Cooperazione tra Processi

- Principi
- Il problema della sezione critica: le *race condition*
- Supporto hardware
- Semafori
- Monitor
- Scambio di messaggi
- Barriere
- Problemi classici di sincronizzazione

Cos'è la concorrenza?

- È un tema centrale nella progettazione dei S.O. e riguarda la gestione di processi multipli
  - Multiprogramming: più processi su un solo processore, parallelismo apparente
  - Multiprocessing: più processi su una macchina con processori multipli, parallelismo reale
  - Distributed processing: più processi su un'insieme di computer indipendenti, parallelismo reale

Teoria della concorrenza

- Due processi si dicono in **esecuzione concorrente** se vengono eseguiti in parallelo (con parallelismo reale o apparente)

- La **teoria della concorrenza** studia

  – l'insieme di notazioni (linguaggi) per descrivere l'esecuzione concorrente di programmi

  – l'insieme di tecniche per risolvere i problemi associati all'esecuzione concorrente, quali comunicazione e sincronizzazione

Applicazioni della concorrenza

- Multiprogrammazione: utilizzo efficiente di un processore
- Estensione della modularità in programmazione basate sullo sviluppo di applicazioni formate da insiemi di processi concorrenti
- Sviluppo di parti del sistema operativo (ad es. demoni)

Processi (e Thread) Cooperanti

- L'esecuzione di processi *indipendenti* non può modificare o essere modificata dall'esecuzione di un altro processo.

- L'esecuzione di processi *cooperanti* può modificare o essere modificata dall'esecuzione di altri processi.

- Vantaggi della cooperazione tra processi:
  - Condivisione delle informazioni
  - Aumento della computazione (parallelismo)
  - Modularità
  - Praticità implementativa/di utilizzo

IPC: InterProcess Communication

Meccanismi di comunicazione e interazione tra processi (e thread)

Questioni da considerare:

- Come può un processo passare informazioni ad un altro?
- Come evitare accessi inconsistenti a risorse condivise?
- Come sequenzializzare gli accessi alle risorse secondo la causalità?

Mantenere la consistenza dei dati richiede dei meccanismi per assicurare l'esecuzione ordinata dei processi cooperanti.

Tipologia di comunicazione

- Scambio di messaggi
  - comunicazione diretta/indiretta (tramite una mailbox)
  - code di messagi con capacità zero/limitata/illimitata
  - comunicazione sincrona/asincrona
- Memoria condivisa (=canale)

Notazione per programmi concorrenti

- Notazione implicita

```
cobegin
...statement S1...
||
...statement S2...
||
...
||
...statement SK...
coend
```

- Ogni statement S1, . . . , SK viene eseguito in concorrenza

- Le istruzioni che seguono il coend verrano eseguite solo quando tutto gli statement sono terminati

Esercizio

- Supponiamo di voler definire un programma con cobegin-coend che implementa Mergesort

- Abbiamo a disposizione le funzioni
  - sort(v,i,j): ordina gli elementi dell'array v dall'indice i all'indice j
  - merge(v,i,j,k): fa il merge dei due segmenti (che supponiamo già ordinati) di v che vanno rispettivamente da i a j e da j+1 a k

Possibile soluzione

```
mergesort(v,l)=
{
 m= l/2
 cobegin
   sort(v,1,m);
   ||
   sort(v,m+1,l);
   ||
   merge(v,1,m,l);
 coend
}
```

Le tre procedure operano in parallelo sullo stesso array (e quindi le chiamate a sort e merge non sono indipendenti)

Soluzione corretta

```
mergesort(v,l)=
{
 m= l/2
 cobegin
   sort(v,1,m);
   ||
   sort(v,m+1,l);
 coend;
 merge(v,1,m,l);
}
```

Notazione per programmi concorrenti

- Notazione esplicita

```
Risorse condivise
...dichiarazioni di variabili...

Processo P1 {
... istruzioni ...
}

....

Processo PK {
... istruzioni ...
}
```

- In questo caso tutti i frammenti di codice P1, P2, . . . vanno intesi come programmi (sequenziali) eseguiti in parallelo condividendo le variabili dichiarate come risorse condivise

- Il codice nei sottoprogrammi P1,...,PK può contenere istruzioni quali assegnamenti, if-then-else, while-loop

- NOTA: l'esecuzione in parallelo non implica l'esecuzione ripetuta dei sottoprogrammi: se P1 non ha cicli allora verrà eseguito una sola volta in parallelo con gli altri programmi

Esempio 1

```
Var x=0

Processo P1 {

 x:=500;
}

Processo P2 {

 x:=0;
}

Processo P3 {

 write(x);
}
...
```

Soluzione esempio 1

Nell'esempio 2 vi sono due possibili output (valori scritti sul monitor dall'istruzione write): 0 o 500.

Nota:
L'esecuzione di tale programma da origine ad un solo valore

Esecuzioni diverse possono dare origine a risultati diversi

A differenza dei programmi sequenziali la funzione definita dai programmi paralleli associa all'input un'insieme di possibili output e non un singolo valore

Si parla in questo caso di programmi con comportamento non deterministico

Esempio 2

```
Var x=0

Processo P1 {

  while (true) x:=500;
}

Processo P2 {

  while (true) x:=0;
}

Processo P3 {

  while (true) write(x);
}
...
```

Soluzione esempio 2

Nell'esempio 2 vi sono un numero infinito di possibili output
Ognuno di essi è a sua volta una sequenza infinita $v_1 v_2 v_3 \ldots$ con $v_i \in \{0, 500\}$ per $i \geq 1$
Ad esempio un possibile output è 0 500 0 500 0 500 ...

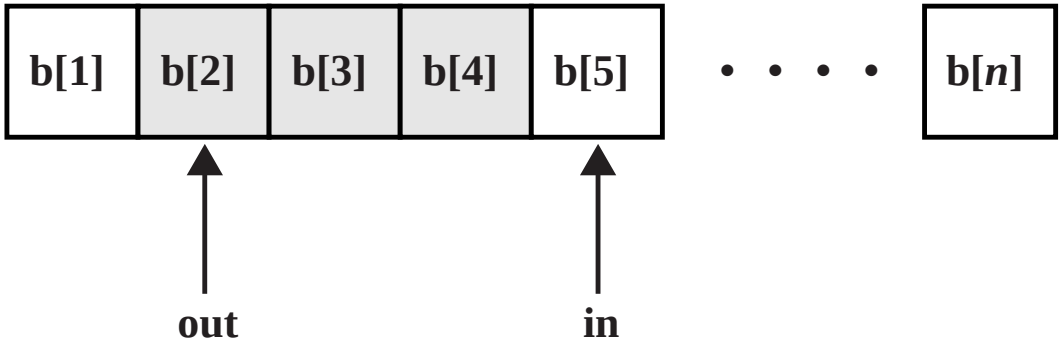
Nota:
L'esecuzione di tale programma da origine ad una sola sequenza infinita

Tuttavia esecuzioni diverse possono dare origine a risultati diversi (sequenze infinite diverse)

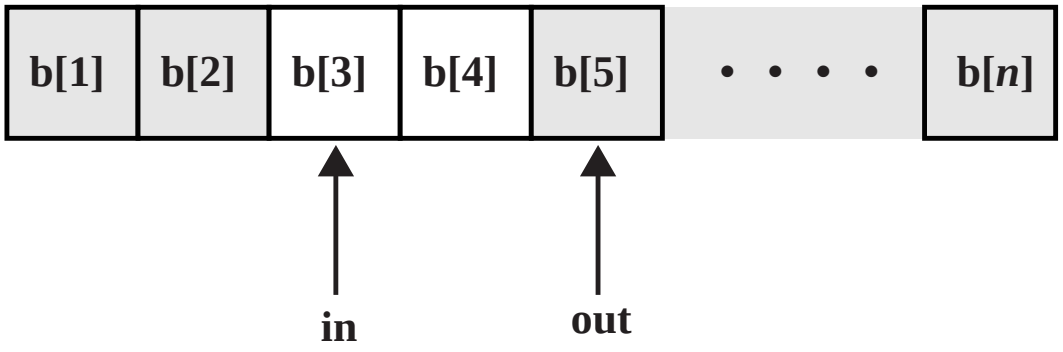
Problemi e primitive di Sincronizzazione

Esempio: Problema del produttore-consumatore

- Tipico paradigma dei processi cooperanti: il processo *produttore* produce informazione che viene consumata da un processo *consumatore*
- Soluzione a memoria condivisa: tra i due processi si pone un buffer di comunicazione di dimensione fissata.



(a)



(b)

Produttore-consumatore con buffer limitato

- Dati condivisi tra i processi

type *item* = ... ;
var *buffer*: **array** [0..*n*-1] **of** *item*;
in, *out*: 0..*n*-1;
counter: 0..*n*;
in, *out*, *counter* := 0;

Processo produttore

```
repeat
        ...
    produce un item in nextp
        ...
    while counter = n do no-op;
    buffer[in] := nextp;
    in := in + 1 mod n;
    counter := counter + 1;
until false;
```

Processo consumatore

```
repeat
    while counter = 0 do no-op;
    nextc := buffer[out];
    out := out + 1 mod n;
    counter := counter − 1;
        ...
    consuma l'item in nextc
        ...
until false;
```

Attenzione!

- Le istruzioni
  - $counter := counter + 1;$
  - $counter := counter - 1;$

  devono essere eseguite *atomicamente*: se eseguite in parallelo non atomicamente, possono portare ad inconsistenze.

Inconsistenze

- Notate infatti che l'istruzione $counter := counter + 1$ è solitamente compilata in codice assembly che esegue due fasi distinte:
  - Prima viene calcolato il valore di $counter + 1$, cioè si sposta il valore di $counter$ in un registro e si esegue l'incremento
  - Poi si sposta il risultato di nuovo in $counter$

- Nota: In generale per gestire l'istruzione $X := Exp$ occorre prima calcolare il valore di Exp in un registro e poi spostarlo nella cella associata ad X

Inconsistenze

- Supponiamo che $counter$ abbia valore $= 10$

- L'esecuzione concorrente delle istruzioni

$$I1 = counter := counter + 1$$

$$I2 = counter := counter - 1$$

  dà origine alle seguenti traccie (interleaving di istruzioni di due processi)

Traccia 1

- Eseguo completamente $I1$ e poi $I2$
- il valore finale di $counter$ è ancora 10

Traccia 2

- Eseguo completamente $I2$ e poi $I1$
- il valore finale di $counter$ è ancora 10

Traccia 3

- Eseguo $I1$ fino alla valutazione di $counter + 1$ $(= 11)$ in un registro R,
- lo scheduler interrompe $I1$ e passa a $I2$
- eseguo completamente $I2$,
- ripristo il vecchio valore di R e termino l'esecuzione di $I1$ (sposto il valore di R in $counter$)
- il valore finale è 1 $counter$ è ora 11

Traccia 4

- Eseguo $I2$ fino alla valutazione di $counter - 1$ ($= 9$) in un registro R,
- lo scheduler interrompe $I2$ e passa a $I1$,
- eseguo completamente $I1$,
- ripristino il vecchio valore di R e termino l'esecuzione di $I2$
- il valore finale di $counter$ è ora 9

- Quindi ho **tre** possibili valori per $counter$ dopo l'esecuzione concorrente di $I1$ e $I2$: $9, 10, 11$.

- Questo tipo di inconsistenze sono dovute a *race condition* sulle variabili condivise (i.e. $counter$)

Race condition

Race condition: più processi accedono concorrentemente agli stessi dati, e il risultato dipende dall'ordine di interleaving dei processi.

- Frequenti nei sistemi operativi multitasking, sia per dati in user space sia per strutture in kernel.

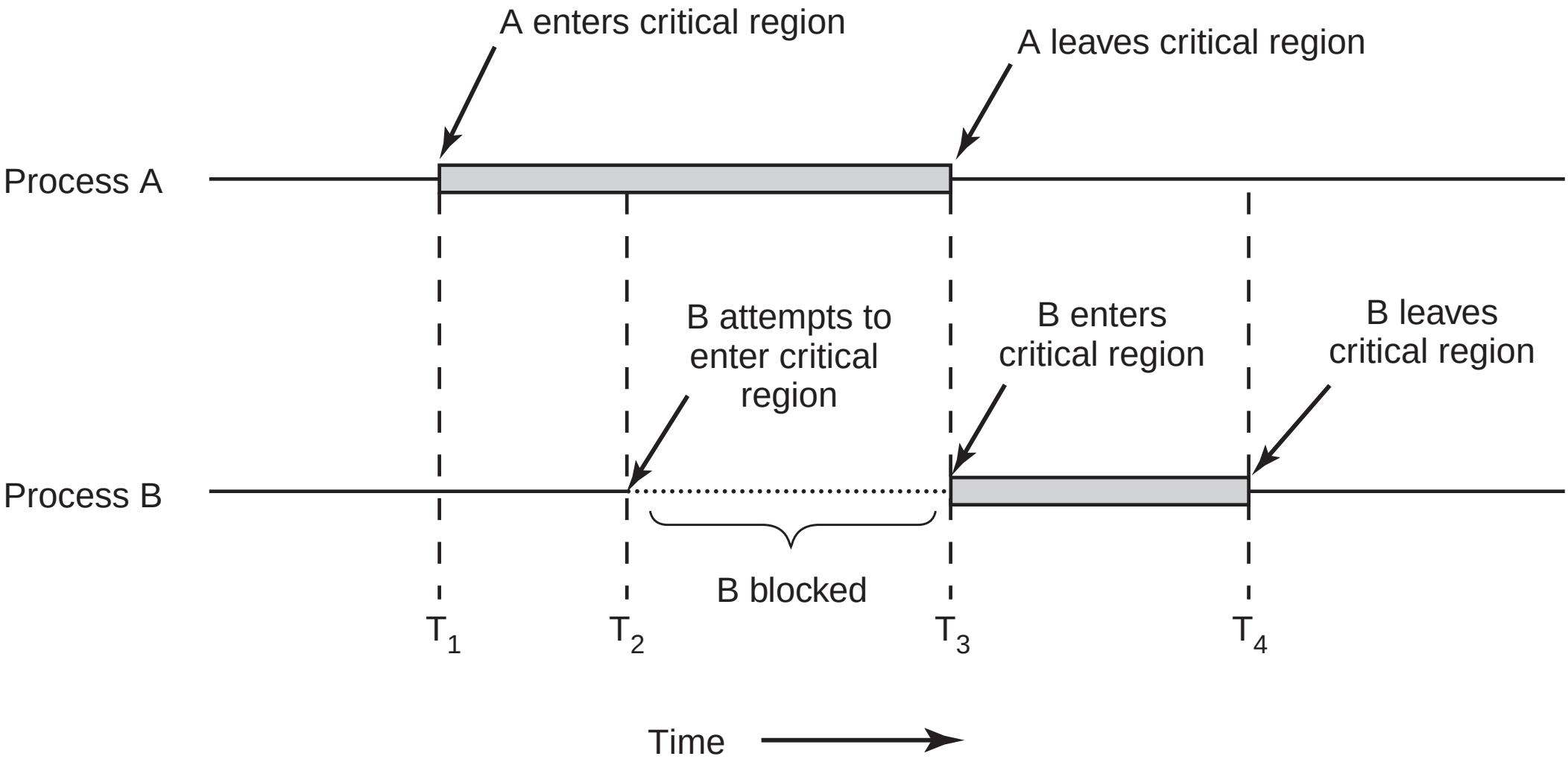
- Estremamente pericolose: portano al malfunzionamento dei processi co-operanti, o anche (nel caso delle strutture in kernel space) dell'intero sistema

- difficili da individuare e riprodurre: dipendono da informazioni astratte dai processi (decisioni dello scheduler, carico del sistema, utilizzo della memoria, numero di processori, . . .)

Problema della Sezione Critica

- n processi che competono per usare dati condivisi
- Ogni processo ha un segmento di codice, detto *sezione critica* in cui si accede ai dati condivisi.
- Problema: assicurare che quando un processo esegue la sua sezione critica, nessun altro processo possa entrare nella propria sezione critica.
- Bisogna proteggere la sezione critica con apposito *codice di controllo*

while (TRUE) {
    entry section
        sezione critica
    exit section
        sezione non critica
};


A enters critical region
A leaves critical region
Process A
B attempts to enter critical region
B enters critical region
B leaves critical region
Process B
B blocked
T_1
T_2
T_3
T_4
Time

Criteri per una Soluzione del Problema della Sezione Critica

1. **Mutua esclusione:** se il processo P_i sta eseguendo la sua sezione critica, allora nessun altro processo può eseguire la propria sezione critica.

2. **Progresso:** se nessun processo è nella sezione critica e esiste un processo che desidera entrare nella propria sezione critica, allora l'esecuzione di tale processo non può essere posposta indefinitamente.

3. **Attesa limitata:** se un processo P ha richiesto di entrare nella propria sezione critica, allora il numero di volte che si concede agli altri processi di accedere alla propria sezione critica prima del processo P deve essere limitato.

Assunzioni

- Occorre specificare quali istruzioni sono eseguite in modo *atomico* (cioè non sono interrompibili)

- L'esecuzione all'interno della sez. crit. termina sempre in un tempo finito

- Pur non facendo assunzioni sulla velocità relativa dei vari processi, si suppone che ogni processo venga eseguito ad una velocità non nulla ed in particolare si parla di esecuzione in *weak fairness*:

  - se la prossima istruzione di un processo è un'istruzione non bloccante prima o poi (entro un tempo finito) il processo la potrà eseguire;

  - se la prossima istruzione di un processo è bloccante ma dopo un certo tempo non lo è più, allora il processo potrà prima o poi eseguire l'istruzione (sbloccata).

- Lavoriamo quindi con uno scheduler *ideale* che assicura tale proprietà per ogni processo.

Progresso: Definizioni alternative

- Progresso: varie definizioni

  1. Se nessun processo e' nella sezione critica ed esiste un processo che desidera entrare nella propria sezione critica, allora l'esecuzione di tale processo non puo' essere posposta indefinitamente.

  2. Se nessun processo e' in esecuzione nella sua sezione critica e qualche processo desidera entrare nella propria sezione critica, solo i processi che si trovano fuori dalle rispettive sezioni non critiche possono partecipare alla decisione riguardante la scelta del processo che puo' entrare per primo nella propria sezione critica; questa scelta non puo' essere rimandata indefinitamente

  3. Un processo al di fuori della sua sezione critica non puo prevenire altri processi dall'entrare la propria; i processi che cercano simultaneamente di accedere alla sezione critica devono decidere quale processo entra.

- Nota: il *deadlock* (tutti i processi sono bloccati) rappresenta violazione di progresso

Bounded waiting

- Bounded waiting

  1. Se un processo ha gi richiesto l'ingresso nella sua sezione critica, esiste un limite superiore al numero di volte che si consente ad altri processi di entrare nelle rispettive sezioni critiche priam che si accordi la richiesta al primo processo

- Nota: *starvation* (un processo non entra mai) rappresenta una violazione di bounded waiting

Soluzioni software

- Supponiamo che ci siano solo 2 processi, P_0 e P_1

- Struttura del processo P_i (l'altro sia P_j)

while (TRUE) {
    entry section
        sezione critica
    exit section
        sezione non critica
}

- Supponiamo che i processi possano condividere alcune variabili (dette *di lock*) per sincronizzare le proprie azioni

Flag condiviso

- Variabili condivise
  - **var** *occupato*: (0..1);
    inizialmente *occupato* = 0
  - *occupato* = 0 $\Rightarrow$ un processo può entrare nella propria sezione critica
- Processo P_i

```
while (TRUE) {
    while (occupato ≠ 0) no-op;
    occupato := 1;
        sezione critica
    occupato := 0;
        sezione non critica
};
```

- Problema: Non funziona
  Lo scheduler può interrompere il processo subito dopo il ciclo interno e prima dell'istruzione occupato:=1.

- P1 passa il test occupato=0 (esce dal loop)
  S.O. interrupt
  P2 passa il test occupato=0 (esce dal loop)
  P2 occupato:=1
  P2 sezione critica
  S.O. interrupt
  P1 occupato:=1
  P1 sezione critica

Alternanza stretta

- Variabili condivise
  - **var** *turn*: (0..1);
    inizialmente *turn* = 0
  - *turn* = $i \Rightarrow P_i$ può entrare nella propria sezione critica

- Processo P_i

other:=1 − i;
while (TRUE) {
    while (*turn* ≠ *i*) *no-op*;
        sezione critica
    turn := *other*;
        sezione non critica
};

- Problemi
  Soddisfa il requisito di mutua esclusione, ma non di progresso per processi con differenze di velocità

- P1 entra nella sezione critica
  P1 esce dalla sezione critica
  P1 cerca di entrare nella sezione critica
  P2 e' molto lento; fino a quando P2 non entra e poi esce dalla CS, P1 non puo' entrare

Busy Wait

- Il precedente algoritmo utilizza la nozione d*busy wait*: attesa *attiva* di un evento da parte di un processo (es: testare il valore di una variabile).
  - Semplice da implementare
  - Porta a consumi inaccettabili di CPU
  - In genere, da evitare, ma a volte è preferibile (es. in caso di attese molto brevi)

- Un processo che attende attivamente su una variabile esegue uno *spin lock*.

Bounded waiting vs Progresso

Utilizzando alcune idee viste nei precedenti tentativi cerchiamo di dimostrare che le proprieta di progresso e bounded waiting non sono equivalenti

Controesempio 1

- Entry nella sez. critica controllata con una variabile condivisa turn: i processi entrano a turno stretto (P_1, P_2, $\ldots P_k$, P_1,$\ldots$,P_k,P_1,$\ldots$,P_k,$\ldots$). Cioè quando P_i esce setta $turn = i + 1$ (modulo k)

- Se P_i e' nella sezione NON critica ed esegue un loop infinito allora non vale progresso (tutti gli altri processi sono bloccati per sempre) .

- Tuttavia vale bounded waiting. Infatti i processi aspettano al piu' $k-1$ turni.

Controesempio 2

- Scegliamo in modo casuale il processo che entra nella sezione criticia dall'insieme dei processi in attesa di entrare.

- Vale progresso, Infatti nessun processo al di fuori della sezione critica puo' influenzare la scelta di quale processo puo' entrare.

- Non vale bounded waiting (nel caso peggiore P_i non entra mai: starvation).

Algoritmo di Peterson (cont)

- Basato su una combinazione di *richiesta* e *accesso*
- Soddisfa tutti i requisiti; risolve il problema della sezione critica per 2 processi
- Si può generalizzare a N processi
- È ancora basato su spinlock

Algoritmo di Peterson

```
#define FALSE  0
#define TRUE   1
#define N      2                        /* number of processes */

int turn;                               /* whose turn is it? */
int interested[N];                      /* all values initially 0 (FALSE) */

void enter_region(int process);         /* process is 0 or 1 */
{
     int other;                         /* number of the other process */

     other = 1 – process;               /* the opposite of process */
     interested[process] = TRUE;        /* show that you are interested */
     turn = process;                    /* set flag */
     while (turn == process && interested[other] == TRUE) /* null statement */ ;
}

void leave_region(int process)          /* process: who is leaving */
{
     interested[process] = FALSE;       /* indicate departure from critical region */
}
```

Algoritmo di Peterson (cont)

- Le procedure $enter\_region$ ed $exit\_region$ si utilizzano nel seguente modo per programmare una soluzione al problema della sezione critica per **2 processi**

```
var interested: array[0..1] of boolean = (false,false);
var turn : [0..1] = 0;

process P0 {                    process P1 {
    enter_region(0);                enter_region(1);
    sezione critica                 sezione critica
    exit_region(0);                 exit_region(1);
}                               }
```

P_0 e P_1 vengono eseguiti in parallelo

Correttezza dell'Algoritmo di Peterson

Mutua Esclusione:

- Supponiamo che P_0 entri nella sezione critica, allora $interested$[1] = $FALSE$ oppure $turn = 1$.
- Se $interested$[1] = $FALSE$ allora P_1 non può essere in sezione critica (prima di entrarvi deve settare il flag a $TRUE$).
- Se $interested$[1] = $TRUE$ e $turn = 1$, allora P_1 è in attesa che la condizione del suo spin-lock diventi falsa e quindi non può essere in sezione critica.
- Lo stesso ragionamento si applica invertendo P_0 con P_1

Progresso

- Supponiamo che P_0 sia in attesa di entrare in sezione critica, i.e., esegue il proprio spin-lock.

- Se P_1 rilascia oppure non è interessato alla sezione critica (i.e. $interested[1] = FALSE$) P_0 può entrare dopo un tempo finito in S.C.

- Se P_1 è interessato alla sezione critica ($interested[1] = TRUE$) e P_1 ha settato per ultimo la variabile $turn$, P_0 può accedere alla sezione critica ($turn = 0$ è falsa)
  Se P_0 ha settato la variabile $turn$ per ultimo, allora P_1 entra ($turn = 1$ è falsa)
  Quando P_1 rilascia la sezione critica (per ipotesi dopo un tempo finito) torniamo al caso del punto precedente (II punto).

Bounded Waiting

- Segue dall'analisi fatta per il progresso. Se P_0 aspetta di entrare in sezione critica (cioè esegue lo spin-lock), P_1 potrà entrare al più una volta in S.C.

Osservazione su Algoritmo di Peterson

- Il processo corrente può anche assegnare l'identificatore del processo opponente alla variabile *turn*.

- In questo caso lo spin lock deve contenere la condizione

$$turn == other \quad and \quad interester[other] == TRUE$$

Altra versione dell'algoritmo di Peterson

- Si ottiene quindi il seguente codice:

```
void enter_region(int process);
{
   int other;
   other:=1-process;
   interested[process]:=TRUE;
   turn:=other;
   while (turn==other and interested[other]==TRUE) do no-op;
}

void exit_region(int process);
{
   interested[process]:=FALSE;
}
```

Soluzione per n processi: Algoritmo del Fornaio

Risolve la sezione critica per n processi, generalizzando l'idea vista precedentemente.

- Prima di entrare nella sezione critica, ogni processo riceve un numero.
- Chi ha il numero più basso entra nella sezione critica.

Algoritmo del Fornaio (di Lamport): Prima versione

Variabili globali
var number: **array**[1,. . . ,N] of integer;

Process $P_{\mathbf{i}}$
{
while TRUE **do**
$number$[**i**] = **max**$\{number[1], \ldots, number[N]\} + 1$;
for $k : 1$ **to** N **do**
while $(number[k] \neq 0$ **and** $number[k] < number$[**i**]) **do no-op**;

- *critical section* -

$number$[**i**] = 0;
}

Algoritmo del Fornaio (di Lamport): Completa

La selezione del numero (ticket) in generale non può essere fatta in modo atomico: richiede la scansione dei numeri di tutti i processi

L'algoritmo completo funziona nel seguente modo:

- Prima di entrare nella sezione critica, ogni processo riceve un numero. Chi ha il numero più basso entra nella sezione critica.
- Se i processi P_i and P_j ricevono lo stesso numero: se $i < j$, allora P_i è servito per primo; altrimenti P_j è servito per primo.
- Lo schema di numerazione genera numeri in ordine crescente

Algoritmo del Fornaio

var choosing: **array**[1,. . . ,N] of boolean;
var number: **array**[1,. . . ,N] of integer;

Process $\mathsf{P}_{\mathbf{i}}$
{
while TRUE **do**
$choosing$[**i**] $= TRUE$;
$number$[**i**] = **max**$\{number[1], \ldots, number[N]\} + 1$;
$choosing$[**i**] $= FALSE$;
for $k : 1$ **to** N **do**
while $choosing[k]$ **do no-op**;
while ($number[k] \neq 0$ **and** ($\langle number[k], k\rangle \ll \langle number[\mathbf{i}], \mathbf{i}\rangle$)) **do no-op**;

- critical section -

$number$[**i**] = 0;
}
Dove $\langle a, b\rangle \ll \langle c, d\rangle$ sse $a < c$ oppure $a = c$ e $b < d$

Soluzioni hardware

- Istruzioni per disabilitare interrupt

- Istruzioni speciali per rendere atomica l'esecuzione di un test e di un assegnamento

Disabilitazione degli interrupt

- Il processo può disabilitare TUTTI gli interrupt hw all'ingresso della sezione critica, e riabilitarli all'uscita
  - Soluzione semplice; garantisce la mutua esclusione
  - ma pericolosa: il processo può non riabilitare più gli interrupt, acquisendosi la macchina
  - può allungare di molto i tempi di latenza
  - non scala a macchine multiprocessore (a meno di non bloccare tutte le altre CPU)
- Inadatto come meccanismo di mutua esclusione tra processi utente
- Adatto per brevi(ssimi) segmenti di codice affidabile (es: in kernel, quando si accede a strutture condivise)

Istruzioni speciali: Test-and-Set-Lock

- Le istruzioni di Test-and-Set-Lock: testano e modificano atomicamente il contenuto di una variabile/cella di memoria

  TS(x,y) := atomico(y = x ; x = 1)

  TS(x,y) ritorna in y il valore precedente di x

- assegna 1 ad x

item Questi due passi devono essere atomici Cioe' abbiamo bisogno di una ipotetica istruzione

```
TSL RX,LOCK
```

che copia il contenuto della cella `LOCK` nel registro `RX`, e poi imposta la cella `LOCK` ad un valore $\neq 0$.
Il tutto atomicamente (viene bloccato il bus di memoria).

Utilizzo di TS (cont.)

Variabili condivise:
var $occupato$: boolean;

Process P_i

var aux: boolean;

while TRUE **do**
  repeat
    $TS(occupato, aux)$;
  until $aux = 0$;

  - *critical section* -

  $occupato = 0$;
end.

- Assicura mutua esclusione e progresso

- Tuttavia e' basato su spinlock e quindi genera busy wait

Evitare il busy wait

- Le soluzioni basate su spinlock portano a
  - busy wait: alto consumo di CPU
  - inversione di priorità: un processo a bassa priorità che blocca una risorsa viene ostacolato nella sua esecuzione da un processo ad alta priorità in busy wait sulla stessa risorsa.

- Idea migliore: quando un processo deve attendere un evento, che venga posto in *wait*; quando l'evento avviene, che venga posto in *ready*

- Servono specifiche syscall o funzioni di kernel. Esempio:
  - *sleep()*: il processo si autosospende (si mette in *wait*)
  - *wakeup(pid)*: il processo *pid* viene posto in *ready*, se era in *wait*.

  Ci sono molte varianti. Molto comune: con *evento* esplicito.

Produttore-consumatore con sleep e wakeup

```
#define N 100                                   /* number of slots in the buffer */
int count = 0;                                  /* number of items in the buffer */

void producer(void)
{
     int item;

     while (TRUE) {                             /* repeat forever */
          item = produce_item( );               /* generate next item */
          if (count == N) sleep( );             /* if buffer is full, go to sleep */
          insert_item(item);                    /* put item in buffer */
          count = count + 1;                    /* increment count of items in buffer */
          if (count == 1) wakeup(consumer);     /* was buffer empty? */
     }
}


void consumer(void)
{
     int item;

     while (TRUE) {                             /* repeat forever */
          if (count == 0) sleep( );             /* if buffer is empty, got to sleep */
          item = remove_item( );                /* take item out of buffer */
          count = count – 1;                    /* decrement count of items in buffer */
          if (count == N – 1) wakeup(producer);  /* was buffer full? */
          consume_item(item);                   /* print item */
     }
}
```

Produttore-consumatore con sleep e wakeup (cont.)

- Risolve il problema del busy wait
- Non risolve la corsa critica sulla variabile *count*
- I segnali possono andare *perduti*, con conseguenti *deadlock*

Problemi con sleep e wakeup

- Esempio di perdita di un segnale:
  - Supponiamo che il buffer sia vuoto.
  - Il consumatore esegue $count = 0$ e prima di eseguire $sleep$ viene interrotto dallo scheduler.
  - Il produttore va in esecuzione, incrementa $count$ e cerca di svegliare un processo sospeso
  - Il segnale va perso perchè il consumatore non è ancora sospeso (è ready e sta aspettando di eseguire $sleep$)
  - Lo scheduler seleziona nuovamente il consumatore il quale esegue $sleep$ e si sospende.
  - Il produttore continua a riempire il buffer fino a che è pieno.

  - Il produttore esegue la $sleep$ e il sistema va in deadlock (i due processi sono bloccati)

- Soluzione: salvare i segnali "in attesa" in un contatore