

 **Comunicazione tra processi**

SCD

Anno accademico 2007/8
Corso di Sistemi Concorrenti e Distribuiti

Tullio Vardanega, tullio.vardanega@math.unipd.it

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 1/34

 **Comunicazione tra processi**

Premesse – 1

- ❑ I processi di un sistema concorrente sono raramente indipendenti l'uno dall'altro
- ❑ La definizione delle interfacce tra le entità concorrenti di un sistema è problema di elevata criticità
 - Interfaccia = contratto = relazione formale
- ❑ Per questo occorre far riferimento a un modello di comunicazione tra entità

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 2/34

 **Comunicazione tra processi**

Premesse – 2

- ❑ Un modello di comunicazione può prevedere
 - Comunicazioni dirette tra entità attive
 - Comunicazioni indirette tra entità attive attraverso entità reattive condivise e di tipo passivo o protetto
- ❑ Forme "classiche" di comunicazione
 - Scambio messaggi
 - Variabili condivise
 - Forma del tutto inadeguata se priva di agenti di controllo
 - Non garantisce l'integrità dello scambio dati se l'accesso non è indivisibile

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 3/34

 **Comunicazione tra processi**

Esempio

```
// il processo A deve accedere a X
// Prima però deve verificarne
// lo stato di libero
if (lock == 0) {
  // X è già in uso
  // Occorre ritentare il test
}
else {
  // X è libera, allora va bloccata
  lock = 0;
  <usa (X)>;
  // e nuovamente liberata dopo l'uso
  lock = 1;
}
```

```
// il processo B deve accedere a X
// Prima però deve verificarne
// lo stato di libero
if (lock == 0) {
  // X è già in uso
  // Occorre ritentare il test
}
else {
  // X è libera, allora va bloccata
  lock = 0;
  <usa (X)>;
  // e nuovamente liberata dopo l'uso
  lock = 1;
}
```

Questo approccio è fallimentare! Perché?

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 4/34

 **Comunicazione tra processi**

Sincronizzazione – 1

- ❑ **Mutua esclusione (*exclusion synchronization*)**
 - Assicura che, a ogni istante, non più di un processo abbia possesso di una risorsa (fisica o logica) condivisa
 - La sequenza di azioni che opera sulla risorsa è detta sezione critica
- ❑ **Sincronizzazione condizionale (*avoidance synchronization*)**
 - Impone condizioni (logiche, di stato interno) che devono valere all'atto della sincronizzazione
 - Problema classico: *buffer* finito condiviso nel modello produttore-consumatore

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 5/34

 **Comunicazione tra processi**

Sincronizzazione – 2

- ❑ L'uso di sincronizzazione espone a problemi delicati
 - Non risolvibili a priori nel progetto di un linguaggio concorrente generale
 - Riconoscibili e risolvibili nel progetto di un sistema concorrente specifico
- ❑ **Stallo (*deadlock*)**
- ❑ **Accodamento potenzialmente infinito (*lockout, starvation*)**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 6/34

Comunicazione tra processi

Sincronizzazione – 3

❑ **Stallo (1/2)**

- Impedisce di proseguire a tutti i processi coinvolti
- Per aver luogo richiede il verificarsi di 4 pre-condizioni ben riconoscibili
 - **Mutua esclusione**
(già definita)
 - **Cumulazione di risorse (hold-and-wait)**
I processi possono accumulare risorse e trattenerle mentre attendono di acquisirne altre
 - **Assenza di prelascio**
Le risorse vengono rilasciate solo volontariamente
 - **Attesa circolare**
Un processo attende almeno una risorsa in possesso del successivo processo in catena

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

7/34

Comunicazione tra processi

Sincronizzazione – 4

❑ **Stallo (2/2)**

- 4 strategie per affrontare il problema
 - **Indifferenza**
Assumere (erroneamente?) che il problema non possa verificarsi
 - **Prevenzione statica**
Richiede accertamento che progetto e realizzazione del sistema siano strutturalmente liberi da condizioni di rischio
 - **Prevenzione dinamica**
Comporta analisi dello stato di esecuzione presente e futuro del sistema per evitare che esso possa entrare in una condizione di stallo
 - Può bastare impedire strutturalmente il verificarsi di almeno una delle 4 pre-condizioni?
 - **Rilevazione e trattamento**
Comporta capacità di riconoscimento del verificarsi del problema e richiede meccanismi complessi per ripristinare uno stato noto e sicuro

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

8/34

Comunicazione tra processi

Sincronizzazione – 5

❑ **Accodamento potenzialmente infinito**

- Non si verifica in presenza di politica di accodamento FIFO
- Si può verificare invece in presenza di qualunque altra politica
 - A priorità
 - LIFO
 - A urgenza

❑ **La condizione di libertà da questo problema viene detta *fairness* (e *liveness*)**

- Tutti i processi hanno, nel tempo, uguali opportunità di progredire
- L'attesa attiva è incompatibile con l'accertamento di *fairness*

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

9/34

Comunicazione tra processi

Requisiti generali

❑ **Per realizzare un linguaggio concorrente servono**

- Un meccanismo pratico per evitare l'uso di attesa attiva
- Forme di accodamento di processi che diano garanzie di *fairness*
 - Da usare per il supporto di comunicazione e sincronizzazione
 - Ove si possa stimare a priori la durata massima di attesa in coda si parla di *bounded fairness*

❑ **La correttezza funzionale del programma non deve dipendere da queste forme e meccanismi!**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

10/34

Comunicazione tra processi

Requisiti di sincronizzazione

❑ **Una soluzione al problema della sincronizzazione di processi è ammissibile se soddisfa le seguenti 4 condizioni**

1. Garantire accesso esclusivo
2. Garantire attesa finita
3. Non fare assunzioni sull'ambiente di esecuzione
4. Non subire condizionamenti dai processi esterni alla sezione critica

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

11/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni “al limite” – 1

❑ **Mutua esclusione con variabili condivise e alternanza stretta tra coppie di processi**

- Tre difetti importanti
 - Uso di attesa attiva (*busy wait*)
 - Violazione della condizione 4
 - Rischio di *race condition* sulla variabile di controllo

```

Processo 0 ::
while (TRUE) {
while (turn != 0)
/* busy wait */ ;
critical_region();
turn = 1;
outside_cr();
}
                    
```

← Comando di alternanza

```

Processo 1 ::
while (TRUE) {
while (turn != 1)
/* busy wait */ ;
critical_region();
turn = 0;
outside_cr();
}
                    
```

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

12/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni "al limite" – 2

□ L'algoritmo di Dekker

```

var flag: array [0..1] of boolean;
turn: 0..1;
repeat
  flag[i] := true;
  while flag[j] do
    if turn = j then
      begin
        flag[j] := false;
        while turn /= i do no-op;
        flag[i] := true;
      end;
    end if;
  end while;
  critical_section
  turn := j;
  flag[j] := false;
until false;
    
```

Attesa attivata

Algoritmo concepito da T.J. Dekker e applicato alle sezioni critiche da E.W. Dijkstra:

flag ← 1 indica l'intenzione di entrare in sezione critica
turn consente di arbitrare l'accesso tra i processi.
 Applica a 2 processi
 i ← 0
 j ← 1
 poi generalizzato da altri a N processi

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 13/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni "al limite" – 3

□ Proposta migliorativa (G.L. Peterson)

- **Applica anch'essa a coppie di processi**
 - Robusto rispetto alla *race condition* sul valore di *turn* ma solo in assenza di *cache*
- **Al processo i tocca attesa attiva fin quando j non sia uscito dalla sezione critica**

```

IN(int i) :: {
  int j = (i - 1); // l'altro
  flag[i] = TRUE;
  turn = i;
  while (flag[j] && turn == i)
    /* busy wait */;
}

OUT(int i) :: {
  flag[i] = FALSE;
}
    
```

```

Processo (i = 0 / 1) ::
while (TRUE) {
  IN(i);
  /* sezione critica */
  OUT(i);
  /* altro lavoro */
}
    
```

Uscita dalla sezione critica

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 14/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni canoniche – 1

□ **Mutua esclusione mediante semafori**

- La realizzazione deve garantire che le operazioni sul semaforo (storicamente dette P e V) siano indivisibili
 - V(S) := S.Sem := S.Sem + 1;
 - P(S) := if S.Sem = 0 then Suspend_til(S.Sem > 0); end if; S.Sem := S.Sem - 1;
 - Con S.Sem = 1 come valore iniziale si ha **mutua esclusione**
 - Con S.Sem = N > 0 inizialmente si realizza un **semaforo contatore** dove N è il massimo grado di concorrenza interna consentito dalla risorsa
 - Con S.Sem = 0 iniziale si ha una forma rudimentale di **sincronizzazione condizionale**
- All'attesa sul semaforo deve corrispondere una forma di **accodamento del processo fino alla condizione di rilascio**
 - Suspend_til (concettualmente)
- Questa tecnica dipende troppo dalla disciplina del programmatore

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 15/34

Comunicazione tra processi

Problemi classici

□ **I filosofi a cena**

- Specifica del problema: N filosofi sono seduti a un tavolo circolare. Ciascuno ha davanti a se cibo (spaghetti?) in un piatto, e una posata alla propria destra. Ogni filosofo usa due posate per mangiare. L'attività di ciascun filosofo alterna pasti a momenti di riflessione

□ **Il barbiere che dorme**

- [Versione Ada](#)
- [Versione Java](#)

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 16/34

Comunicazione tra processi

I filosofi a cena – 1

□ **Situazione artificiosa, utile per illustrare importanti aspetti progettuali di concorrenza**

- **Condivisione risorse** → le posate
- **Mutua esclusione** → pasto condizionato al possesso di 2 posate
- **Scambio dati tra processi** → diretto tra entità attive o mediato tramite entità reattive (disponibilità delle risorse)
- **Implementazione delle risorse** → posate come risorse passive, risorse protette oppure *server*
- **Sincronizzazione condizionale** → un filosofo non può mangiare fin quando non ha 2 posate
- **Rischio di stallo** → ci sono tutte le condizioni necessarie e sufficienti

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 17/34

Comunicazione tra processi

I filosofi a cena – 2

Una non-soluzione

```

void filosofo_i(){
  while (True) {
    // medita
    prendi_forchetta(i);
    prendi_forchetta((i++)%5);
    // mangia
    posa_forchetta(i);
    posa_forchetta((i++)%5);
  }
}
        
```

Questo approccio incorre in tutte e 4 le precondizioni di stallo

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 18/34

Comunicazione tra processi

I filosofi a cena – 3

Soluzione con semafori, senza stallo

```

void filosofo_i(){
  while (True) {
    // medita
    P(mutex);
    P(f[i]);
    P(f[(i+1)%5]);
    V(mutex);
    // mangia
    V(f[i]);
    V(f[(i+1)%5]);
  }
}
    
```

Utilizziamo un semaforo per ogni forchetta (f[1..5]) e un semaforo per la mutua esclusione (mutex) al momento del prelievo delle forchette necessarie, così che più filosofi possano cenare simultaneamente

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 19/34

Comunicazione tra processi

Esercizio 1

□ Applicare al problema dei filosofi a cena una delle soluzioni "al limite"

- Usando un linguaggio a piacere
- Verificando il funzionamento e/o gli eventuali problemi della soluzione
 - Prima al caso di 2 processi e, poi, con più processi

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 20/34

Comunicazione tra processi

Esercizio – 2

□ Dato il modello di codice in diapositiva 18 indicare

- Pregi e difetti della soluzione illustrata
- Se sia possibile una soluzione che preveda l'utilizzo del solo semaforo mutex (dunque senza un semaforo per ciascuna posata)
- Se sia possibile il caso in cui il processo i-esimo si impossessi del semaforo mutex ma trovi una delle due forchette a lui adiacenti occupate, indicando le conseguenze di tale eventualità

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 21/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni canoniche – 2

□ Mutua esclusione mediante *monitor*

- La struttura *monitor* incapsula la risorsa condivisa e le operazioni che agiscono su di essa (dunque anche le corrispondenti sezione critiche)
 - 1974, Charles A R Hoare, "Monitors – An Operating System Structuring Concept", Communications of the ACM vol. 17, pp. 549-557 + Erratum in CACM vol. 18, p. 95.
- La risorsa e il suo stato sono nascosti alla vista dei processi utente
- Il *monitor* esercita controllo sull'esecuzione delle operazioni invocate dall'esterno
- Il compilatore (e non il programmatore!) inserisce il codice necessario al controllo degli accessi

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 22/34

Comunicazione tra processi

Soluzioni canoniche – 3

□ Sincronizzazione condizionale mediante *monitor*

- Riesce a rappresentare e a controllare condizioni logiche di accesso più sofisticate della mutua esclusione
 - Mediante variabili di condizione o segnale
- Wait (var_condizione) → forza l'attesa del chiamante
- Signal (var_condizione) → risveglia il processo in attesa
 - Il segnale di risveglio (Signal) non ha memoria, dunque va perso se nessuno lo recepisce

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 23/34

Comunicazione tra processi

Il costrutto *monitor* - 1

```

monitor PC
  condition non-vuoto, non-pieno;
  integer contenuto;
  procedure inserisci(prod : integer);
  begin
    if contenuto = N then wait(non-pieno);
    <inserisci nel contenitore>;
    contenuto := contenuto + 1;
    if contenuto = 1 then signal(non-vuoto);
  end;
  function preleva : integer;
  begin
    if contenuto = 0 then wait(non-vuoto);
    preleva := <preleva dal contenitore>;
    contenuto := contenuto - 1;
    if contenuto = N-1 then signal(non-pieno);
  end;
  contenuto := 0; // inizializzazione
end monitor;

procedure Produttore;
begin
  while true do
    begin
      prod := produci;
      PC.inserisci(prod);
    end;
end;

procedure Consumatore;
begin
  while true do
    begin
      prod := PC.preleva;
      consuma(prod);
    end;
end;
    
```

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 24/34

Comunicazione tra processi

Il costrutto *monitor* – 2

- ❑ **Wait** blocca il chiamante quando le condizioni logiche della risorsa non consentono di procedere
 - Contenitore pieno (produttore), contenitore vuoto (consumatore)
- ❑ **Signal** notifica il verificarsi della condizione attesa al primo processo bloccato, risvegliandolo
 - Il processo risvegliato compete per l'esecuzione con il chiamante della **Signal**
 - La convenzione più spesso usata per risolvere il problema è che **Signal** sia l'ultima azione eseguita nel *monitor* dal processo che la invoca (vero?)
- ❑ **Wait** e **Signal** sono invocate in **mutua esclusione**
 - Questo esclude il verificarsi di *race condition*
- ❑ Come si ottiene *condition synchronization* **fuori** dal *monitor*?

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

25/34

Comunicazione tra processi

Il costrutto *monitor* – 3

- ❑ Java approssima il *monitor* tramite classi con metodi **synchronized**, ma senza variabili di condizione
 - L'attesa è sull'intero oggetto, non su una condizione
- ❑ I metodi **wait()** e **notify()** invocati esplicitamente all'interno di metodi **synchronized** realizzano le condizioni evitando il verificarsi di *race condition*
 - **notify()** risveglia **uno qualsiasi** dei processi in attesa sull'oggetto
 - Sotto queste ipotesi **notifyAll()** semplifica la vita del programmatore!
 - L'esecuzione di **wait()** può venire interrotta, il che va trattato esplicitamente come eccezione

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

26/34

Comunicazione tra processi

Il costrutto *monitor* – 4

```

class monitor{
  private int contenuto = 0;
  public synchronized void inserisci(int prod){
    if (contenuto == N) blocca();
    <inserisci nel contenitore>;
    contenuto = contenuto + 1;
    if (contenuto == 1) notify();
  }
  public synchronized int preleva(){
    int prod;
    if (contenuto == 0) blocca();
    prod = <preleva dal contenitore>;
    contenuto = contenuto - 1;
    if (contenuto == N-1) notify();
    return prod;
  }
  private void blocca(){
    try{wait();
    } catch(InterruptedException exc) {};}
}
    
```

```

static final int N = <...>;
static monitor PC = new monitor();
// ...
PC.inserisci(prod); // produttore
// ...
prod = PC.preleva(); // consumatore
    
```

Attesa e notifica sono responsabilità del programmatore

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

27/34

Comunicazione tra processi

Esercizio 3

- ❑ Dato il funzionamento di **wait()** e **notify()** in Java si verifichi se
 - Il codice mostrato nel riquadro di diapositiva 27 emuli correttamente il funzionamento di un *monitor* nel caso di 1 produttore e 1 consumatore
 - Ciò si verifichi anche nel caso di produttori e consumatori multipli

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

28/34

Comunicazione tra processi

Il costrutto *monitor* – 5

- ❑ Il *monitor* separa sincronizzazione da scambio (condivisione) di dati
- ❑ Il *monitor* non è consente controllo dinamico dell'ordine degli accessi
 - Entra chi arriva primo anche se poi magari si deve sospendere
- ❑ Il *monitor* ha bisogno di meccanismi supplementari (**wait & signal**) per realizzare sincronizzazione condizionale

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

29/34

Comunicazione tra processi

Scambio messaggi – 1

- ❑ Comporta sincronizzazione solo nel modello **sincrono**
 - Sincronizzazione = conoscenza dello stato dell'altro
 - Il mittente M e il destinatario D si attendono reciprocamente, procedendo solo a scambio avvenuto
- ❑ Nella forma **asincrona** M non attende D
 - D non viene così a conoscere lo stato attuale di M

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

30/34

Comunicazione tra processi

Scambio messaggi – 2

- ❑ M e D devono conoscersi per indirizzarsi?
 - Nomi unici
 - Di processo: di casella postale: di porta: di canale
 - Tipo di messaggio (da intendere a destinazione)
- ❑ Forma sincrona con nomi unici = *rendezvous*
 - Processo A :: B ! Msg Processo B :: A ? Msg
 - In CSP questa forma di comunicazione è unidirezionale
- ❑ Una precondizione può essere preposta all'attesa di un [tipo di] messaggio
 - Dijkstra ha proposto che i comandi di ricezione [alternativi] siano selettivi, nondeterministici e dotati di "guardia" (caso del *buffer*)
 - 1975, "Guarded Commands, Nondeterminacy, and Formal Derivation of Programs", CACM, vol. 18(8), pp. 453-457

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 31/34

Comunicazione tra processi

Scambio messaggi – 3

- ❑ La "guardia" è una espressione Booleana la cui verità abilita l'esecuzione del comando a essa associato

```
select
Guard_1 => Statement_1;
or
Guard_2 => Statement_2;
or
...
or
Guard_N => Statement_N;
end select;
```

Quando più guardie sono vere simultaneamente ne viene scelta una **non deterministicamente**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 32/34

Comunicazione tra processi

Scambio messaggi – 4

- ❑ Lo scambio dati può utilmente essere bidirezionale senza richiedere 2 messaggi
- ❑ Il primo D allora offre un "luogo di entrata" (entry) presso il quale ricevere parametri in, elaborarli e restituire valori su parametri out

```
Guard =>
accept Service ( in ... out ...) do
...
end;
```

- ❑ Con questa forma M nomina D e il servizio (= canale) senza che valga il viceversa
 - Asimmetria di denominazione

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 33/34

Comunicazione tra processi

Scambio messaggi – 5

- ❑ Forma sincrona e forma asincrona sono duali: l'una può essere utilizzata per ottenere l'altra
 - Sincrona → Asincrona
Introdurre un'entità intermedia tra M e M rende la loro comunicazione asincrona
 - Al costo aggiuntivo dell'entità intermedia (minor costo se non attiva!)
 - Asincrona → Sincrona
Accoppiare Send (di conferma) a Receive dal lato D e Receive a Send dal lato M impone sincronizzazione

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 34/34