Sincronizzazione dei processi

Background

- Accesso concorrente a dati condivisi può portare ad avere dati inconsistenti
- Mantenere consistenza dei dati necessita di meccanismi per assicurare l'esecuzione ordinata dei processi concorrenti
- Supponiamo di realizzare un **processo produttore** e un **processo consumatore** che condividono una zona di memoria per memorizzare degli elementi. Utilizza una variabile condivisa intera **count** che tiene traccia di quanti elementi sono pronti per il consumatore. Inizialmente e' impostato a 0. Viene incrementato dal produttore quando un nuovo elemento e' disponibile e viene decrementato dal consumatore quando consuma un elemento.

Thread Produttore

```
while (true)
{
   /* produce un elemento e lo mette in
      nextProduced */
   while (count == BUFFER_SIZE)
       ; // do nothing
   buffer [in] = nextProduced;
   in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;
   count++;
}
```


Thread Consumatore

```
while (true)
{
   while (count == 0)
       ; // do nothing
   nextConsumed =  buffer[out];
   out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;
   count--;
   /* consuma l'elemento in nextConsumed */
}
```

Race Condition

- count++ potrebbe essere implementata come
  register1 = count
  register1 = register1 + 1
  count = register1
- count-- potrebbe essere implementata come
  register2 = count
  register2 = register2 - 1
  count = register2
- Consideriamo questa possibile esecuzione con inizialmente "count = 5":

  S0: *produttore* esegue register1 = count {register1 = 5}
  S1: *produttore* esegue register1 = register1 + 1 {register1 = 6}
  S2: *consumatore* esegue register2 = count {register2 = 5}
  S3: *consumatore* esegue register2 = register2 - 1 {register2 = 4}
  S4: *produttore* esegue count = register1 {count = 6 }
  S5: *consumatore* esegue count = register2 {count = 4}
- Questo porta ad uno stato inconsistente in quanto lo stato finale dopo count++ e count-- dovrebbe essere count=5 indipendemente dall'ordine
- Le istruzioni count++ e count-- sono dette **sezioni critiche** dei due processi/thread

Soluzione al problema della sezione critica

Proprietà delle sezioni critiche:

1. Mutua esclusione – Se il processo P_i è in esecuzione nella sua sezione critica allora nessuna altro processo può essere in esecuzione nella propria sezione critica
2. Progresso – Se nessun processo è in esecuzione nella sezione critica ed esistono processi che vogliono entrare nella propria sezione critica allora la selezione di quale processo entrerà nella sezione critica non può essere postposta indefinitivamente
3. Attesa limitata - Deve esistere un limite nel numero di volte in cui altri processi entrano nella loro sezione critica dopo che un processo ha richiesto di entrare nella sezione critica e prima che la richiesta sia accordata
   - Assume che ogni processo venga eseguito a velocità non nulla.
   - Nessuna assunzione sulla velocità relativa degli N processi

Soluzione di Peterson

- Soluzione per 2 processi
- Assume che le istruzioni LOAD e STORE siano atomiche; quindi non possono essere interrotte.
- I due processi convidono le due variabili:
  - int turn;
  - bool flag[2]
- La variabile turn indica di chi è il turno per entrare nella sezione critica.
- L'array flag è usato per indicare se un processo è pronto ad entrare nella sezione critica. flag[i] = true implica che il processo P_i è pronto!

Algoritmo per processo P_i

process P_0

```
do {
   flag[0] = TRUE;
   turn = 1;
   while ( flag[1] && turn == 1)
     ;
   CRITICAL SECTION
   flag[0] = FALSE;
   NON CRITICAL SECTION
} while(true);
```

process P_1

```
do {
   flag[1] = TRUE;
   turn = 0;
   while ( flag[0] && turn == 0)
     ;
   CRITICAL SECTION
   flag[1] = FALSE;
   NON CRITICAL SECTION
} while(true);
```

- **Mutua esclusione:** se entrambi fossero nella sezione critica si avrebbe che (flag[1]==FALSE || turn==0) && (flag[0]==FALSE || turn==1)
  Ma flag[0]==flag[1]==TRUE quindi deve valere turn==0 && turn==1 (assurdo)
- **Progresso:** se P_0 e P_1 vogliono entrare sicuramente uno dei due entra (dipende da valore di turn)
- **Attesa limitata:** dopo che P_0 è entrato e P_1 è in attesa se P_0 richiede nuovamente di entrare viene prima sbloccato P_1.

Algoritmo del Fornaio (o di Lamport)

- Soluzione per N processi
- Simile a prendere numero dal fornaio per essere serviti
  - Prende numero
  - Aspetta di avere numero più piccolo
- Usa due vettori di N elementi **condivisi** tra gli N processi
  - choosing[i] booleano dove true indica che il processo P_i è nella fase di scelta del suo numero
  - number[i] indica il numero preso dal processo P_i per entrare nella sezione critica e 0 indica che il processo non vuole entrare in sezione critica

Algoritmo del Fornaio

```
process P(i) {
  do {
    choosing[i] = true;
    number[i] = 1 + max(number[0],...,number[N-1])
    choosing[i] = false;
    for(j=0; j<N; j++) {
      while(choosing[j]) {}
      while(number[j]!=0 && (number[j],j) < (number[i],i)) {}
    }
    CRITICAL SECTION
    number[i] = 0;
    NON CRITICAL SECTION
  } while(true);
}
```

Doorway

Backery

(a,b) < (c, d)
equivale a
a < c || (a==c && b<d)

Algoritmo del Fornaio

- Nella fase di scelta del numero due o più processi possono prendere lo stesso numero, in questo caso verrà selezionato quello con identificatore minore
- **Mutua esclusione:** al termine del ciclo (number[i],i) < (number[j], j) con j=0..n-1 e j!=i, se due processi x e y fossero entrambi nella sezione critica si avrebbe (number[x],x) < (number[y],y) e (number[y],y) < (number[x],x) assurdo
- **Progresso:** se nessuno è nella sezione critica e più processi vogliono entrare sicuramente uno verrà scelto (avrà (number[i],i) minore)
- **Attesa limitata:** i valori di number[] aumentano sempre, se un processo è in attesa prima o poi (number[i],i) sarà il più piccolo tra quelli presenti

Hardware per la sincronizzazione

- Molti sistemi forniscono un supporto hardware per le sezioni critiche
- Monoprocessori – possono disabilitare le interruzioni
  - Il codice in esecuzione puo' eseguire senza essere interrotto
  - Generalmente inefficiente su sistemi multiprocessori
- Le macchine moderne forniscono istruzioni atomiche speciali
  - Atomiche = non interrompibili
  - Due tipi: o controllano il valore e poi lo impostano
  - O scambiano il contenuto di due parole di memoria

Istruzione TestAndSet

- Definizione:

```
bool TestAndSet (bool *target)
{
    bool rv = *target;
    *target = TRUE;
    return rv:
}
```

- Eseguita dal processore senza poter essere interrotta

Soluzione usando TestAndSet

- variable booleana condivisa ***lock***, inizializzata a *false*.
- Soluzione:

```
do {
  while ( TestAndSet (&lock ))
    ;    /* do nothing */

  //critical section

  lock = false;

  //non critical section

} while (true);
```

Istruzione scambio

- Definizione:

```
void Swap (bool *a, bool *b)
{
    bool temp = *a;
    *a = *b;
    *b = temp:
}
```

- Eseguita dal processore senza poter essere interrotta

Soluzione usando Swap

- **lock** e' una variabile booleana condivisa e inizializzata a *false*; Ogni processo ha una variabile locale *key*.
- Soluzione:

```
do {
   key = true;
   while(key == true)
     Swap(&lock, &key );
   //critical section
   lock = false;
   //non critical section
} while (true);
```

Soluzione con attesa limitata

- In entrambi i casi precedenti le soluzioni hardware viste garantiscono la mutua esclusione ma non l'attesa limitata
- Una soluzione è la seguente per il processo P_i (i = 0..n-1):

```
do {
    waiting[i] = true;
    key = true;
    while(waiting[i] && key)
        key = TestAndSet(&lock);
    //CRITICAL SECTION
    j = (i+1) % n;
    while(j!=i && !waiting[j])
        j = (j+1)%n;
    if(j==i)
        lock = false;
    else
        waiting[j] = false;
    //NON CRITICAL SECTION
}while(true);
```

waiting[i] indica se il processo Pi è in attesa di entrare in sezione critica (inizializzato a false)

Cerca il prossimo processo che è in attesa sul lock, seguendo ordine i+1..n-1,0,1,... i e se lo trova lo sblocca. Questo garantisce attesa massima di n-1 rilasci

Considerazioni

- Le soluzioni viste fino ad ora nei momenti di attesa per l'accesso alla sezione critica usano CPU per controllare ripetutamente il valore di una o più variabili
- Sono dette soluzioni «busy waiting» o ad «attesa attiva»
- In questi momenti di attesa attiva la CPU è usata inutilmente, potrebbe essere usata per eseguire altri programmi.
- Il sistema operativo in genere fornisce primitive di sistema per la realizzazione di sezioni critiche, in genere si chiamano **mutex** (da **mut**ual **ex**clusion) ed in genere sono implementati senza ricorrere alla attesa attiva.
- I sistemi operativi forniscono spesso anche gli **spinlock** che invece usano l'attesa attiva, utili quando il costo del cambio di contesto (dovuto al rilascio della CPU) è molto più costoso dell'esecuzione della sezione critica (es. poche istruzioni)

Semafori

- Strumento di sincronizzazione che non usa "busy waiting"
- Semaforo *S* – variabile intera
- Due operazioni standard modificano S: wait() e signal()
  - Originariamente chiamate P() e V()
- Meno complicate
- Un semaforo puo' essere usato solo tramite queste due operazioni **indivisibili**
  - ```
    wait (S) {
        while (S <= 0)
          ; // no-op
        S--;
    }
    ```
  - ```
    signal (S) {
        S++;
    }
    ```


Semafori come strumenti generali per la sincronizzazione

- Semafori contatore – il valore intero non viene vincolato
- Semafori binari – il valore intero puo' essere solo 0 o 1; puo' essere piu' semplice da implementare
  - Conosciuti anche come mutex locks
- Si puo' implementare un semaforo binario con un semaforo contatore
- Fornisce la mutua-esclusione

```
Semaforo mutex=1;     //inizializzato a  1
wait(mutex);
Critical Section
signal(mutex);
```

Uso semafori

- I semafori contatore si possono usare per regolare accesso ad un numero **n** di risorse che vengono utilizzate singolarmente
  - Si inizializza il semaforo *S* ad **n**
  - Va chiamata **wait(S)** prima di prelevare una risorsa, se le risorse sono terminate (S==0) ed entra in attesa
  - Va chiamata **signal(S)** dopo aver terminato l'uso di una risorsa, che incrementa S e se qualche thread era bloccato in attesa sulla wait ora può continuare

Uso semafori

- Si vuole che l'esecuzione di **S1** di Thread1 preceda l'esecuzione di **S2** in Thread2
- Si può usare un semaforo binario **synch** inizializzato a 0

```
Thread1:                    Thread2:

...
S1;
signal(synch); ·····→       wait(synch);
                            S2;
...                         ...
```

Implementazione dei semafori

- Deve garantire che due processi non possano eseguire wait() e signal() sullo stesso semaforo allo stesso tempo
- Comunque la wait() esegue una attesa attiva (*busy wait*) che occupa la CPU inutilmente durante l'attesa che la sezione critica sia libera
- Le applicazioni possono passare molto tempo nelle sezioni critiche e quindi questa non è una buona soluzione.

Implementazione semafori senza busy waiting

- Ogni semaforo ha associata un coda di attesa.
- Due operazioni:
  - **block** – inserisce il processo che invoca l'operazione in una coda di attesa e il processo non entrerà più nella coda dei processi ready e quindi non sarà più eseguito.
  - **wakeup** – rimuove uno dei processi nella coda di attesa e lo mette nella coda dei processi ready.
- Struttura dati:

```
typedef struct {
    int value;
    struct process* list;
} semaphore;
```

Implementazione semafori senza busy waiting (Cont.)

- Implementazione di *wait*:

```
wait(semaphore* S) {
  S->value--;
  if(S->value < 0) {
    aggiunge il processo alla coda S->list;
    block();
  }
}
```

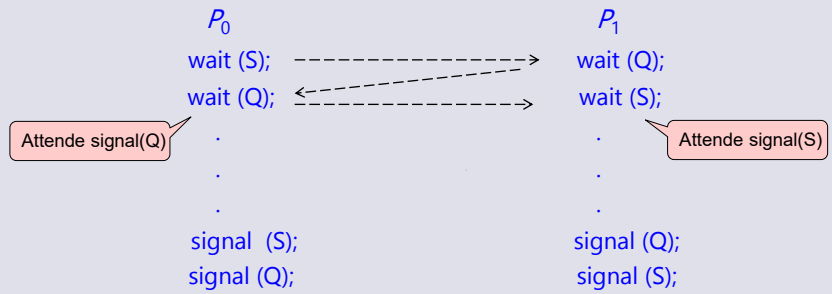
- Implementazione di *signal*:

```
signal(semaphore* S) {
  S->value++;
  if (S->value <= 0) {
    rimuove un processo P dalla coda S->list;
    wakeup(P);
  }
}
```

- Devono essere eseguite in sezione critica (o disabilitando interruzioni in monoprocessore o usando spinlock in multiprocessore)

Stallo e Attesa indefinita

- Stallo (*deadlock*) – due o più processi aspettano indefinitamente un evento che può essere causato solo da uno dei processi in attesa
- Siano S e Q due semafori inizializzati a 1



- Attesa indefinita (*starvation*) – Un processo può non essere mai rimosso dalla coda di un semaforo dove è sospeso. Può accadere per esempio se coda di attesa gestita come LIFO.

Inversione di priorità

- Si ha quando un processo *H* ad alta priorità è in attesa di una risorsa *R* posseduta da un processo *L* a bassa priorità che viene prelazionato da un processo a più alta priorità *M* < *H* ritardando il rilascio della risorsa da parte di *L* e quindi ritardando l'esecuzione del processo ad alta priorità la cui eseguibilità dipende da un processo a priorità più bassa *M*.
- Questo non accade se sono presenti solo due livelli di priorità.
- Una soluzione generale è quella di aumentare la priorità al processo L portandola a quella del processo H (solo durante l'attesa di H) in modo che altri processi non possano fare prelazione sul processo L e possa velocemente terminare l'utilizzo della risorsa R **(protocollo di eredità delle priorità)**.

Classici problemi di sincronizzazione

- Produttori e consumatori con memoria limitata
- Problema dei lettori e scrittori
- Problema dei cinque filosofi

Prod. Cons. con memoria limitata

- *N* buffer, ognuno può tenere un elemento
- Semaforo mutex inizializzato a 1
- Semaforo piene inizializzato a 0, indica quante posizioni del buffer sono riempite
- Semaforo vuote inizializzato a N, indica quante posizioni del buffer sono vuote

Prod. Cons. con memoria limitata (Cont.)

- Struttura del processo Produttore

```
do {
   //  produce un elemento
   wait(vuote); // decrementa numero posizioni vuote e aspetta se < 0
   wait(mutex); // evita che produttore e consumatore accedano
                // contemporaneamente al buffer
   //  aggiunge l'elemento al buffer
   signal(mutex);
   signal(piene); // incrementa numero posizioni piene ed eventualmente
                  // sveglia processo consumatore in attesa
} while (true);
```

Prod. Cons. con memoria limitata (Cont.)

- Struttura del processo Consumatore

```
do {
   wait(piene);   // decrementa n. posiz. piene e attende se <0
   wait(mutex);   // mutua esclusione con processo produttore

   //rimuove un elemento dal buffer

   signal(mutex);
   signal(vuote); // incrementa n. posizioni vuote,
                  // eventualmente sveglia processo in attesa
   //consuma l'elemento rimosso
} while (true);
```


Problema dei lettori e scrittori

- Un insieme di dati è condiviso tra un processi concorrenti
  - Lettori – leggono i dati e **non** effettuano modifiche
  - Scrittori – leggono e scrivono i dati.
- Problema – permettere a più lettori di leggere contemporaneamente. Solo un singolo scrittore alla volta può accedere ai dati condivisi.
- Dati condivisi
  - I dati
  - Semaforo mutex inizializzato a 1.
  - Semaforo scrittura inizializzato a 1, indica se la scrittura può essere fatta (1) o no (0)
  - Intero nLettori inizializzato a 0, indica il numero di lettori che stanno leggendo

Problema dei lettori e scrittori (Cont.)

- Struttura dei processi Scrittori

```
do  {
  wait(scrittura); //aspetta nel caso scrittura sia 0

  // esegue lettura e scrittura

  signal(scrittura); //porta scrittura a 1, e risveglia
                     // eventuale processo in attesa
} while (true)
```

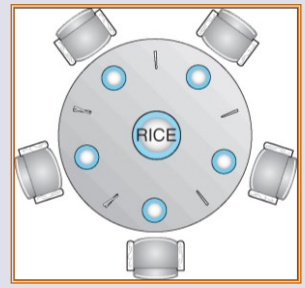

Problema dei lettori e scrittori (Cont.)

- Struttura del processo Lettore

```
do  {
  wait(mutex) ;
  nLettori ++ ;  // incrementa numero processi lettori
  if (nLettori == 1)   //se è il primo lettore
    wait(scrittura) ; // aspetta nel caso ci sia una scrittura in corso
                      // altrimenti inibisce la scrittura
  signal(mutex)
  // esegue lettura
  wait(mutex) ;
  nLettori--; //decrementa numero processi lettori
  if (nLettori == 0)   // se non ci sono più lettori attivi
    signal(scrittura); // sveglia un eventuale processo scrittore
  signal(mutex) ;
} while(true)
```

- Problema: possibile attesa indefinita degli *scrittori*

Problema dei 5 filosofi



- Dati condivisi
  - Piatto di riso centrale
  - Semafori bacchetta[5] inizializzato a 1

Problema dei 5 filosofi (Cont.)

- Struttura filosofo *i*:

```
do  {
  wait( bacchetta[i] );
  wait( bacchetta[ (i + 1) % 5] );
  //mangia
  signal ( bacchetta[i] );
  signal ( bacchetta[ (i + 1) % 5] );
  //  pensa
} while (true) ;
```

- **Problema:** i processi entrano in stallo se tentano tutti di mangiare contemporaneamente

Problemi con i semafori

- Uso non corretto dei semafori:
  - signal (mutex) .... wait (mutex)
    - Porta ad avere più processi nella sezione critica
  - wait (mutex) ... wait (mutex)
    - Porta allo stallo
  - Omissione di wait(mutex) o signal(mutex) (o entrambi)
    - Porta a stallo o più processi nella sezione critica
- I problemi di sincronizzazione dovuti a errato uso dei semafori sono molto difficili da individuare in quanto si possono anche verificare solo in rare occasioni (dipende dai processi in esecuzione, dalla loro velocità) e difficilmente sono ripetibili

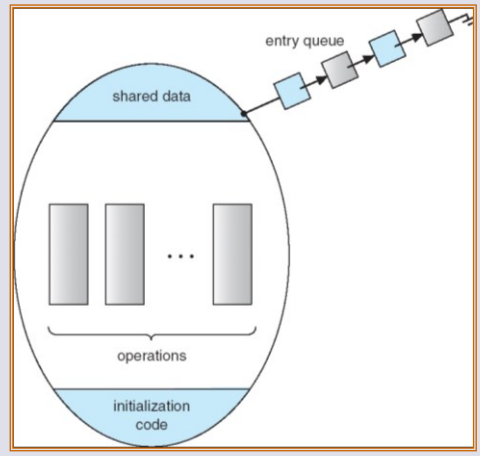
I Monitor

- Una astrazione di alto livello che fornisce un meccanismo conveniente ed efficace per la sincronizzazione dei processi
- Solo un processo alla volta può essere attivo all'interno di un monitor

```
monitor nome_monitor
{
   // dichiarazione variabili condivise
   procedure P1 (...) { .... }
            ...
   procedure Pn (...) {.....}

   initialization code (....) { ... }
            ...
   }
}
```

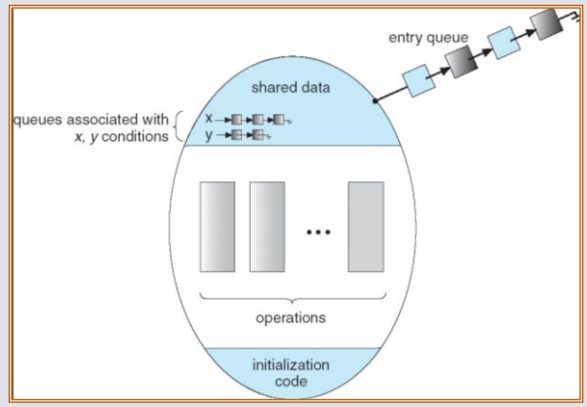
Visione schematica di un Monitor



Variabili condizionali

- condition x, y;
- Sono definite due operazioni su variabili condizionali:
  - x.wait () – il processo che invoca l'operazione viene sospeso e implicitamente lascia il monitor e permette ad altri processi di effettuare operazioni sul monitor
  - x.signal () – risveglia uno dei processi che ha invocato x.wait ()
- Quando viene eseguita *signal* entrambi i processi potrebbero continuare la loro esecuzione, ma entrambi sarebbero in esecuzione nel monitor, quindi solo uno dei due può continuare. E' scelta dell'implementazione decidere a chi dare l'accesso dopo la signal

Schema di un Monitor con variabili condizionali



Soluzione dei 5 filosofi

```
monitor cinque_filosofi
{
    enum { PENSA, AFFAMATO, MANGIA } stato [5] ;
    condition self [5];

    void prendi(int i) {
        stato[i] = AFFAMATO;
        verifica(i);
        if (stato[i] != MANGIA) self[i].wait();
    }

    void lascia(int i) {
        stato[i] = PENSA;
        // controlla i filosofi vicini a destra e sinistra
        verifica((i + 4) % 5);
        verifica((i + 1) % 5);
    }
```

Soluzione dei 5 filosofi (cont)

```
    void verifica (int i) {
          if ( (stato[(i + 4) % 5] != MANGIA) &&
          (stato[i] == AFFAMATO) &&
          (stato[(i + 1) % 5] != MANGIA) ) {
              stato[i] = MANGIA;
              self[i].signal () ;
           }
     }

     initialization_code() {
          for (int i = 0; i < 5; i++)
          stato[i] = PENSA;
     }
}
```


Soluzione dei 5 filosofi (cont)

```
monitor cinque_filosofi cf;

process filosofo(i)
{
  do {
     // pensa
     cf.prendi(i);
     // mangia
     cf.lascia(i);
  } while (true);
}
```

Monitor

- Il costrutto monitor (o simile) è presente in alcuni linguaggi come il concurrent pascal, mesa, C# e Java
- Un monitor può essere realizzato usando i semafori

Semafori in Java

- Java si possono usare oggetti della classe **Semaphore** (nel package java.util.concurrent) che implementa i semafori contatori
- I metodi **acquire()** e **release()** sono gli analoghi di wait() e signal()
- Il semaforo può essere fair o unfair, se fair le chiamate in attesa su *acquire* vengono accodate con ordine FIFO, se unfair non garantiscono ordinamento (ma sono più veloci)
- Il costruttore vuole due parametri, il valore del semaforo e se fair/unfair, se viene omesso il semaforo è UNFAIR

```
Semaphore mutex=new Semaphore(1,true); //fair
...
mutex.acquire();
count++; //sezione critica
mutex.release();
...
```

Semaphore

- si possono chiamare acquire() e relese() anche con parametro intero che indica di quanto decrementare/incrementare il valore del semaforo (indica il numero di 'permessi' si vogliono acquisire o rilasciare)
- Nel caso di acquire() aspetterà che il valore del semaforo sia tale da permettere di sottrarre il valore indicato
- E' anche presente metodo tryAcquire() che tenta l'acquisizione di un permesso, ritorna true se il permesso è disponibile ed acquisito, ritorna false altrimenti. Attenzione che fa acquisizione unfair, se c'era un thread in attesa non viene data priorità a questo.
- C'è anche metodo tryAcquire con timeout che tenta acquisizione fino ad un tempo massimo
- Nel caso di semaforo unfair è possibile avere attesa indefinita

Semaphore

- schema di uso:

```
Semaphore mutex = new Semaphore(1);
mutex.acquire();
try{
    ...
} finally {
    mutex.release();
}
```

il semaforo rilasciato in sezione finally per garantire rilascio anche in caso di eccezione

- Sono disponibili anche classi
  - **ReentrantLock** per gestire mutua esclusione e variabili condizione
  - **ReentrantReadWriteLock** per gestire lock di lettura/scrittura

Esempi

- Produttore consumatore con buffer limitato usando i semafori
- Problema dei lettori-scrittori con semafori

Monitor in Java

- Java implementa i monitor potendo definire i metodi **synchronized**, viene associato all'oggetto (o alla classe se metodo statico) un mutex che permette solo ad un metodo synchronized l'esecuzione del suo codice, il mutex sarà rilasciato quando il metodo termina (anche in caso di eccezione)

```
class SharedCount {
   private int count = 0;
   public synchronized void inc() {
      count++;
   }
   public synchronized int getCount() {
     return count;
   }
}
```

Se due o più thread usano lo stesso oggetto SharedCount ed entrambi chiamano il metodo *inc()* o *getCount()* solo uno alla volta possono incrementare count o accedere al valore di count

metodi synchronized

- Inoltre se dal codice di un metodo synchronized viene chiamato un altro metodo synchronized il mutex non viene richiesto nuovamente (entrerebbe in stallo) ma il mutex verrà rilasciato solo alla terminazione del metodo iniziale (viene detto lock rientrante)

- I metodi **statici** synchronized usano un mutex associato alla classe

Wait e Notify

- in un metodo sincronizzato è possibile usare i metodi **wait** e **notify** in modo simile a *wait* e *signal* nelle condizioni di un monitor
- Il metodo **wait()** rilascia il mutex associato al metodo synchronized e mette il thread in attesa che venga chiamato il metodo *notify/notifyAll*
- il metodo **notify()** estrae un thread in attesa sull'oggetto, se presente, che viene riavviato e messo in attesa di poter acquisire il mutex sull'oggetto (altrimenti si avrebbero due thread in esecuzione su due metodi synchronized dello stesso oggetto) quando lo acquisirà continuerà ad eseguire il codice dopo invocazione metodo wait()
- il metodo **notifyAll()** è analogo a *notify()* solo che vengono tolti dalla coda e risvegliati tutti i thread in attesa sull'oggetto.
- nota: wait(), notify() e notifyAll() si possono chiamare solo da dentro un metodo synchronized.

Wait e Notify

- Il metodo wait per attendere una specifica condizione va usato nel seguente modo:

```
...
while(! condizione)
    wait();
...
```

- mentre quando la condizione diventa vera si deve fare:

```
...
condizione = true;
notifyAll();
...
```

- In genere è meglio usare notifyAll(), per esempio quando si possono avere su un oggetto più thread in attesa su condizioni di tipo diverso. Usando notify() c'è rischio di non risvegliare il thread che è in attesa sulla condizione diventata vera (che quindi viene persa)

istruzione synchronized

- E' possibile anche sincronizzare non un metodo intero ma un blocco di istruzioni sulla base di un oggetto qualsiasi. La sintassi è:

```
...
synchronized(object) {
    istruzioni...
}
...
```

- Le istruzioni sono eseguite solo dopo che è stato acquisito il mutex sull'oggetto *object* il mutex verrà rilasciato all'uscita dal blocco
- Permette di sincronizzare solo le istruzioni che possono generare una race condition
- Un metodo synchronized m() è equivalente a:

```
void m() {
    synchronized(this) {
        ...istruzioni del metodo...
    }
}
```

Esempi

- Semaforo contatore usando metodi synchronized, wait e notify
- Produttore-consumatore con buffer limitato
- Lettori-scrittori usando synchronized
- Filosofi a cena senza deadlock