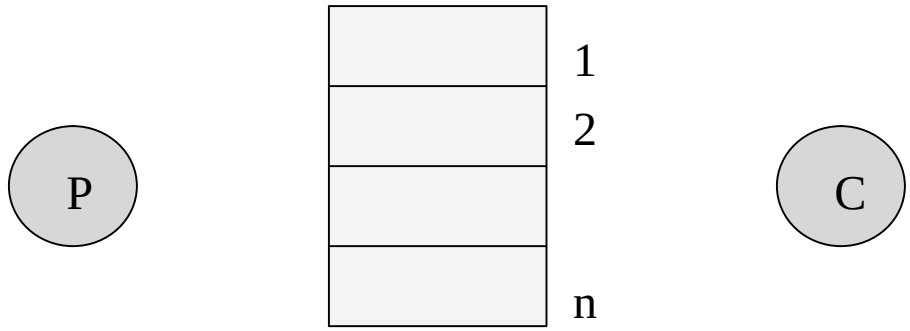


Sequenza corretta: inserimento-prelievo-inserimento-prelievo….

Sequenze errate:

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

Esempio: Produttore Consumatore (buffer di capacita` n)



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

- Siano:

  d = numero dei messaggi depositati

  e = numero dei messaggi estratti

  n = numero dei messaggi che può contenere il buffer

- Deve valere la condizione: **0 £ d - e £ n**

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

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

```
/* Processo consumatore:*/
main()
{
   for (;;){
    wait(&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, capienza del buffer)
  - msg_disp (valore iniziale=0)

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

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

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

Dimostrazione

Th: la soluzione proposta soddisfa la condizione

$$\mathbf{0 \pounds d - e \pounds n}$$

- La relazione ***nw(s)*** $\pounds$ ***ns(s)+ s0*** scritta per i due semafori diventa:

  1) ***nw(spazio_disp)*** $\pounds$ ***ns(spazio_disp) +n***

  2) ***nw(msg_disp)*** $\pounds$ ***ns(msg_disp)***

- L'ordine con cui vengono eseguite le primitive comporta:

  3) ***ns(msg_disp)*** $\pounds$ ***d*** $\pounds$ ***nw(spazio_disp)***

  4) ***ns(spazio_disp)*** $\pounds$ ***e*** $\pounds$ ***nw(msg_disp)***

Dalle 3),1),4) si ha:

$$d \leq nw(spazio\_disp) \leq ns(spazio\_disp) + n \leq e+n \quad \textbf{[i]}$$

Dalle 4),2),3) si ha:

$$e \leq nw(msg\_disp) \leq ns(msg\_disp) \leq d \quad \textbf{[ii]}$$

- Combinando i due risultati [i] e [ii] si ottiene:

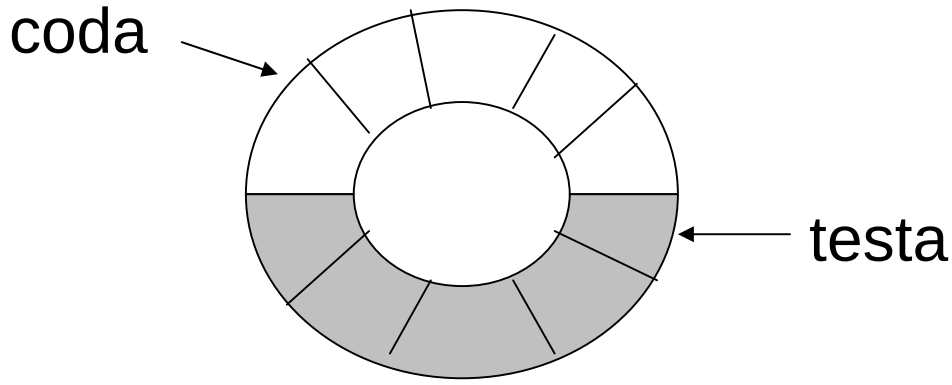
$$e \leq d \leq e+n$$

da cui:

$$0 \leq d-e \leq n$$

cvd

Affinchè la soluzione sia corretta, bisogna che produttore e consumatore *non accedano mai contemporaneamente alla stessa posizione del buffer.*



Inizialmente si ha:

coda= testa

Operazioni di inserimento e prelievo:

```
typedef messaggio buffer[N];

buffer B;

int testa=0, coda=0;

messaggio M;
```

Inserimento:

```
B[coda] = M;
coda = (coda + 1)%N;
```

Prelievo:

```
M = B[testa];
testa = (testa + 1)%N;
```

Siano p1 e *p2* rispettivamente il numero di volte in cui *coda e testa* sono stati incrementati (inizialmente *p1 = p2*).

Le operazioni di deposito e prelievo agiscono sulla stessa porzione di buffer se:

p1 = p2 mod n *[5]*

Dimostrazione

Th: produttore e consumatore *non accedono contemporaneamente* alla stessa porzione di buffer

- Siano p1 e p2 rispettivamente il numero di volte in cui coda e testa sono stati incrementati (inizialmente p1 = p2).
- Le operazioni di deposito e prelievo agiscono sulla stessa porzione di buffer se:

$$p1 = p2 \bmod n$$

- Durante l'operazione di **deposito** si ha:

  p1= ns (msg_disp)

  ns (msg_disp)=nw(spazio_disp) -1 £ n+ ns(spazio_disp) -1 *(dalla (1))*

- Durante la operazione di **prelievo** si ha:

  p2= nw (msg_disp)-1

  nw (msg_disp)=ns(spazio_disp)+1 £ ns(msg_disp) *(dalla (2))*

Si ha:

$$nw(msg\_disp) \leq ns(msg\_disp) \leq n + nw(msg\_disp) - 2$$

da cui:

$$0 \leq ns(msg\_disp) - nw(msg\_disp) \leq n-2$$

e quindi:

$$0 \leq p_1 - p_2 - 1 \leq n-2$$

da cui:

$$1 \leq p_1 - p_2 \leq n-1 \qquad [6]$$

La [6], che vale quando due processi stanno contemporaneamente lavorando sul buffer, è in contraddizione con la [5]. Quindi la condizione che produttore e consumatore *non accedano contemporaneamente* alla stessa porzione di buffer *è soddisfatta*.

cvd

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>;
    wait (&spazio_disp);
    wait (&mutex1);
    <inserimento mess.>;
     signal(&mutex1)
   signal(&msg_disp);
  }
}
```

Processo consumatore:

```
main()
{ for(; ;)
  { wait (&msg_disp);
    wait (&mutex2)
    <prelievo mess.>;
     signal(&mutex2)
     signal(&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:

```
..
wait(Mi);
Ri.A;
signal(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 wait(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)***

⇒ semaforo 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).

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 **`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

```
semaphore   mutex, ris;
int Libero[n];
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;
       wait(&ris);
              wait(&mutex);
              i=0;
              do
                 i++;
              while (! Libero[i]);
         x = i;
         Libero[i] = 0;
         signal(&mutex);
         return x;
}
```

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

Schema del processo:

```
main()
{ unsigned int risorsa;
      ...
      risorsa=Richiesta();
      <uso della risorsa>
      Rilascio(risorsa);
      ...
}
```

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 **signal** (FIFO).

- In problemi di sincronizzazione **più complessi** si ha che:
  - La decisione se un processo può proseguire l'esecuzione dipende in generale dal verificarsi di una **condizione di sincronizzazione**
  - La scelta del processo da riattivare può avvenire sulla base di **priorità tra processi**

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.

Soluzione 1

Un processo lettore aspetta *solo se la risorsa è già stata assegnata ad un processo scrittore*: cioè nessun lettore aspetta se uno scrittore è già in attesa (possibilità di attesa infinita da parte dei processi scrittori).

Soluzione 2

Un processo lettore aspetta se *un processo scrittore è in attesa* (possibilità di attesa infinita da parte dei processi lettori).

Soluzione 1:

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

READER

```
main()
{  wait(&mutex);
   readcount ++;
   if (readcount == 1)
        wait(&w);
   signal(&mutex);
   ..
   <lettura>
   ..
   wait(&mutex);
   readcount --;
   if (readcount==0)
       signal(&w);
   signal(&mutex);
}
```

WRITER

```
main()
{ wait(&w);
  . .
  <scrittura>
  . .
  signal(&w);
}
```

Soluzione 2:

```
int    readcount, writecount=0;
semaphore mutex1, mutex2, mutex3, w, r;
mutex1.value=1; mutex2.value=1; mutex3.value=1;w.value=1; r.value=1;
```

READER

```
main{
wait(mutex3);
wait(r);
wait(mutex1);
readcount++;
if (readcount==1)
        wait(w);
signal(mutex1);
signal(r);
signal(mutex3);
..
<lettura>
..
wait(mutex1)
readcount --;
if (readcount == 0)
        signal(w);
signal(mutex1);}
```

WRITER

```
main(){
wait(mutex2);
writecount ++;
if (writecount==1)
        wait(r);
signal(mutex2);
wait(w);

..
<scrittura>

..
signal(w)
wait(mutex2)
writecount--;
if (writecount==0)
        signal(r);
signal(mutex2);}
```