

Sistemi Operativi

Concorrenza

2022/23

(18.09.2022)

Renzo Davoli
Alberto Montresor

Copyright © 2002-2022 Renzo Davoli, Alberto Montresor, Claudio Sacerdoti-Coen

Permission is granted to copy, distribute and/or modify this document under the terms of the GNU Free Documentation License, Version 1.2 or any later version published by the Free Software Foundation; with no Invariant Sections, no Front-Cover Texts, and no Back-Cover Texts. A copy of the license can be found at:

<http://www.gnu.org/licenses/fdl.html#TOC1>

Sommario

- ♦ **Introduzione alla concorrenza**

- ♦ Modello concorrente. Processi. Stato di un processo. Multiprogramming e multiprocessing. Notazioni

- ♦ **Interazioni tra processi**

- ♦ Tipi di interazione. Proprietà fondamentali. Mutua esclusione. Deadlock. Starvation. Azioni atomiche.

- ♦ **Sezioni critiche**

- ♦ Tecniche software: Dekker, Peterson.
- ♦ Tecniche hardware: disabilitazione interrupt, istruzioni speciali.

- ♦ **Semafori**

- ♦ Definizione. Implementazione. Semafori generali e binari. Problemi classici.

Sommario

- ♦ **Monitor**
 - ♦ Definizione. Implementazione tramite semafori. Utilizzazione di monitor per implementare semafori. Risoluzione di problemi classici.
- ♦ **Message passing**
 - ♦ Definizione. Implementazione tramite semafori. Risoluzione di problemi classici
- ♦ **Conclusioni**
 - ♦ Riassunto. Rapporti fra paradigmi.

1. Introduzione alla concorrenza

Introduzione



- Un sistema operativo consiste in un gran numero di *attività* che vengono eseguite più o meno *contemporaneamente* dal processore e dai dispositivi presenti in un elaboratore.
- Senza un modello adeguato, la coesistenza delle diverse attività sarebbe difficile da descrivere e realizzare.
- Il modello che è stato realizzato a questo scopo prende il nome di modello concorrente ed è basato sul concetto astratto di processo

l'attività di eseguire un programma

Introduzione



- ♦ **In questa serie di lucidi:**
 - ♦ Analizzeremo il problema della gestione di attività multiple da un punto di vista astratto
 - ♦ Il modello concorrente rappresenta una rappresentazione astratta di un S.O. multiprogrammato.
- ♦ **Successivamente (nei prossimi moduli):**
 - ♦ Vedremo i dettagli necessari per la gestione di processi in un S.O. reale
 - ♦ In particolare, analizzeremo il problema dello scheduling, ovvero come un S.O. seleziona le attività che devono essere eseguite dal processore

Processi e programmi

- ♦ **Definizione: *processo***

- ♦ E' un'attività controllata da un programma che si svolge su un processore

- ♦ **Un processo non è un programma!**

- ♦ Un programma è un'entità *statica*, un processo è *dinamico*

- ♦ Un programma: *è un TESTO, sequenza di istruzioni; nella metafora è la ricetta, non è la panna, non si mangia!*
 - ♦ specifica una sequenza di istruzioni
 - ♦ non specifica la durata nel tempo dell'esecuzione

- ♦ Un processo:
 - ♦ rappresenta l'attività dell'esecuzione di un programma

- ♦ **Assioma di *finite progress***

- ♦ Ogni processo viene eseguito ad una velocità finita, non nulla, ma sconosciuta

Stato di un processo

a che punto è arrivata la preparazione
della panna montata di ...

- linea
programma
- stato delle
variabili
in memoria

♦ Ad ogni istante, un processo può essere totalmente descritto dalle seguenti componenti:

♦ *La sua immagine di memoria*

- ♦ la memoria assegnata al processo
(ad es. testo, dati, stack)
- ♦ le strutture dati del S.O. associate al processo
(ad es. file aperti)

♦ *La sua immagine nel processore*

- ♦ contenuto dei registri generali e speciali

program counter
stack pointer

♦ *Lo stato di avanzamento*

ready, waiting, running

- ♦ descrive lo stato corrente del processo: ad esempio, se è in esecuzione o in attesa di qualche evento

Processi e programmi (ancora)

- ♦ **Più processi possono eseguire lo stesso programma**
 - ♦ In un sistema multiutente, più utenti possono leggere la posta contemporaneamente
 - ♦ Un singolo utente può eseguire più istanze dello stesso editor
- ♦ **In ogni caso, ogni istanza viene considerata un processo separato**
 - ♦ Possono condividere lo stesso codice ...
 - ♦ ... ma i dati su cui operano, l'immagine del processore e lo stato di avanzamento sono separati

Stati dei processi (versione semplice)

Stati dei processi:

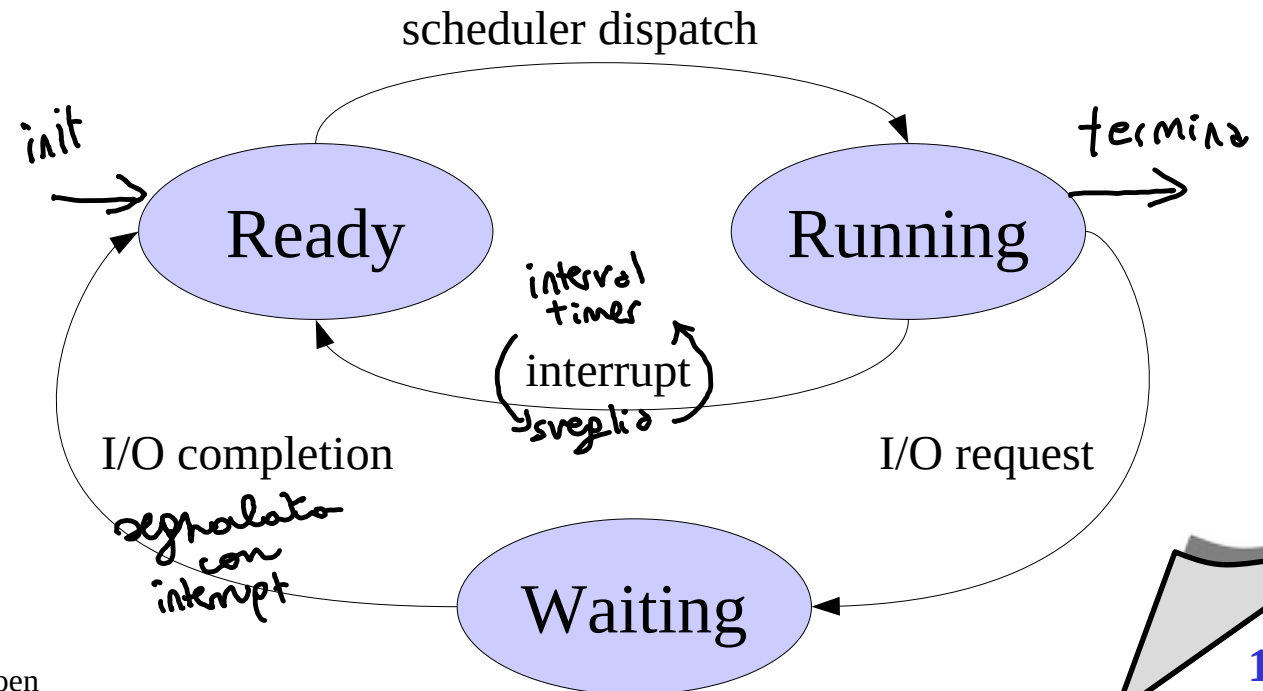
*fonti
quanti sono
i processi
disponibili*

- **Running**: il processo è in esecuzione *gancio del cuore*
- **Waiting**: il processo è in attesa di qualche evento esterno (ad es. completamento operazione di I/O); non può essere eseguito
- **Ready**: il processo può essere eseguito, ma attualmente il processore è impegnato in altre attività *filo del cuore*

*dischi
milli*
↓
 10^{-3}

micro
 10^6
differenza

*processore
nano*
↓
 10^{-9}



Cos'è la concorrenza?

- ♦ Tema centrale nella progettazione dei S.O. 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 distribuiti e indipendenti
 - ♦ parallelismo reale

100 processi su 10 processori abbiamo parallelismo

apparente e reale.

anche tutte e 3 insieme

1000 processi su 10 macchine con 10 processori ciascuno".

Cos'è la concorrenza?

- ♦ **Esecuzione concorrente:**

- ♦ Due programmi si dicono in esecuzione concorrente se ^{i rispettivi processi} vengono eseguiti in parallelo (con parallelismo reale o apparente)

- ♦ **Concorrenza:**

- ♦ E' l'insieme di notazioni per descrivere l'esecuzione concorrente di due o più programmi
- ♦ E' l'insieme di tecniche per risolvere i problemi associati all'esecuzione concorrente, quali comunicazione e sincronizzazione

Dove possiamo trovare la concorrenza?

competition

- ♦ **Applicazioni multiple**

- la multiprogrammazione è stata inventata affinché più processi indipendenti condividano il processore

- ♦ **Applicazioni strutturate su processi**

- estensione del principio di progettazione modulare; alcune applicazioni possono essere progettate come un insieme di processi o thread concorrenti

- ♦ **Struttura del sistema operativo**

- molte funzioni del sistema operativo possono essere implementate come un insieme di processi o thread

processo: 1 programma in esecuzione
thread: 1 filo esecutivo

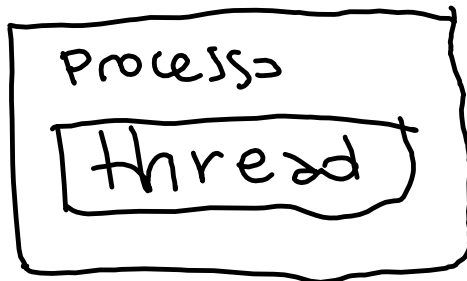
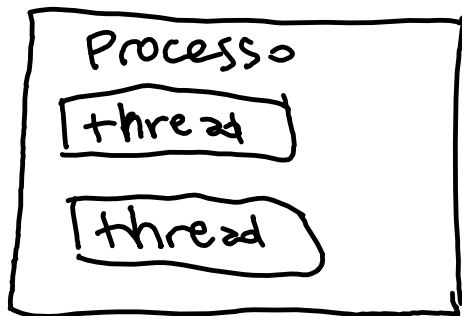
proprietario di ...

stato
stack file aperti

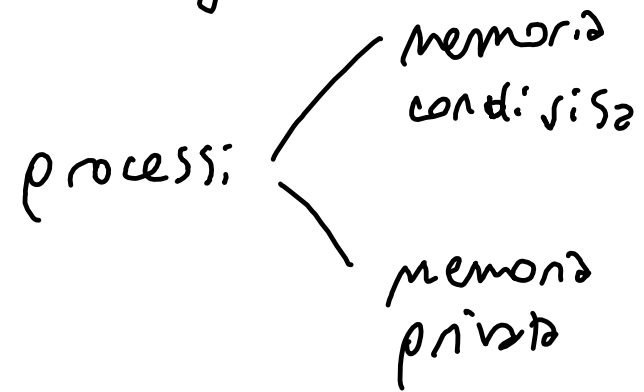
Practice

Processi: proprietà risorse

Thread Fila
esecutivo



Theory



+1.c

è 1 processo
2 thread

Multiprocessing e multiprogramming: differenze?

Prima di iniziare lo studio della concorrenza, dobbiamo capire se esistono differenze fondamentali nella programmazione quando i processi multipli sono eseguiti da processori diversi rispetto a quando sono eseguiti dallo stesso processore

Multiprocessing e multiprogramming: differenze?

- ♦ **In un singolo processore:**

- ♦ processi multipli sono "*alternati nel tempo*" per dare l'impressione di avere un multiprocessore
- ♦ ad ogni istante, al massimo un processo è in esecuzione
- ♦ si parla di *interleaving*

- ♦ **In un sistema multiprocessore:**

- ♦ più processi vengono eseguiti *simultaneamente* su processori diversi
- ♦ i processi sono "*alternati nello spazio*"
- ♦ si parla di *overlapping*

Multiprocessing e multiprogramming: differenze?

- ♦ **A prima vista:**

- ♦ si potrebbe pensare che queste differenze comportino problemi distinti
- ♦ in un caso l'esecuzione è simultanea
- ♦ nell'altro caso la simultaneità è solo simulata

- ♦ **In realtà:**

- ♦ presentano gli stessi problemi
- ♦ che si possono riassumere nel seguente:

non è possibile predire la velocità relativa dei processi

Un esempio semplice

gcc -S somma.c
per l'assembler

- Si consideri il codice seguente:

In C:

```
void modifica(int valore) {  
    totale = totale + valore  
}
```

In Assembly:

```
.text  
modifica:  
    lw $t0, totale  
    add $t0, $t0, $a0  
    sw $t0, totale  
    jr $ra      ritorno di funzione  
               ↓  
             return address
```

- Supponiamo che:
 - Esista un processo P_1 che esegue `modifica(+10)`
 - Esista un processo P_2 che esegue `modifica(-10)`
 - P_1 e P_2 siano in esecuzione concorrente
 - `totale` sia una variabile condivisa tra i due processi, con valore iniziale 100
- **Alla fine, `totale` dovrebbe essere uguale a 100. Giusto?**

Scenario 1: multiprocessing (corretto) ^{casualmente}

P1	lw \$t0, totale	totale=100, \$t0=100, \$a0=10
P1	add \$t0, \$t0, \$a0	totale=100, \$t0=110, \$a0=10
P1	sw \$t0, totale	totale=110, \$t0=110, \$a0=10
S.O.	interrupt	
S.O.	salvataggio registri P1	
S.O.	ripristino registri P2	totale=110, \$t0=? , \$a0=-10
P2	lw \$t0, totale	totale=110, \$t0=110, \$a0=-10
P2	add \$t0, \$t0, \$a0	totale=110, \$t0=100, \$a0=-10
P2	sw \$t0, totale	totale=100, \$t0=100, \$a0=-10

Scenario 2: multiprogramming (errato)

P1	lw \$t0, totale	totale=100, \$t0=100, \$a0=10
S.O.	interrupt	
S.O.	salvataggio registri P1	
S.O.	ripristino registri P2	totale=100, \$t0=?, \$a0=-10
P2	lw \$t0, totale	totale=100, \$t0=100, \$a0=-10
P2	add \$t0, \$t0, \$a0	totale=100, \$t0= 90, \$a0=-10
P2	sw \$t0, totale	totale= 90, \$t0= 90, \$a0=-10
S.O.	interrupt	
S.O.	salvataggio registri P2	
S.O.	ripristino registri P1	totale= 90, \$t0=100, \$a0=10
P1	add \$t0, \$t0, \$a0	totale= 90, \$t0=110, \$a0=10
P1	sw \$t0, totale	totale=110, \$t0=110, \$a0=10



Scenario 3: multiprocessing (errato)

- I due processi vengono eseguiti simultaneamente da due processori distinti

Processo P1:

```
lw $t0, totale
```

```
add $t0, $t0, $a0
```

```
sw $t0, totale
```

Processo P2:

```
lw $t0, totale
```

```
add $t0, $t0, $a0
```

```
sw $t0, totale
```

- **Nota:**
 - i due processi hanno insiemi di registri distinti
 - l'accesso alla memoria su **totale** non può essere simultaneo

Alcune considerazioni

- ♦ **Non vi è sostanziale differenza tra i problemi relativi a multiprogramming e multiprocessing**
 - ♦ ai fini del ragionamento sui programmi concorrenti si ipotizza che sia presente un "processore ideale" per ogni processo
- ♦ **I problemi derivano dal fatto che:**
 - ♦ non è possibile predire gli istanti temporali in cui vengono eseguite le istruzioni
 - ♦ i due processi accedono ad una o più risorse condivise

Achille e la tartaruga

ci deve essere qualcosa di condiviso

Race condition

- ♦ **Definizione**

- ♦ Si dice che un sistema di processi multipli presenta una *race condition* qualora il risultato finale dell'esecuzione dipenda dalla temporizzazione con cui vengono eseguiti i processi

- ♦ **Per scrivere un programma concorrente:**

- ♦ è necessario eliminare le race condition

l'esempio della banca è una race-condition

Considerazioni finali

*Quando il gioco si fa
duro gli informatici cominciano a giocare.*

- ♦ **In pratica:**

- ♦ scrivere programmi concorrenti è più difficile che scrivere programmi sequenziali
- ♦ la correttezza non è solamente determinata dall'esattezza dei passi svolti da ogni singola componente del programma, ma anche dalle interazioni (volute o no) tra essi

- ♦ **Nota:**

- ♦ Fare debug di applicazioni che presentano race condition non è per niente piacevole...
- ♦ Il programma può funzionare nel 99.999% dei casi, e bloccarsi inesorabilmente quando lo discutete con il docente all'esame...
- ♦ (... un corollario alla legge di Murphy...)

Notazione per descrivere processi concorrenti

pseudo codifica
chiara

- ♦ **Notazione esplicita**

```
process nome {  
    ... statement(s) ...  
}
```

- ♦ **Esempio**

```
process P1 {  
    totale = totale + valore;  
}  
  
process P2 {  
    totale = totale - valore;  
}
```

2. Interazioni tra processi

Interazioni tra processi

- ♦ E' possibile classificare le modalità di interazione tra processi in base a quanto sono "**consapevoli**" uno dell'altro.
- ♦ **Processi totalmente "ignari" uno dell'altro:**
 - ♦ processi indipendenti non progettati per lavorare insieme
 - ♦ sebbene siano indipendenti, vivono in un ambiente comune
- ♦ **Come interagiscono?**
 - ♦ *competono* per le stesse risorse
 - ♦ devono sincronizzarsi nella loro utilizzazione
- ♦ **Il sistema operativo:**
 - ♦ deve arbitrare questa **competizione**, fornendo meccanismi di **sincronizzazione**

Interazioni tra processi

- ♦ **Processi "indirettamente" a conoscenza uno dell'altro**
 - ♦ processi che condividono risorse, come ad esempio un buffer, al fine di scambiarsi informazioni
 - ♦ non si conoscono in base ai loro id, ma interagiscono indirettamente tramite le risorse condivise
- ♦ **Come interagiscono?**
 - ♦ *cooperano* per qualche scopo
 - ♦ devono *sincronizzarsi* nella utilizzazione delle risorse
- ♦ **Il sistema operativo:**
 - ♦ deve facilitare la *cooperazione*, fornendo meccanismi di *sincronizzazione*

ls | sort -r ⇒ sono diventati che condividono
una risorsa

Interazioni tra processi

- ♦ **Processi "direttamente" a conoscenza uno dell'altro**
 - ♦ processi che comunicano uno con l'altro sulla base dei loro id
 - ♦ la comunicazione è diretta, spesso basata sullo scambio di messaggi
- ♦ **Come interagiscono**
 - ♦ *cooperano* per qualche scopo
 - ♦ *comunicano* informazioni agli altri processi
- ♦ **Il sistema operativo:**
 - ♦ deve facilitare la *cooperazione*, fornendo meccanismi di *comunicazione*

esempio lancia sono direttamente a conoscenza
perché usano la
var globale

Proprietà

corretto se soddisfa le proprietà
sbagliato se NON le soddisfa

- ♦ **Definizione**

- ♦ Una *proprietà* di un programma concorrente è un attributo che rimane vero per ogni possibile storia di esecuzione del programma stesso

- ♦ **Due tipi di proprietà:**

- ♦ *Safety* ("nothing bad happens")
 - ♦ mostrano che il programma (se avanza) va "nella direzione voluta", cioè non esegue azioni scorrette
- ♦ *Liveness* ("something good eventually happens")
 - ♦ il programma avanza, non si ferma... insomma è "*vitale*"

Proprietà - Esempio

- **Consensus, dalla teoria dei sistemi distribuiti**

questo indipendente
poter dare il
risultato anche
in caso di
guasto

- Si consideri un sistema con **N** processi:
 - All'inizio, ogni processo propone un valore
 - Alla fine, tutti i processi si devono accordare su uno dei valori proposti (decidono quel valore)

bottata paese dei matematici

- **Proprietà di safety**

- Se un processo decide, deve decidere uno dei valori proposti
- Se due processi decidono, devono decidere lo stesso valore

altrimenti

return costante

- **Proprietà di liveness**

- Prima o poi ogni processo corretto (i.e. non in crash) prenderà una decisione

altrimenti

While (true);

solo mettendo insieme le 3 proprietà otteniamo consenso

uno "da di matto" l'altro "si blocca"

Proprietà - programmi sequenziali

- ♦ **Nei programmi sequenziali:**
 - ♦ le proprietà di *safety* esprimono la correttezza dello stato finale (il risultato è quello voluto)
 - ♦ la principale proprietà di *liveness* è la terminazione
- ♦ **Quali dovrebbero essere le proprietà comuni a tutti i programmi concorrenti?**

Proprietà - programmi concorrenti

- ♦ **Proprietà di safety**
 - ♦ i processi non devono "*interferire*" fra di loro nell'accesso alle risorse condivise
 - ♦ questo vale ovviamente per i processi che condividono risorse (non per processi che cooperano tramite comunicazione)
- ♦ **I meccanismi di sincronizzazione servono a garantire la proprietà di safety**
 - ♦ devono essere usati propriamente dal programmatore, altrimenti il programma potrà contenere delle race condition

Proprietà - programmi concorrenti

- ♦ **Proprietà di liveness**

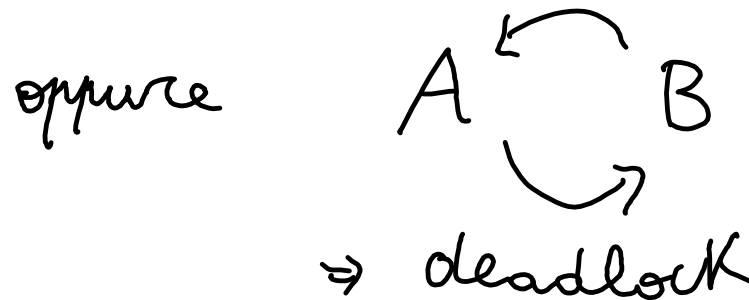
- ♦ i meccanismi di sincronizzazione utilizzati non devono prevenire l'avanzamento del programma

- ♦ non è possibile che *un* processo debba "*attendere indefinitamente*" prima di poter accedere ad una risorsa condivisa

- ♦ **Nota:**

- ♦ queste sono solo descrizioni informali; nei prossimi lucidi saremo più precisi

*code
path* "amico di quello davanti"
⇒ starvation



Mutua esclusione (safety)

- ♦ **Definizione**

- ♦ l'accesso ad una risorsa si dice *mutualmente esclusivo* se ad ogni istante, al massimo un processo può accedere a quella risorsa

- ♦ **Esempi da considerare:**

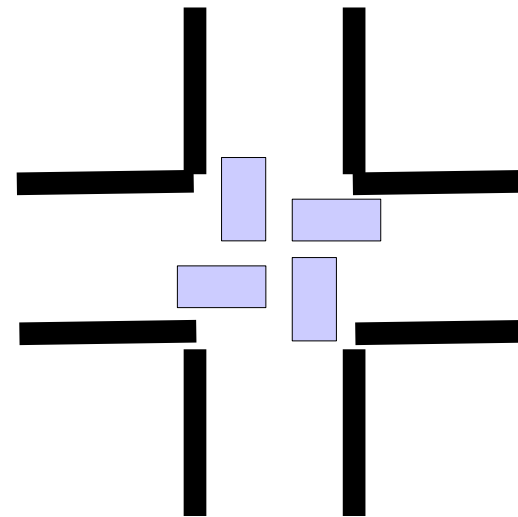
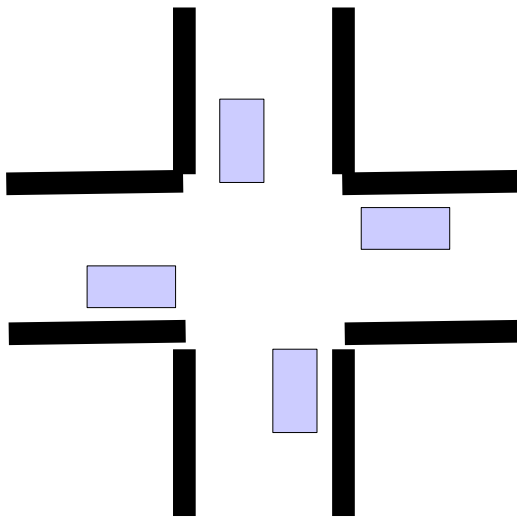
- ♦ due processi che vogliono accedere contemporaneamente a una stampante
- ♦ due processi che cooperano scambiandosi informazioni tramite un buffer condiviso
- ♦ Due processi che devono aggiornare la variabile condivisa *totale* (v. lucidi precedenti)

Deadlock

- ♦ **Considerazioni:**

- ♦ la mutua esclusione permette di risolvere il problema della non interferenza
- ♦ ma può causare il blocco permanente dei processi
- ♦ La assenza di deadlock è una proprietà di safety

- ♦ **Esempio: incrocio stradale**



Deadlock (stallo)

- ♦ **Esempio:**

- ♦ siano \mathbf{R}_1 e \mathbf{R}_2 due risorse
- ♦ siano \mathbf{P}_1 e \mathbf{P}_2 due processi che devono accedere a \mathbf{R}_1 e \mathbf{R}_2 contemporaneamente, prima di poter terminare il programma
- ♦ supponiamo che il S.O. assegni \mathbf{R}_1 a \mathbf{P}_1 , e \mathbf{R}_2 a \mathbf{P}_2
- ♦ i due processi sono bloccati in attesa circolare

- ♦ **Si dice che \mathbf{P}_1 e \mathbf{P}_2 sono in deadlock**

- ♦ è una condizione da evitare
- ♦ è definitiva
- ♦ nei sistemi reali, se ne può uscire solo con metodi "distruttivi", ovvero uccidendo i processi, riavviando la macchina, etc.

Starvation

- ♦ **Considerazioni:**

- ♦ il deadlock è un problema che coinvolge tutti i processi che utilizzano un certo insieme di risorse
- ♦ esiste anche la possibilità che un processo non possa accedere ad un risorsa perché "sempre occupata"
- ♦ L'assenza di starvation è una proprietà di liveness

- ♦ **Esempio**

- ♦ se siete in coda ad uno sportello e continuano ad arrivare "furbi" che passano davanti, non riuscirete mai a parlare con l'impiegato/a

Starvation

- ♦ **Esempio**

- ♦ sia **R** una risorsa
- ♦ siano **P₁**, **P₂**, **P₃** tre processi che accedono periodicamente a **R**
- ♦ supponiamo che **P₁** e **P₂** si alternino nell'uso della risorsa
- ♦ **P₃** non può accedere alla risorsa, perché utilizzata in modo esclusivo da **P₁** e **P₂**

- ♦ **Si dice che P3 è in *starvation***

- ♦ a differenza del deadlock, non è una condizione definitiva
- ♦ è possibile uscirne, basta adottare un'opportuna politica di assegnamento
- ♦ è comunque una situazione da evitare

Riassunto

- ♦ **Nei prossimi lucidi:**
 - ♦ vedremo quali tecniche possono essere utilizzate per garantire mutua esclusione e assenza di deadlock e starvation
 - ♦ prima però vediamo di capire esattamente quando due o più processi possono interferire

Azioni atomiche

- ♦ **Definizione**

- ♦ le azioni atomiche vengono compiute in modo indivisibile
- ♦ soddisfano la condizione: o tutto o niente

- ♦ **Nel caso di parallelismo reale:**

- ♦ si garantisce che l'azione non interferisca con altri processi durante la sua esecuzione

- ♦ **Nel caso di parallelismo apparante**

- ♦ l'avvicendamento (*context switch*) fra i processi avviene *prima* o *dopo* l'azione, che quindi non può interferire

Azioni atomiche - Esempi

- ♦ Le singole istruzioni del linguaggio macchina sono atomiche
- ♦ **Esempio:** `sw $a0, ($t0)` store word → sw
- ♦ **Nel caso di parallelismo apparente:**
 - ♦ il meccanismo degli interrupt (su cui è basato l'avvicendamento dei processi) garantisce che un interrupt venga eseguito prima o dopo un'istruzione, mai "durante"
- ♦ **Nel caso di parallelismo reale:**
 - ♦ anche se più istruzioni cercano di accedere alla stessa cella di memoria (quella puntata da `$t0`), la *politica di arbitraggio del bus* garantisce che una delle due venga servita per prima e l'altra successivamente

Azioni atomiche - Controesempi

- ♦ In generale, sequenze di istruzioni in linguaggio macchina non sono azioni atomiche
- ♦ Esempio:

lw \$t0, (\$a0)

add \$t0, \$t0, \$a1

sw \$t0, (\$a0)

- ♦ Attenzione:
 - ♦ le singole istruzioni in linguaggio macchina sono atomiche
 - ♦ le singole istruzioni in assembly possono non essere atomiche
 - ♦ esistono le pseudoistruzioni!

*linguaggio macchina
≠ istruzioni assembly*

Azioni atomiche

macchina RISC

parte bassa 0 parte alta del numero

- ♦ **E nel linguaggio C?**

- ♦ Dipende dal processore
- ♦ Dipende dal codice generato dal compilatore

- ♦ **Esempi**

- ♦ **a=0; /* int a */**

questo statement è atomico; la variabile a viene definita come un intero di lunghezza "nativa" e inizializzata a 0

- ♦ **a=0; /* long long a */**

questo statement non è atomico, in quanto si tratta di porre a zero una variabile a 64 bit; questo può richiedere più istruzioni

- ♦ **a++;**

anche questo statement in generale non è atomico, ma dipende dalle istruzioni disponibili in linguaggio macchina

Azioni atomiche

- ♦ **E nei compiti di concorrenza?**

- ♦ Assumiamo che in ogni istante, vi possa essere al massimo un accesso alla memoria alla volta

- ♦ Questo significa che operazioni tipo:

- ♦ aggiornamento di una variabile
- ♦ incremento di una variabile
- ♦ valutazione di espressioni
- ♦ etc.

non sono atomiche

- ♦ Operazioni tipo:

- ♦ assegnamento di un valore costante ad una variabile

sono atomiche

Azioni atomiche

- **Una notazione per le operazioni atomiche**

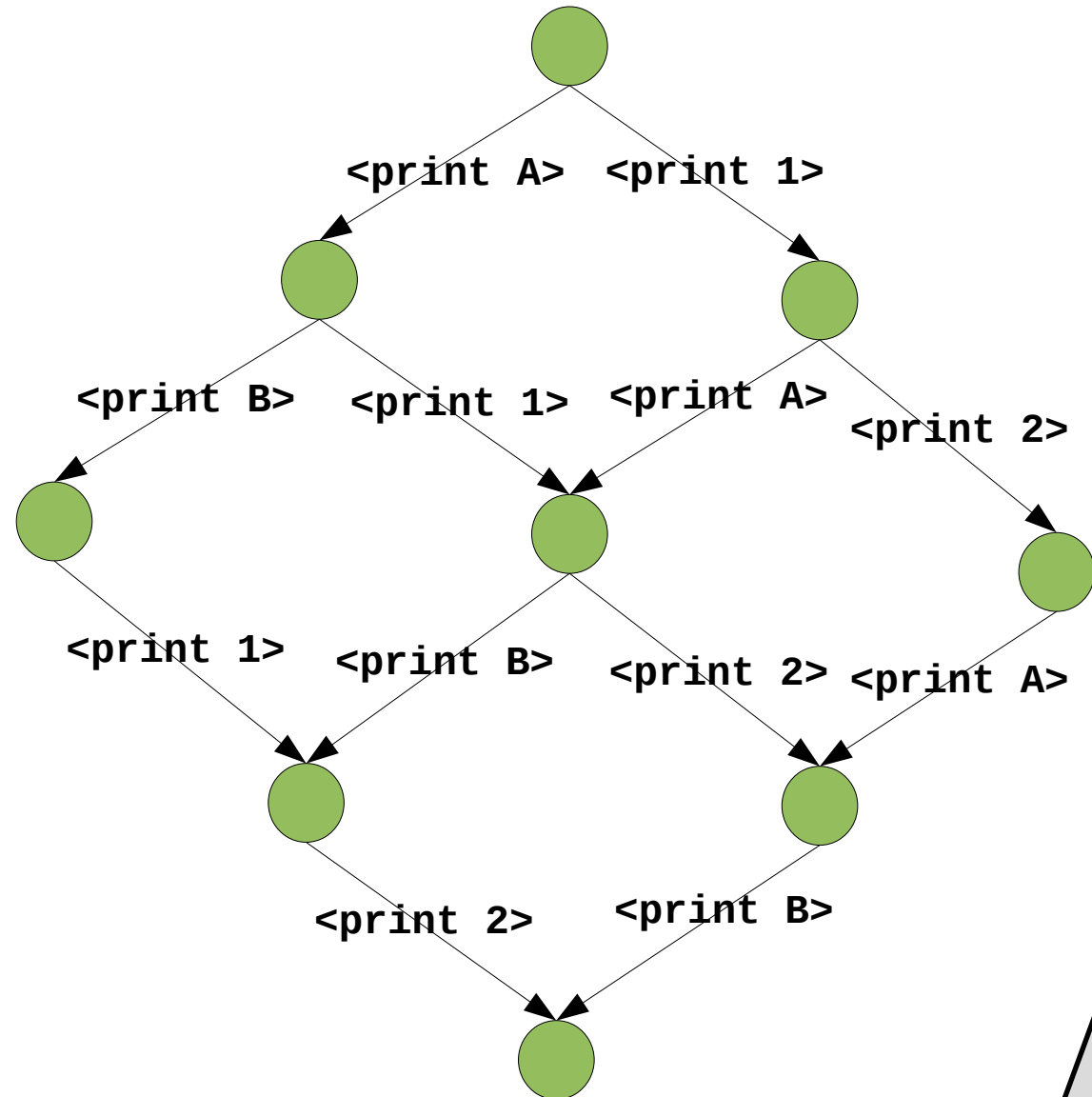
- Nel seguito, utilizzeremo la notazione <S> per indicare che lo statement S deve essere eseguito in modo atomico
- Esempio:
 - **< x = x + 1; >**
- È solo una definizione sintattica

Interleaving di azioni atomiche

- ♦ Cosa stampa questo programma?

```
process P {  
  <print A>  
  <print B>  
}  
process Q {  
  <print 1>  
  <print 2>  
}
```

*ogni percorso è
un output valido*



3. Sezioni critiche

"Non-interferenza"

- ♦ **Problema**

- ♦ Se le sequenze di istruzioni non vengono eseguite in modo atomico, come possiamo garantire la non-interferenza?

- ♦ **Idea generale**

- ♦ Dobbiamo trovare il modo di specificare che certe parti dei programmi sono "speciali", ovvero devono essere eseguite in modo atomico (senza interruzioni)
- ♦ Serve la mutua esclusione ma occorre che il meccanismo soddisfi anche altre proprietà...

Non basta la mutua esclusione,

Sezioni critiche

- ◆ **Definizione**

- ◆ La parte di un programma che utilizza una o più risorse condivise viene detta sezione critica (*critical section*, o *CS*)

- ◆ **Esempio**

```
process P1 {  
    a1 = read();  
    totale = totale + a1;  
}
```

```
process P2 {  
    a2 = read();  
    totale = totale + a2;  
}
```

- ◆ **Spiegazione:**

- ◆ La parte evidenziata è una sezione critica, in quanto accede alla risorsa condivisa **totale**; mentre **a1** e **a2** non sono condivise

Sezioni condivise

♦ Obiettivi

- ♦ Vogliamo garantire che le sezioni critiche siano eseguite in modo mutualmente esclusivo (atomico)
- ♦ Vogliamo evitare situazioni di blocco, sia dovute a deadlock sia dovute a starvation
- ♦ Vogliamo evitare attese non necessarie
 - ♦ Un processo può far attendere altri processi **solo** se questi ultimi devono usare una sezione critica attualmente occupata dal primo.

Sezioni critiche

Guida galattica per Autostoppisti
-lpthread

- **Sintassi:**

- `[enter cs]` indica il punto di inizio di una sezione critica
- `[exit cs]` indica il punto di fine di una sezione critica

MUTUA ESCLUSIONE
NO STARVATION
NO DEADLOCK
NO RITARDI NON NECESSARI

- **Esempio:**

`x := 0`

Process P

`[enter cs]; x = x+1; [exit cs];`

Process Q

`[enter cs]; x = x+1; [exit cs];`

far xF

incertezza correttezza
certezza errore

Sezioni critiche

- ♦ **Esempio:**
 - Process P**
`val = rand();`
`a = a + val;`
`b = b + val`
 - Process Q**
`val = rand();`
`a = a * val;`
`b = b * val;`
- ♦ **Perchè abbiamo bisogno di costrutti specifici?**
 - ♦ Perchè il S.O. non può capire da solo cosa è una sezione critica e cosa non lo è
- ♦ **In questo programma:**
 - ♦ Vorremmo garantire che **a** sia sempre uguale a **b** (*invariante*)
- ♦ **Soluzione 1:**
 - ♦ Lasciamo fare al sistema operativo...
 - ♦ Ma il S.O. non conosce l'invariante
 - ♦ L'unica soluzione possibile per il S.O. è non eseguire i due processi in parallelo
 - ♦ Ma così perdiamo i vantaggi!

Sezioni critiche

- **Esempio:**

Process P

```
val = rand();  
[enter cs]  
a = a + val;  
b = b + val  
[exit cs]
```

Process Q

```
val = rand();  
[enter cs]  
a = a * val;  
b = b * val;  
[exit cs]
```

- **In questo programma:**

- Vorremmo garantire che **a** sia sempre uguale a **b** (*invariante*)
- **Soluzione 2:**
 - Indichiamo al S.O. cosa può essere eseguito in parallelo
 - Indichiamo al S.O. cosa deve essere eseguito in modo atomico, altrimenti non avremo consistenza

Sezioni critiche

- ◆ **Problema della CS**

- ◆ Si tratta di realizzare **N** processi della forma

```
process Pi { /* i=1...N */  
    while (true) {  
        [enter cs]  
        critical section  
        [exit cs]  
        non-critical section  
    }  
}
```

in modo che valgano le seguenti proprietà:

Sezioni critiche

- ♦ **Perché il problema delle CS è espresso in questa forma?**
 - ♦ Perché descrive in modo generale un insieme di processi, ognuno dei quali può ripetutamente entrare e uscire da una sezione critica
- ♦ **Dobbiamo fare un'assunzione:**
 - ♦ Se un processo entra in una critical section, prima o poi ne uscirà
 - ♦ Ovvero, un processo può terminare solo fuori dalla sua sezione critica

Sezioni critiche

♦ Requisiti per le CS

- Safety*
- 1) *Mutua esclusione* (evitiamo Race Condition)
 - Solo un processo alla volta deve essere all'interno della CS, fra tutti quelli che hanno una CS per la stessa risorsa condivisa
 - 2) *Assenza di deadlock*
 - Uno scenario in cui tutti i processi restano bloccati definitivamente non è ammissibile
- Liveness*
- 3) *Assenza di delay non necessari*
 - Un processo fuori dalla CS non deve ritardare l'ingresso della CS da parte di un altro processo
 - 4) *Eventual entry (assenza di starvation)*
 - Ogni processo che lo richiede, prima o poi entra nella CS

Sezioni critiche - Possibili approcci

♦ Approcci software

- ♦ la responsabilità cade sui processi che vogliono accedere ad un oggetto distribuito *si può fare solo software ma sono complessi e scomodi*
- ♦ problemi
 - ♦ soggetto ad errori!
 - ♦ vedremo che è costoso in termini di esecuzione (busy waiting)
- ♦ interessante dal punto di vista didattico

♦ Approcci hardware *usati dal Kernel, S.O.*

- ♦ utilizza istruzioni speciali del linguaggio m., progettate apposta *per creare meccanismi per creare programmi concorrenti a liv utente.*
- ♦ efficienti
- ♦ problemi
 - ♦ non sono adatti come soluzioni general-purpose

Sezioni critiche - Possibili approcci

- ♦ **Approcci basati su supporto nel S.O. o nel linguaggio**
 - ♦ la responsabilità di garantire la mutua esclusione ricade sul S.O. o sul linguaggio (e.g. Java)
- ♦ **Esempi**
 - ♦ Semafori
 - ♦ Monitor
 - ♦ Message passing

mattoncini per costruire le soluzioni dei problemi

Algoritmo di Dekker

- ♦ **Dijkstra (1965)**
 - ♦ Riporta un algoritmo basato per la mutua esclusione
 - ♦ Progettato dal matematico olandese *Dekker*
 - ♦ Nell'articolo, la soluzione viene sviluppata in fasi
 - ♦ Seguiremo anche noi questo approccio

Tentativo 1

violata 25 settembre 2021
non necessario

```
shared int turn = P;
```

```
process P {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        while (turn == Q)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        turn = Q;  
        non-critical section  
    }  
}
```

```
process Q {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        while (turn == P)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        turn = P;  
        non-critical section  
    }  
}
```

• Note

- la variabile **turn** è condivisa
- può essere acceduta solo da un processo alla volta (in lettura o scrittura)
- il controllo iterativo su una condizione di accesso viene detto *busy waiting*

Tentativo 1

- ♦ **La soluzione proposta è corretta?**
- ♦ **Problema:**
 - ♦ Non rispetta il requisito 3: **assenza di delay non necessari**
 - ♦ "Un processo fuori dalla CS non deve ritardare l'ingresso nella CS da parte di un altro processo"

Tentativo 1 - Problema

- ♦ **Si consideri questa esecuzione:**
 - ♦ **P** entra nella sezione critica
 - ♦ **P** esce dalla sezione critica
 - ♦ **P** cerca di entrare nella sezione critica
 - ♦ **Q** è molto lento; fino a quando **Q** non entra/esce dalla CS, **P** non può entrare

Tentativo 2

Viola Mutua Esclusione

```
shared boolean inp = false; shared boolean inq = false;
```

```
process P {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        while (inq)  
            ; /* do nothing */  
        inp = true;  
        critical section  
        inp = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

```
process Q {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        while (inp)  
            ; /* do nothing */  
        inq = true;  
        critical section  
        inq = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

• Note

- ogni processo è associato ad un flag
- ogni processo può esaminare il flag dell'altro, ma non può modificarlo

Tentativo 2

- ♦ **La soluzione proposta è corretta?**
- ♦ **Problema:**
 - ♦ Non rispetta il requisito 1: *mutua esclusione*
 - ♦ " solo un processo alla volta deve essere all'interno della CS "

Tentativo 2 - Problema

- ♦ **Si consideri questa esecuzione:**
 - ♦ P attende fino a quando **inq=false**; vero dall'inizio, passa
 - ♦ Q attende fino a quando **inp=false**; vero dall'inizio, passa
 - ♦ P **inp = true;**
 - ♦ P entra nella critical section
 - ♦ Q **inq = true;**
 - ♦ Q entra nella critical section

proviamo ad assegnare la variabile prima del controllo (il controllo di T2)

Tentativo 3

DEADLOCK

```
shared boolean inp = false; shared boolean inq = false;
```

```
process P {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        inp = true;  
        while (inq)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        inp = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

```
process Q {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        inq = true;  
        while (inp)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        inq = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

- **Note**

- Nel tentativo precedente, il problema stava nel fatto che era possibile che un context switch occorresse tra il controllo sul flag dell'altro processo e la modifica del proprio. Abbiamo trovato una soluzione?

Tentativo 3

- ♦ **La soluzione proposta è corretta?**
- ♦ **Problema:**
 - ♦ Non rispetta il requisito 2: *assenza di deadlock*
 - ♦ "Uno scenario in cui tutti i processi restano bloccati definitivamente non è ammissibile"

Tentativo 3 - Problema

- ♦ **Si consideri questa esecuzione:**
 - ♦ P `inp = true;`
 - ♦ Q `inq = true;`
 - ♦ P attende fino a quando **`inq=false`**; bloccato
 - ♦ Q attende fino a quando **`inq=false`**; bloccato

il problema è che rimaniamo nel while quindi: "lasciamo il passo"

Tentativo 4

STARVATION

unisano

```
shared boolean inp = false; shared boolean inq = false;
```

```
process P {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        inp = true;  
        while (inq) {  
            inp = false;  
            /* delay */  
            inp = true;  
        }  
        critical section  
        inp = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

```
process Q {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        inq = true;  
        while (inp) {  
            inq = false;  
            /* delay */  
            inq = true;  
        }  
        critical section  
        inq = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

Tentativo 4

- ♦ **Che sia la volta buona?**
- ♦ **Problema 1**
 - ♦ Non rispetta il requisito 4: *eventual entry*
 - ♦ " ogni processo che lo richiede, prima o poi entra nella CS "

Tentativo 4 - Problema

- ♦ Si consideri questa esecuzione:

- ♦ P `inp = true;`
- ♦ Q `inq = true;`
- ♦ P verifica `inq`
- ♦ Q verifica `inp`
- ♦ P `inp = false;`
- ♦ Q `inq = false;`

- ♦ Note

- ♦ questa situazione viene detta "*livelock*", o situazione di "*mutua cortesia*"
- ♦ difficilmente viene sostenuta a lungo, però è da evitare...
- ♦ ... anche per l'uso dell'attesa come meccanismo di sincronizzazione

Riassumendo - una galleria di {e|o}rri

- ♦ **Tentativo 1**

- ♦ L'uso dei turni permette di evitare problemi di deadlock e mutua esclusione, ma non va bene in generale

- ♦ **Tentativo 2**

- ♦ "verifica di una variabile + aggiornamento di un'altra" non sono operazioni eseguite in modo atomico

- ♦ **Tentativo 3**

- ♦ il deadlock è causato dal fatto che entrambi i processi insistono nella loro richiesta di entrare nella CS - *in modo simmetrico*

- ♦ **Tentativo 4**

- ♦ il livelock è causato dal fatto che entrambi i processi lasciano il passo all'altro processo - *in modo simmetrico*

Riassumendo

- ♦ **Quali caratteristiche per una soluzione?**
 - ♦ il meccanismo dei turni del tentativo 1 è ideale per "rompere la simmetria" dei tentativi 3 e 4
 - ♦ il meccanismo di "prendere l'iniziativa" del tentativo 3 è ideale per superare la stretta alternanza dei turni del tentativo 1
 - ♦ il meccanismo di "lasciare il passo" del tentativo 4 è ideale per evitare situazioni di deadlock del tentativo 2

Algoritmo di Dekker

*2 tentativi dopo di che prima ci aiutano a intuire cosa funziona
Se ne abbiamo bisogno entrambi (non sempre) facciamo a turni.*

```
shared int turn = P; //rottura della simmetria  
shared boolean needp = false; shared boolean needq = false;
```

```
process P {  
  while (true) {  
    /* entry protocol */  
    needp = true;  
    while (needq)  
      if (turn == Q) {  
        needp = false;  
        while (turn == Q) ; /* do nothing */  
        needp = true;  
      }  
    critical section  
    needp = false; turn = Q;  
    non-critical section  
  }  
}
```

```
process Q {  
  while (true) {  
    /* entry protocol */  
    needq = true;  
    while (needp)  
      if (turn == P) {  
        needq = false;  
        while (turn == P) ; /* do nothing */  
        needq = true;  
      }  
    critical section  
    needq = false; turn = P;  
    non-critical section  
  }  
}
```

Algoritmo di Dekker - Dimostrazione

- ♦ **Dimostrazione (mutua esclusione)**
 - ♦ per assurdo:
 - ♦ supponiamo che **P** e **Q** siano in CS contemporaneamente
 - ♦ poiché:
 - ♦ gli accessi in memoria sono esclusivi
 - ♦ per entrare devono almeno aggiornare / valutare entrambe le variabili **needp** e **needq**
 - uno dei due entra per primo; diciamo sia **Q**
senza perdere di generalità
 - **needq** sarà **true** fino a quando **Q** non uscirà dal ciclo
 - poiché **P** entra nella CS mentre **Q** è nella CS, significa che esiste un istante temporale in cui **needq** = **false** e **Q** è in CS
 - ASSURDO!

Algoritmo di Dekker - Dimostrazione

- ♦ **Dimostrazione (assenza di deadlock)**
 - ♦ per assurdo
 - ♦ supponiamo che né **P** né **Q** possano entrare in CS
 - **P** e **Q** devono essere bloccati nel primo **while**
 - esiste un istante **t** dopo di che **needp** e **needq** sono sempre **true**
 - ♦ supponiamo (senza perdita di gen.) che all'istante **t**, **turn** = **Q**
 - ♦ l'unica modifica a **turn** può avvenire solo quando **Q** entra in CS
 - dopo **t**, **turn** resterà sempre uguale a **Q**
 - ♦ **P** entra nel primo ciclo, e mette **needp** = **false**
 - ♦ ASSURDO!

Algoritmo di Dekker - Dimostrazione

- ♦ **Dimostrazione (assenza di ritardi non necessari)**
 - ♦ se **Q** sta eseguendo codice non critico, allora **needq = false**
primo while esterno
 - ♦ allora **P** può entrare nella CS
- ♦ **Dimostrazione (assenza di starvation)**
 - ♦ se **Q** richiede di accedere alla CS
 - ♦ **needq = true**
 - ♦ se **P** sta eseguendo codice non critico:
 - ♦ **Q** entra
 - ♦ se **P** sta eseguendo il resto del codice (CS, entrata, uscita)
 - ♦ prima o poi ne uscirà e metterà il turno a **Q**
 - ♦ **Q** potrà quindi entrare

Algoritmo di Peterson

P e Q numero processi arbitrario

- ♦ **Peterson (1981)** *+compatta*
 - ♦ più semplice e lineare di quello di Dijkstra / Dekker
 - ♦ più facilmente generalizzabile al caso di processi multipli

Algoritmo di Peterson

usa un solo while

il Turno viene stabilito prima

```
shared boolean needp = false;  
shared boolean needq = false;  
shared int turn;
```

```
process P {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        needp = true;  
        turn = Q;  
        while (needq && turn != P)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        needp = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```

```
process Q {  
    while (true) {  
        /* entry protocol */  
        needq = true;  
        turn = P;  
        while (needp && turn != Q)  
            ; /* do nothing */  
        critical section  
        needq = false;  
        non-critical section  
    }  
}
```


Algoritmo di Peterson - Dimostrazione

- ♦ **Dimostrazione (mutua esclusione)**
 - ♦ supponiamo che P sia entrato nella sezione critica
 - ♦ vogliamo provare che Q non può entrare
 - ♦ sappiamo che $\text{needP} == \text{true}$
 - ♦ Q entra solo se $\text{turn} = Q$ quando esegue il while
 - ♦ si consideri lo stato al momento in cui P entra nella critical section
 - ♦ due possibilità: $\text{needq} == \text{false}$ or $\text{turn} == P$
 - ♦ se $\text{needq} == \text{false}$, Q doveva ancora eseguire $\text{needq} == \text{true}$, e quindi lo eseguirà dopo l'ingresso di P e porrà $\text{turn} = P$, precludendosi la possibilità di entrare
 - ♦ se $\text{turn} == P$, come sopra;

Algoritmo di Peterson - Dimostrazione

• Dimostrazione (assenza di deadlock)

- supponiamo che per assurdo che **P** voglia entrare nella CS e sia bloccato nel suo ciclo **while**

- questo significa che:

- **needp = true, needq = true, turn = Q** per sempre

turn = P

- ~~possono darsi tre casi:~~
 - ~~**Q** non vuole entrare in CS~~
 - impossibile, visto che **needq = true**
 - ~~**Q** è bloccato nel suo ciclo while~~
 - impossibile, visto che **turn = Q**
 - ~~**Q** è nella sua CS e ne esce (prima o poi)~~
 - impossibile, visto che prima o poi **needq** assumerebbe il valore **false**

*turn non può avere due valori
(aggiornare il lucido che il prof ha scritto)*

Algoritmo di Peterson - Dimostrazione

- ♦ **Dimostrazione (assenza di ritardi non necessari)**
 - ♦ se **Q** sta eseguendo codice non critico, allora **needq = false**
 - ♦ allora **P** può entrare nella CS
- ♦ **Dimostrazione (assenza di starvation)**
 - ♦ simile alla dimostrazione di assenza di deadlock
 - ♦ aggiungiamo un caso in fondo:
 - ♦ **Q** continua ad entrare ed uscire dalla sua CS, prevenendo l'ingresso di **P**
 - ♦ impossibile poiché
 - ♦ quando **Q** prova ad entrare nella CS pone **turn = P**
 - ♦ poiché **needp = true**
 - ♦ quindi **Q** deve attendere che **P** entri nella CS

Algoritmo di Peterson – Generalizzazione per N processi

```
shared int[] stage = new int[N]; /* 0-initialized */
shared int[] last = new int[N]; /* 0-initialized */

process Pi {          /* i = 0...N-1 */
    while (true) {
        /* Entry protocol */
        for (int j=0; j < N; j++) {
            stage[i] = j; last[j] = i;
            for (int k=0; k < N; k++) {
                if (i != k)
                    while (stage[k] >= stage[i] && last[j] == i)
                        ;
            }
        }
        critical section
        stage[i] = 0;
        non-critical section
    }
}
```

Algoritmo di Peterson – Generalizzazione per N processi

- ♦ **Dimostrazione: per esercizio...**

Riassumendo...

- ♦ **Le soluzioni software**
 - ♦ permettono di risolvere il problema delle critical section
- ♦ **Problemi**
 - ♦ sono tutte basate su busy waiting *è inefficiente!*
 - ♦ busy waiting spreca il tempo del processore
 - ♦ è una tecnica che non dovrebbe essere utilizzata!
 - *Sono difficili da generalizzare.*

Soluzioni Hardware

- ♦ **E se modificassimo l'hardware?**
 - ♦ le soluzioni di Dekker e Peterson prevedono come uniche istruzioni atomiche le operazioni di Load e Store
 - ♦ si può pensare di fornire alcune istruzioni hardware speciali per semplificare la realizzazione di sezioni critiche

Disabilitazione degli interrupt

ogni processore ha
la disattivazione
dei SOO1
interrupt (sono
legati a 1 processore)

♦ Idea

(monoprocessore) → soprattutto
primaz

- nei sistemi uniprocessore, i processi concorrenti vengono "alternati" tramite il meccanismo degli interrupt

- allora facciamone a meno!

♦ Esempio:

```
process P {  
  while (true) {  
    disable interrupt  
    critical section  
    enable interrupt  
    non-critical section  
  }  
}
```

Non possiamo darli in mano ai
processi utente!

1 processore

Non Funziona x
multiprocessore

può essere fatto solo
dal Kernel non
è sicuro farlo fare
al programmatore.

Disabilitazione degli interrupt

- ♦ **Problemi**

- ♦ il S.O. deve lasciare ai processi la responsabilità di riattivare gli interrupt
 - ♦ altamente pericoloso!
- ♦ riduce il grado di parallelismo ottenibile dal processore

- ♦ **Inoltre:**

- ♦ non funziona su sistemi multiprocessore

Test & Set

- ♦ Istruzioni speciali
 - ♦ istruzioni che realizzano due azioni in modo atomico
 - ♦ esempi
 - ♦ lettura e scrittura
 - ♦ test e scrittura
 - ♦ Le (quasi) sezioni critiche realizzate con istruzioni speciali vengono chiamate **spinlock**
- ♦ Test & Set
 - ♦ $TS(x, y) := \langle y = x ; x = 1 \rangle$
 - ♦ spiegazione
 - ♦ ritorna in **y** il valore precedente di **x**
 - ♦ assegna 1 ad **x**

Test & Set

lock 0 → CS libera
lock 1 → CS occupata

$TS(x, y) = \langle y = x, x = 1 \rangle$
lock vp

```
shared lock=0;
process P {
  int vp;
  while (true) {
    do {
      TS(lock, vp);
    } while (vp);
    critical section
    lock=0;
    non-critical section
  }
}
process Q {
  int vp;
  while (true) {
    do {
      TS(lock, vp);
    } while (vp);
    critical section
    lock=0;
    non-critical section
  }
}
```

- **Mutua esclusione**

- entra solo chi riesce a settare per primo il lock

- **No deadlock**

- il primo che esegue TS entra senza problemi

- **No unnecessary delay**

- un processo fuori dalla CS non blocca gli altri

- **No starvation**

- No, se non assumiamo qualcosa di più

Altre istruzioni possibili

— atomic ^{ricerca su google} gcc atomic test & set "
gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/...

- test&set non è l'unica istruzione speciale
- altri esempi:

- fetch&set
- compare&swap
- etc.

SWAP atomico

CS_ENTER

v

do

v = 1

aswap(v, lock)

while(v)

LOCK = Ø

CS_EXIT

LOCK = Ø

TS
in maniera
atomica
2 operazioni:

$f(x) = \langle \text{return } x \neq 2 \rangle$

CS_ENTER

V

do

$V = f(\text{Lock})$

while $(V == \emptyset)$

$V \neq 1$

Lock = 2
libera

CS_EXIT

Lock = 2

la nostra var venga acceduta solo dalla
funzione atomica.

$$g(x, y) = \langle x + = z ; y = \emptyset \rangle$$

NON PUÒ ESSERE USATA PER CREARE CS.

poiché non posso scegliere né
x né y come decisione se la
CS è occupata. x cambia
indipendentemente da y.

Riassumendo...

- ♦ **Vantaggi delle istruzioni speciali hardware**

- ♦ sono applicabili a qualsiasi numero di processi, sia su sistemi monoprocesore che in sistemi multiprocessori
- ♦ semplice e facile da verificare
- ♦ può essere utilizzato per supportare sezioni critiche multiple; ogni sezione critica può essere definita dalla propria variabile

- ♦ **Svantaggi**

- ♦ si utilizza ancora busy-waiting
- ♦ i problemi di starvation non sono eliminati
Ci può essere il processo sfortunato
- ♦ sono comunque complesse da programmare

RISC vs CISC

LL load link

SC store conditional

NON ci sono
hardware per fare
atomicamente

quindi viene fatto
con LL SC

in cui SC fallisce
se è avvenuto qualcosa
tra LL e SC

SPIN — LOCK

Riassumendo...

- ♦ **Vorremmo dei paradigmi**
 - ♦ che siano implementabili facilmente
 - ♦ consentano di scrivere programmi concorrenti in modo non troppo complesso

4. Semafori

Semafori - Introduzione



- ♦ **Nei prossimi lucidi**

- ♦ vedremo alcuni meccanismi dei S.O. e dei linguaggi per facilitare la scrittura di programmi concorrenti

- ♦ **Semafori**

- ♦ il nome indica chiaramente che si tratta di un paradigma per la sincronizzazione (così come i semafori stradali sincronizzano l'occupazione di un incrocio)

- ♦ **Un po' di storia**

- ♦ Dijkstra, 1965: Cooperating Sequential Processes
- ♦ Obiettivo:
 - ♦ descrivere un S.O. come una collezione di processi sequenziali che cooperano
 - ♦ per facilitare questa cooperazione, era necessario un meccanismo di sincronizzazione facile da usare e "pronto all'uso"

Semafori - Definizione

- ♦ **Principio base**

- ♦ due o più processi possono cooperare attraverso semplici segnali, in modo tale che un processo possa essere bloccato in specifici punti del suo programma finché non riceve un segnale da un altro processo

- ♦ **Definizione**

- ♦ E' un tipo di dato astratto per il quale sono definite due operazioni:
- ♦ **V** (*dall'olandese verhogen*):
viene invocata per inviare un segnale, quale il verificarsi di un evento o il rilascio di una risorsa
- ♦ **P** (*dall'olandese proberen*): ^{alcuni autori dicono che intendeva `PASSEREN`}
viene invocata per attendere il segnale (ovvero, per attendere un evento o il rilascio di una risorsa)

Semafori - Descrizione informale

- **Descrizione informale:**

- un semaforo può essere visto come una variabile intera
- questa variabile viene inizializzata ad un valore non negativo
- l'operazione **P**
 - attende che il valore del semaforo sia positivo
 - decrementa il valore del semaforo
- l'operazione **V**
 - incrementa il valore del semaforo

- **Nota:**

- le azioni **P** e **V** sono atomiche;

```
class Semaphore {  
    semaphore(int v);  
    void P(void);  
    void V(void);  
}
```

Semaforo - Invariante

Sempre vero

init nP nV

invariante $nP \leq \text{init} + nV$

• Siano

- n_P il numero di operazioni **P** completate
- n_V il numero di operazioni **V** completate
- **init** il valore iniziale del semaforo

$$\boxed{\text{init} + nV - nP} \geq 0$$

il valore del semaforo

• Vale il seguente invariante:

- $n_P \leq n_V + \text{init}$

• In altre parole, detto **valore del semaforo**: $n_V + \text{init} - n_P$

- il valore del semaforo deve sempre essere non negativo (≥ 0)

• Due casi d'uso:

- *eventi* (**init** = 0) *sincronizzazione*
 - il numero di eventi "consegnati" deve essere *non superiore* al numero di volte che l'evento si è verificato
- *risorse* (**init** > 0)
 - il numero di richieste soddisfatte non deve essere superiore al numero iniziale di risorse + il numero di risorse restituite

il semaforo ha memoria

Semafori - Implementazione di CS

```
Semaphore s = new Semaphore(1);
```

```
process P {
```

```
  while (true) {
```

```
    s.P();
```

```
    critical section
```

```
    s.V();
```

```
    non-critical section
```

```
  }
```

```
}
```

- **Dimostrare che le proprietà sono rispettate**

- mutua esclusione, assenza di deadlock, assenza di starvation,

{ assenza di ritardi non necessari

↳ definizione di semaforo

"uno" non "quale" può essere sbloccato.



implementazione
Semafori
(FIFO)

Semafori - Politiche di gestione dei processi bloccati

- ♦ **Per ogni semaforo,**
 - ♦ Occorre mantenere una struttura dati contenente l'insieme dei processi sospesi
 - ♦ quando un processo deve essere svegliato, è necessario selezionare uno dei processi sospesi
- ♦ **Semafori FIFO / fair** *leale* *fairplay*
 - ♦ politica first-in, first-out
 - ♦ il processo che è stato sospeso più a lungo viene svegliato per primo
 - ♦ è una politica fair, che garantisce assenza di starvation
 - ♦ la struttura dati è una coda

Semafori - Politiche di gestione dei processi bloccati

- ♦ **Semafori generali**

- ♦ se non viene specificata l'ordine in cui vengono rimossi, i semafori possono dare origine a starvation

- ♦ **Nel seguito**

- ♦ se non altrimenti specificato, utilizzeremo sempre semafori FIFO

Semafori – Implementazione nei sistemi operativi

♦ Primitive P e V (da eseguire in una critical section)

```
void P() {  
    if (value > 0)  
        Value--;  
    else {  
        pid = <id del processo  
            che ha invocato P>;  
        queue.add(pid);  
        suspend(pid);  
    }  
}
```

Il process id del processo bloccato viene messo in una struttura d'attesa del semaforo

Con l'operazione **suspend**, il s.o mette il processo nello stato **waiting**
"lo togliamo dal filo del cuoco"

```
void V() {  
    if (queue.empty())  
        Value++;  
    else {  
        pid = queue.remove();  
        wakeup(pid);  
    }  
}
```

Il process id del processo da sbloccare viene selezionato (secondo una certa politica) dalla struttura **queue**

Con l'operazione **wakeup**, il S.O. mette il processo nello stato **ready**
"lo rimettiamo nel filo del cuoco"

Semafori - Implementazione

è necessario utilizzare una delle tecniche di critical section viste in precedenza

- tecniche software: Dekker, Peterson
- tecniche hardware: test&set, swap, etc.

```
void P() {  
    [enter CS]  
    if (value > 0)  
        value--  
    else {  
        int pid = <id del processo  
                    che ha invocato P>;  
        queue.enqueue(pid);  
        suspend(pid);  
    }  
    [exit CS]  
}
```

```
void V() {  
    [enter CS]  
    if (queue.empty())  
        value++  
    else {  
        int pid = queue.dequeue();  
        wakeup(pid);  
    }  
    [exit CS]  
}
```

Semafori - Implementazione

- ♦ **In un sistema uniprocessore**

- ♦ è possibile disabilitare/riabilitare gli interrupt all'inizio/fine di **P** e **V**
- ♦ note:
 - ♦ è possibile farlo perchè **P** e **V** sono implementate direttamente dal sistema operativo
 - ♦ l'intervallo temporale in cui gli interrupt sono disabilitati è molto breve
 - ♦ ovviamente, eseguire un'operazione **suspend** deve comportare anche la riabilitazione degli interrupt

- ♦ **In un sistema multiprocessore**

- ♦ è possibile disabilitare gli interrupt?
- ♦ No occorrono spinlock

Semafori - Vantaggi

- ♦ **Nota:**

- ♦ utilizzando queste tecniche, non abbiamo eliminato busy-waiting
- ♦ abbiamo però limitato busy-waiting alle sezioni critiche di **P** e **V**, e queste sezioni critiche sono molto brevi
- ♦ in questo modo
 - ♦ la sezione critica non è quasi mai occupata
 - ♦ busy waiting avviene raramente

up - incremento - V
down - decremento - P

[illegible]

*potenziale
busy waiting*

[illegible]

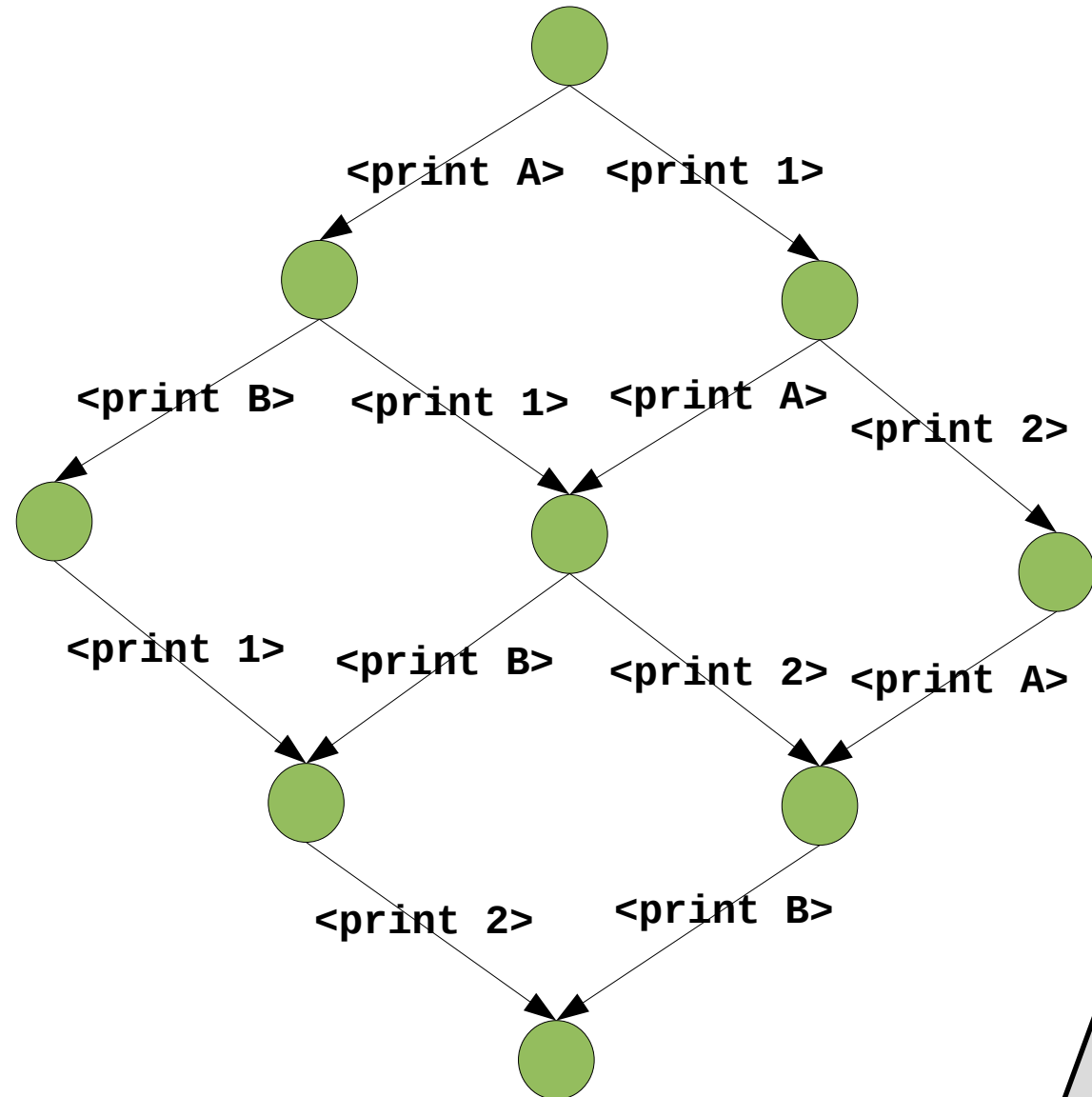
*potenziale
busy waiting*

/ potenziale
busy waiting

Interleaving di azioni atomiche

- ♦ Cosa stampa questo programma?
(Vi ricordate?)

```
process P {  
  <print A>  
  <print B>  
}  
process Q {  
  <print 1>  
  <print 2>  
}
```



Interleaving con semafori

se mettiamo
S2.P() e S1.P() è DEADLOCK!
S1.V() S2.V()
(invertiamo entrambi)

- Cosa stampa questo programma?

```
Semaphore s1 = new Semaphore(0);
```

```
Semaphore s2 = new Semaphore(0);
```

```
process P {
```

```
    <print A>
```

```
    s1.V()
```

```
    s2.P()
```

```
    <print B>
```

```
}
```

```
process Q {
```

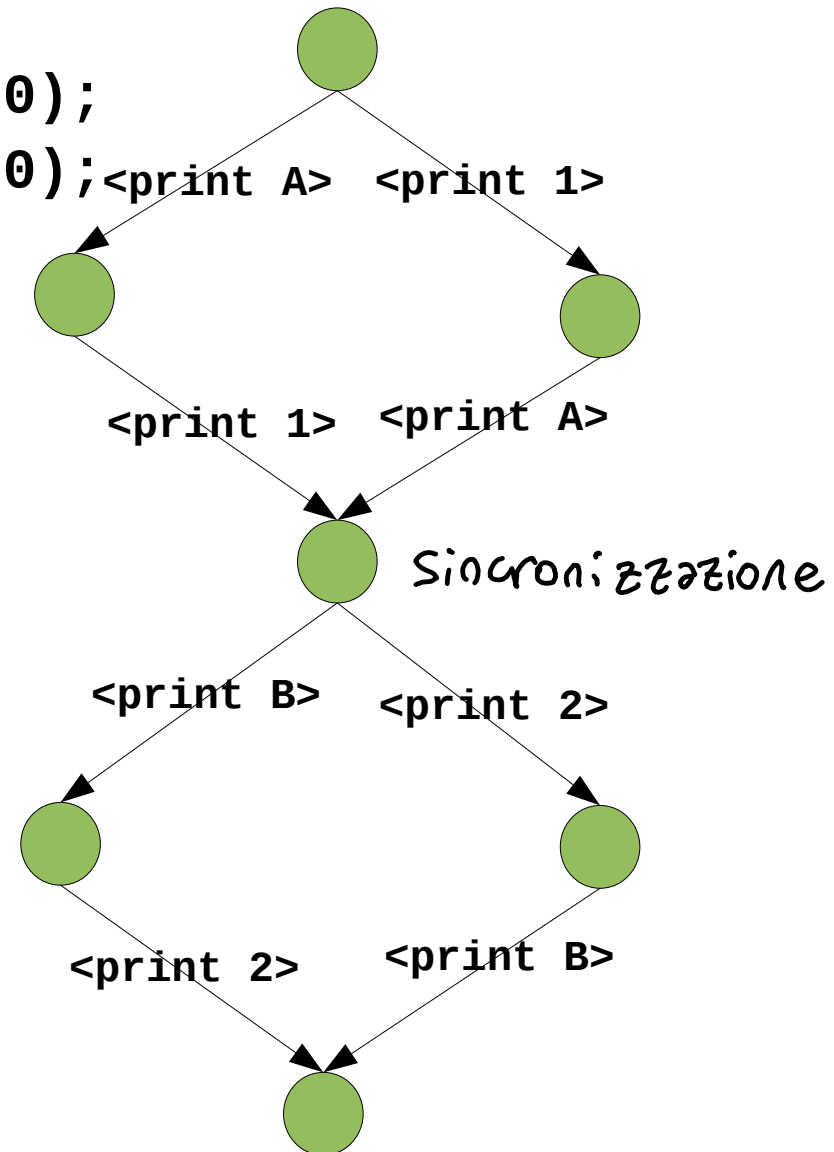
```
    <print 1>
```

```
    s2.V()
```

```
    s1.P()
```

```
    <print 2>
```

```
}
```



Semafori binari

$$0 \leq \boxed{\text{init} + nV - nP} \leq 1$$

*anche V
è bloccante!*

- ♦ **Definizione**

- ♦ variante dei semafori in cui il valore può assumere solo i valori 0 e 1

- ♦ **Cosa servono?**

- ♦ servono a garantire mutua esclusione, semplificando il lavoro del programmatore
- ♦ hanno lo stesso potere espressivo dei semafori "normali"

- ♦ **Invariante dei semafori binari:**

- ♦ $0 \leq n_v + \text{init} - n_p \leq 1$, oppure
- ♦ $0 \leq \text{s.value} \leq 1$

- ♦ **Nota:**

- ♦ molti autori considerano una situazione di errore un'operazione **V** su un semaforo binario che abbia già valore 1

Semafori binari – Implementazione nei sistemi operativi

```
class BinarySemaphore {
    private int value;
    Queue queue0 = new Queue();
    Queue queue1 = new Queue();
    BinarySemaphore() { value = 1; }
    void P() {
        [enter CS]
        int pid = <process id>;
        if (value == 0) {
            queue0.enqueue(pid);
            suspend(pid);
        } else if (queue1.size() > 0) {
            int pid = queue1.dequeue();
            wakeup(pid);
        } else
            value--;
        [exit CS]
    }
}
```

```
void V() {
    [enter CS]
    int pid = <process id>;
    if (value == 1) {
        queue1.enqueue(pid);
        suspend(pid);
    } else if (queue0.size() > 0) {
        int pid = queue0.dequeue();
        wakeup(pid);
    } else
        value++;
    [exit CS]
}
```

come utente (non come Kernel)

Semafori - Implementazione tramite semafori binari

- E' possibile utilizzare un semaforo binario per implementare un semaforo generale
 - un semaforo **mutex** per garantire mutua esclusione sulle variabili
 - un semaforo *privato* creato in allocazione dinamica per ogni processo che partecipa
 - una coda per garantire fairness

```
class Semaphore {
```

```
    private BinarySemaphore mutex(1);
```

```
    int value;    del semaforo generale
```

```
    QueueOfBinSem queue = new QueueOfBinSem();
```

```
    Semaphore(int v) {    // +fail if v < 0  
        value = v;
```

```
}
```

Semafori - Implementazione tramite semafori binari

```
void P() {  
    mutex.P();  
    if (value > 0) {  
        value--;  
        mutex.V();  
    } else {  
        S = new BinarySemaphore(0);  
        queue.enqueue(S);  
        mutex.V();  
        S.P();  
        free(S);  
    }  
}
```

rilascio
la mutex
prima di bloccarmi

```
void V() {  
    mutex.P();  
    if (queue.empty())  
        value++;  
    else {  
        BinarySemaphore s = queue.dequeue();  
        s.V();  
    }  
    mutex.V();  
}
```

Sincronizzazione

(è un puntatore)

Semafori binari - Implementazione tramite semafori

```
class BinarySemaphore {  
  
    private Semaphore s0, s1;  
    int value;  
  
    BinarySemaphore(int v) {    // +fail if v not in {0,1}  
        s0 = new semaphore(v)  
        s1 = new semaphore(1-v)  
    }  
    void P(void) {  
        s0.P();  
        s1.V();  
    }  
    void V(void) {  
        s1.P();  
        s0.V();  
    }  
}
```

Problemi classici

- ♦ **Esistono un certo numero di problemi "classici" della programmazione concorrente**
 - ♦ *produttore/consumatore* (producer/consumer)
 - ♦ *buffer limitato* (bounded buffer)
 - ♦ *filosofi a cena* (dining philosophers)
 - ♦ *lettori e scrittori* (readers/writers)
- ♦ **Nella loro semplicità**
 - ♦ rappresentano le interazioni tipiche dei processi concorrenti

Produttore/consumatore

♦ Definizione

- esiste un processo "produttore" **Producer** che genera valori (record, caratteri, oggetti, etc.) e vuole trasferirli a un processo "consumatore" **Consumer** che prende i valori generati e li "consuma"
- la comunicazione avviene attraverso una singola variabile condivisa

♦ Proprietà da garantire

- **Producer** non deve scrivere nuovamente l'area di memoria condivisa prima che **Consumer** abbia effettivamente utilizzato il valore precedente
- **Consumer** non deve leggere due volte lo stesso valore, ma deve attendere che **Producer** abbia generato il successivo
- assenza di deadlock

il producer può
produrre due volte
lo stesso valore

Produttore/consumatore - Implementazione

shared Object buffer;

Semaphore empty =
new Semaphore(1);

Semaphore full =
new Semaphore(0);

produttore:

PROD

CONS

val
"116"
buf
42
EMPTY = 1

FULL = 0

terminologia:
split binary semaphores

oppure "passing le baton"

```
process Producer {  
  while (true) {  
    Object val = produce();  
    empty.P();  
    buffer = val;  
    full.V();  
  }  
}
```

```
process Consumer {  
  while (true) {  
    full.P();  
    Object val = buffer;  
    empty.V();  
    consume(val);  
  }  
}
```

empty.P() }
:
Full.V() }
Full.P() }
:
empty.V()

2 sezioni critiche
che vanno avanti
alternativamente

Buffer limitato

buffer "sempre pieno"
audio

esempio CD
velocità continua,

disaccoppiare le velocità

Definizione

- è simile al problema del produttore / consumatore
- in questo caso, però, lo scambio tra produttore e consumatore non avviene tramite un singolo elemento, ma tramite un buffer di dimensione limitata, i.e. un vettore di elementi

Proprietà da garantire

- **Producer** non deve sovrascrivere elementi del buffer prima che **Consumer** abbia effettivamente utilizzato i relativi valori
- **Consumer** non deve leggere due volte lo stesso valore, ma deve attendere che **Producer** abbia generato il successivo
- assenza di deadlock
- assenza di starvation

Buffer limitato - Implementazione

non posso invertire le mutex
prima controllo accesso poi
mutua esclusione

```
Queue q(maxsize = SIZE);
```

```
Semaphore empty =
```

```
    new Semaphore(SIZE);
```

```
Semaphore full =
```

```
    new Semaphore(0);
```

```
Semaphore mutex =
```

```
    new Semaphore(1);
```

per proteggere
la struttura
condivisa

```
process Producer {
```

```
    while (true) {
```

```
        Object val = produce();
```

```
        empty.P();
```

```
        mutex.P();
```

```
        q.enqueue(val);
```

```
        mutex.V();
```

```
        full.V();
```

```
    }
```

```
}
```

```
process Consumer {
```

```
    while (true) {
```

```
        Object val;
```

```
        full.P();
```

```
        mutex.P();
```

```
        val = q.dequeue();
```

```
        mutex.V();
```

```
        empty.V();
```

```
        consume(val);
```

```
    }
```

```
}
```

produttore
consumatore

VAL

SIZE = 3
Queue MAX 3

consumer
val

EMPTY 3

FULL 0

MUTEX 1

Generalizzare gli approcci precedenti

- ♦ **Questione**

- ♦ è possibile utilizzare il codice del lucido precedente con produttori e consumatori multipli?

- ♦ **Caso 1: Produttore/Consumatore**

- ♦ è possibile che un valore sia sovrascritto?
- ♦ è possibile che un valore sia letto più di una volta?

- ♦ **Caso 2: Buffer limitato**

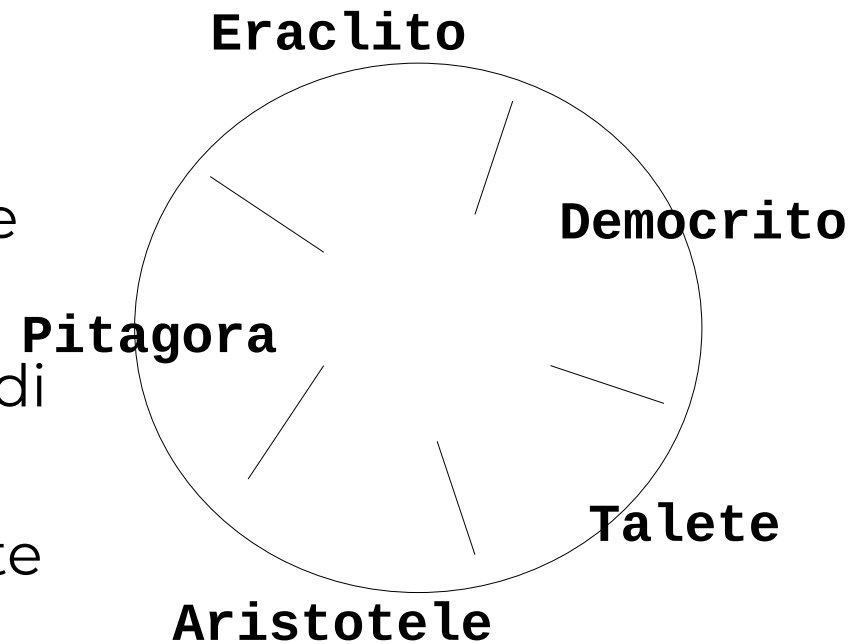
- ♦ è possibile che un valore sia sovrascritto?
- ♦ è possibile che un valore sia letto più di una volta?
- ♦ possibilità di deadlock?
- ♦ possibilità di starvation?

Cena dei Filosofi

Dato da Dijkstra ai suoi studenti

• Descrizione

- cinque filosofi passano la loro vita a pensare e a mangiare (alternativamente)
- per mangiare fanno uso di una tavola rotonda con 5 sedie, 5 piatti e 5 posate fra i piatti
- per mangiare, un filosofo ha bisogno di entrambe le posate (destra/sinistra)
- per pensare, un filosofo lascia le posate dove le ha prese



Cena dei Filosofi

- ♦ **Note**

- ♦ nella versione originale, i filosofi mangiano spaghetti con due forchette
- ♦ qualcuno dovrebbe spiegare a ~~Holt~~^{Dijkstra} come si fa a mangiare gli spaghetti con una sola forchetta

- ♦ **La nostra versione**

- ♦ filosofi orientali
- ♦ riso al posto di spaghetti
- ♦ bacchette (chopstick) al posto di forchette

Filosofi perché?

- ♦ **I problemi produttore/consumatore e buffer limitato**
 - ♦ mostrano come risolvere il problema di accesso esclusivo a una o più risorse indipendenti
- ♦ **Il problema dei filosofi**
 - ♦ mostra come gestire situazioni in cui i processi entrano in competizione per accedere ad insiemi di risorse a intersezione non nulla
 - ♦ le cose si complicano....

La vita di un filosofo

```
process Philo[i] {  /* i = 0...4 */
  while (true) {
    think
    acquire chopsticks
    eat
    release chopsticks
  }
}
```

- **Le bacchette vengono denominate:**
 - chopstick[i] con $i=0\dots4$;
- **Il filosofo i**
 - accede alle posate chopstick[i] e chopstick[(i+1)%5];

Invarianti

- ♦ **Definizioni**

- ♦ **up_i** il numero di volte che la bacchetta **i** viene preso dal tavolo
- ♦ **down_i** il numero di volte che la bacchetta **i** viene rilasciata sul tavolo

- ♦ **Invariante**

- ♦ $\text{down}_i \leq \text{up}_i \leq \text{down}_i + 1$

- ♦ **Per comodità:**

- ♦ si può definire **chopstick[i] = 1 - (up_i - down_i)**
(può essere pensato come un semaforo binario)

Cena dei Filosofi - Soluzione errata

```
Semaphore chopsticks =  
    { new Semaphore(1), ..., new Semaphore(1) };
```

```
process Philo[i] { /* i = 0...4 */  
    while (true) {  
        think  
        chopstick[i].P();  
        chopstick[(i+1)%5].P();  
        eat  
        chopstick[i].V();  
        chopstick[(i+1)%5].V();  
    }  
}
```

- **Perché è errata?**

DEADLOCK

tutti e 5 contemporaneamente affamati
tutti prendono quella di sinistra

Cena dei Filosofi - Soluzione errata

- ♦ **Perché è errata?**
 - ♦ Perché tutti i filosofi possono prendere la bacchetta di sinistra
(indice i) e attendere per sempre che il filosofo accanto rilasci
la bacchetta che è alla destra (indice $(i+1)\%5$)
 - ♦ Nonostante i filosofi muoiano di fame, questo è un caso di deadlock...
- ♦ **Come si risolve il problema?**

Cena dei Filosofi - Soluzione corretta

- ♦ **Come si risolve il problema?**
 - ♦ Eliminando il caso di attesa circolare
 - ♦ Rompendo la simmetria!
 - ♦ E' sufficiente che uno dei filosofi sia mancino:
 - ♦ cioè che prenda prima la bacchetta opposta rispetto a tutti i colleghi, perché il problema venga risolto

Cena dei Filosofi - Soluzione corretta

```
Semaphore chopsticks =
```

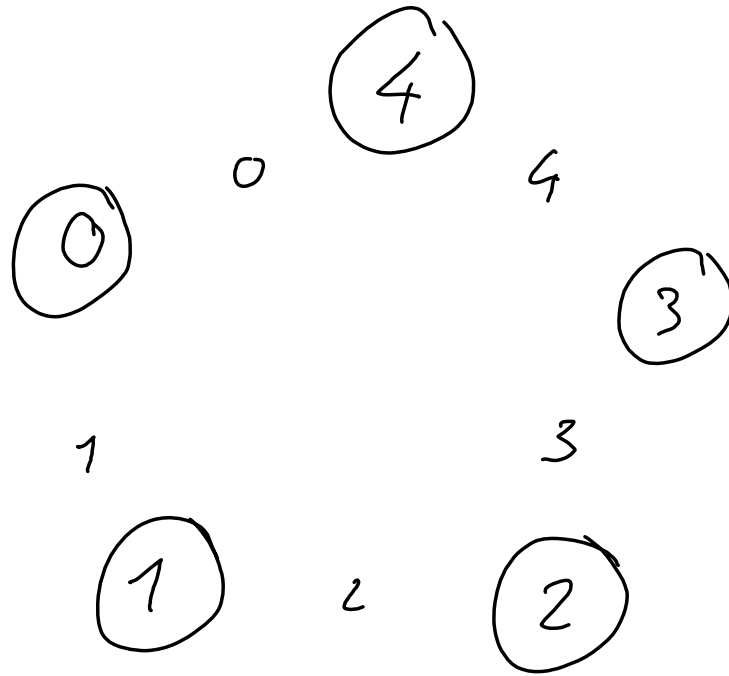
```
{ new Semaphore(1), ..., new Semaphore(1) };
```

```
process Philo[0] {  
  while (true) {  
    think  
    chopstick[1].P();  
    chopstick[0].P();  
    eat  
    chopstick[1].V();  
    chopstick[0].V();  
  }  
}
```

Filosofo mancino

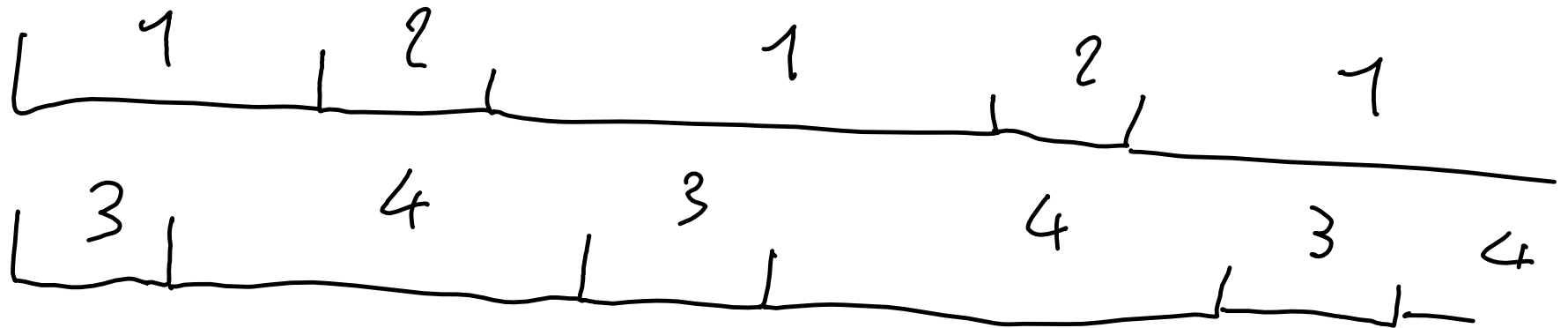
```
process Philo[i] { /* i = 1...4 */  
  while (true) {  
    think  
    chopstick[i].P();  
    chopstick[(i+1)%5].P();  
    eat  
    chopstick[i].V();  
    chopstick[(i+1)%5].V();  
  }  
}
```

//slide cambiato
(il filo mancino
è il 4!)



compila dei Filosofi

tutto o niente



non può mai mangiare

Cena dei Filosofi - Soluzione corretta

- ♦ **Filosofi: altre soluzioni**
 - ♦ i filosofi di indice pari sono mancini, gli altri destri
 - ♦ in caso di collisione, un filosofo deve attendere che i due vicini abbiano terminato
 - ♦ al più quattro filosofi possono sedersi a tavola
 - ♦ agente esterno controllore
 - ♦ le bacchette devono essere prese insieme
 - ♦ necessaria un'ulteriore sezione critica
- ♦ **Cosa dire rispetto a starvation?**

Lettori e scrittori

- ♦ **Descrizione**

- ♦ un database è condiviso tra un certo numero di processi
- ♦ esistono due tipi di processi
- ♦ i **lettori** accedono al database per leggerne il contenuto
- ♦ gli **scrittori** accedono al database per aggiornarne il contenuto

- ♦ **Proprietà**

- ♦ se uno scrittore accede a un database per aggiornarlo, esso opera in mutua esclusione; nessun altro lettore o scrittore può accedere al database
- ♦ se nessuno scrittore sta accedendo al database, un numero arbitrario di lettori può accedere al database in lettura

Lettori e scrittori

♦ Motivazioni

- ♦ la competizione per le risorse avviene a livello di *classi di processi* e non solo a livello di processi
- ♦ mostra che mutua esclusione e condivisione possono anche coesistere

♦ Invariante

- ♦ sia **nr** il numero dei lettori che stanno accendo al database
- ♦ sia **nw** il numero di scrittori che stanno accedendo al database
- ♦ l'invariante è il seguente:

$$(nr \geq 0 \ \&\& \ nw==0) \ || \ (nr == 0 \ \&\& \ nw == 1)$$

♦ Note

- ♦ il controllo può passare dai lettori agli scrittori o viceversa quando:
$$nr == 0 \ \&\& \ nw == 0$$

Vita dei lettori e degli scrittori

```
process Reader {  
    while (true) {  
        startRead();  
        read the database  
        endRead();  
    }  
}
```

- **Note:**

- **startRead()** e **endRead()** contengono le operazioni necessarie affinché un lettore ottenga accesso al db

```
process Writer {  
    while (true) {  
        startWrite();  
        write the database  
        endWrite();  
    }  
}
```

- **Note:**

- **startWrite()** e **endWrite()** contengono le operazioni necessarie affinché uno scrittore ottenga accesso al database

Lettori e scrittori

- ♦ **Il problema dei lettori e scrittori ha molte varianti**
 - ♦ molte di queste varianti si basano sul concetto di priorità
- ♦ **Priorità ai lettori**
 - ♦ se un lettore vuole accedere al database, lo potrà fare senza attesa a meno che uno scrittore non abbia già acquisito l'accesso al database
 - ♦ scrittori: possibilità di starvation
- ♦ **Priorità agli scrittori**
 - ♦ uno scrittore attenderà il minimo tempo possibile prima di accedere al db
 - ♦ lettori: possibilità di starvation

Lettori e scrittori - Soluzione

```
/* Variabili condivise */
int nr = 0;
Semaphore rw = new
    Semaphore(1);
Semaphore mutex = new
    Semaphore(1);    dei soli lettori (nr)

void startRead() {
    mutex.P();
    if (nr == 0)    sono il portabandiera dei lettori
        rw.P();
    nr++;
    mutex.V();
}

void startWrite() {
    rw.P();
}
```

```
void endRead() {
    mutex.P();
    nr--;
    if (nr == 0)
        rw.V();
    mutex.V();
}
```

```
void endWrite() {
    rw.V();
}
```

• Problemi

- è possibile avere starvation per i lettori? *no.*
- è possibile avere starvation per gli scrittori? *sì, per colpa dei lettori*

NR

0

^{sem}
RW

1

^{sem}
MUTEX

1

Soluzione precedente

- ♦ **Problemi**

- ♦ limitata a priorità per i lettori
- ♦ di comprensione non semplice
- ♦ non è chiaro da dove saltano fuori alcuni punti della soluzione

Come derivare una soluzione basata su semafori

- **Alcune definizioni utili (Andrews)**

- sia **B** una condizione booleana
- sia **S** uno statement (possibilmente composto)
- **< S >:**
 - esegui lo statement **S** in modo atomico
- **< await(B) → S >**
 - attendi fino a che la condizione **B** è verificata e quindi esegui **S**
 - l'attesa e il comando vengono eseguiti in modo atomico
 - quindi, quando **S** viene eseguito, **B** è verificata

controllo e statement atomico in modo
che non possa succedere qualcosa tra il
controllo e lo statement

Come derivare una soluzione basata su semafori

- ♦ Andrews suggerisce la seguente procedura

- 1) *Definire il problema con precisione:*

- ♦ identificare i processi, specificare i problemi di sincronizzazione, introdurre le variabili necessarie e definire un'invariante

- 2) *Abbozzare una soluzione:*

- ♦ produrre un primo schema di soluzione, e identificare le regioni che richiedono accesso atomico o mutualmente esclusivo

- 3) *Garantire l'invariante*

- ♦ verifica che l'invariante sia sempre verificato

- 4) *Implementare le azioni atomiche*

- ♦ esprimere le azioni atomiche e gli statement **await** utilizzando le primitive di sincronizzazione disponibili

Lettori / scrittori: passi 1, 2, 3

- **Variabili** *rappresentano lo stato del sistema*
 - **nr, nw**: numero corrente di lettori/scrittori
- **Invariante (vedi lucidi precedenti):**
 - $(nr \geq 0 \ \&\& \ nw == 0) \ || \ (nr == 0 \ \&\& \ nw == 1)$
- **Schema della soluzione**

```
process Reader {  
  < await (nw == 0) → nr++ >  
  read the database  
  <nr-->  
}  
process Writer {  
  < await (nr == 0 && nw == 0) → nw++ >  
  write the database  
  <nw-->  
}
```

*quello che bisogna
aspettare e quello
che bisogna fare.*

*non specifica
come lo fa.
e non dice la
priorità*

• Utilizziamo

- un semaforo **mutex**
 - utilizzato per garantire mutua esclusione (init 1)
- un array di semafori **sem**, dove ad ogni condizione **B_j** inclusa nelle istruzioni await è associato il semaforo **sem[j]**
 - su questi semafori verranno posti in attesa i processi che attendono il verificarsi di una situazione; sono inizializzati a 0
- un array di interi **waiting**, dove ad ogni condizione **B_j** inclusa nelle istruzioni await è associato l'intero **waiting[j]**
 - questi interi vengono utilizzati per contare il numero di processi in attesa di una certa condizione; sono inizializzati a 0

ci vuole per forza perché abbiamo dati condivisi

sincronizzazione ⇒ inizializzato a 0.

Trasformazione await - semafori

nel blocco avremmo solo
 $\langle S \rangle$ senza $\langle \text{await}(B) \rightarrow S \rangle$
quindi la SIGNAL dipende
in mutex.V()

• $\langle S \rangle$

```
mutex.P();  
S;  
SIGNAL();
```

questo
cambia
lo stato
quindi
vediamo se
qualcuno va
avanti

• $\langle \text{await}(B_i) \rightarrow S_i \rangle$

```
mutex.P();  
if (!Bi) {  
    waiting[i]++;  
    mutex.V();  
    sem[i].P();  
    waiting[i]--;  
}  
Si;  
SIGNAL();
```

```
void SIGNAL()
```

```
{
```

Nota: la SIGNAL è non deterministica

```
if (B0 && waiting[0]>0)
```

```
    sem[0].V();
```

```
□ (B1 && waiting[1]>0)
```

```
    sem[1].V();
```

```
...
```

```
□ (Bn-1 && waiting[n-1]>0)
```

```
    sem[n-1].V();
```

```
□ (!(B0 && waiting[0]>0) &&  
    !(B1 && waiting[1]>0) &&
```

```
    ...
```

```
    !(Bn-1 && waiting[n-1]>0) )
```

```
    mutex.V();
```

scelta che
deve fare
il programmatore
non è automatica

se nessuno
può
andare
avanti
per
cond o
nessuno
in attesa

rilascia la
mutex

Traformazione await - semafori

- Questa trasformazione si chiama passaggio del testimone (“passing the baton”)
- **SIGNAL**
 - verifica se esiste un processo, fra quelli in attesa, che ~~possono~~^{può} proseguire
 - se esiste, "gli passa il testimone"
 - gli "passa" la mutua esclusione
 - altrimenti, rilascia la mutua esclusione
- Questa tecnica prende il nome di “split binary semaphore”
 - il sistema agisce come un semaforo binario “suddiviso” tra i vari semafori

R/W trasformato

```
/* Introduced by transformation */
```

```
Semaphore mutex = new Semaphore(1);      /* Mutual exclusion */
```

```
Semaphore semr = new Semaphore(0);      /* Reader semaphore */
```

```
Semaphore semw = new Semaphore(0);      /* Writer semaphore */
```

```
int waitingr = 0;      /* Number of waiting reader */
```

```
int waitingw = 0;      /* Number of waiting writer */
```

```
/* Problem variables */
```

```
int nr = 0;      /* Number of current readers */
```

```
int nw = 0;      /* Number of current writers */
```

R/W trasformato

```
process Reader {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nw > 0) {
      waitingr++;
      mutex.V();
      semr.P();
      waitingr--;
    }
    nr++;
    SIGNAL();
    read the database
    mutex.P();
    nr--;
    SIGNAL();
  }
}
```

```
process Writer {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nr > 0 || nw > 0) {
      waitingw++;
      mutex.V();
      semw.P();
      waitingw--;
    }
    nw++;
    SIGNAL();
    write the database
    mutex.P();
    nw--;
    SIGNAL();
  }
}
```

R/W trasformato

```
void SIGNAL() {
```

```
    if ( (nw == 0) && waitingr > 0 )  
        semr.V();
```

condizione per i
lettori

```
    □ ( (nw == 0 && nr == 0) && waitingw > 0 )  
        semw.V();
```

condizione per
gli scrittori

```
    □ ( !( (nw == 0) && waitingr > 0 ) &&  
        !( (nw == 0 && nr == 0) && waitingw > 0 ) )  
        { mutex.V() }
```

nessuna altra
è vera
rilascio
mutex esclusione

```
}
```

R/W trasformato (SIGNAL ridotto)

```
process Reader {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nw > 0)
      { waitingr++; mutex.V();
        semr.P(); waitingr--;}
    nr++;
    if (waitingr > 0)
      semr.V();
    □ (waitingr == 0)
      mutex.V();
    read the database
    mutex.P();
    nr--;
    if (nr == 0 && waitingw > 0)
      semw.V();
    □ (nr > 0 || waitingw == 0)
      mutex.V();
```

*can decrease
mutex holder
exclusive*

*condition
mutex holder
exclusive*

```
process Writer {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nr > 0 || nw > 0) {
      waitingw++; mutex.V();
      semw.P(); waitingw--;}
    nw++;
    [mutex.V(); una sola possibilità
      write the database
      mutex.P();
      nw--;
      if (waitingr > 0)
        semr.V();
      □ (waitingw > 0)
        semw.V();
      □ (waitingr == 0 && waitingw == 0)
        mutex.V();
    ]
```

continuare il ragionamento

R/W trasformato (SIGNAL ridotto, non-determinismo eliminato)

```
process Reader {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nw > 0) {
      waitingr++;
      mutex.V();
      semr.P();
      Waitingr--;
    }
    nr++;
    if (waitingr > 0)
      semr.V();
    else
      mutex.V();
    read the database
    mutex.P();
    nr--;
    if (nr == 0 && waitingw > 0)
      semw.V();
    else
      mutex.V();
  }
}
```

```
process Writer {
  while (true) {
    mutex.P();
    if (nr > 0 || nw > 0) {
      waitingw++;
      mutex.V();
      semw.P();
      Waitingw--;
    }
    Nw++;
    mutex.V();
    write the database
    mutex.P();
    nw--;
    if (waitingr > 0)
      semr.V();
    else if (waitingw > 0)
      semw.V();
    else
      mutex.V();
  }
}
```

Serializability

R/W trasformato

- ♦ **La versione precedente dà priorità ai lettori**

- ♦ starvation per gli scrittori
- ♦ è possibile modificare il codice esistente per dare priorità agli scrittori?

- ♦ **Idea**

- ♦ sappiamo se ci sono scrittori in attesa (**waitingw > 0**)
- ♦ possiamo ritardare i lettori, nel caso ci siano scrittori in attesa

- ♦ **Cosa cambia?**

- ♦ a seconda di quanto un database venga usato per scrivere / leggere (normalmente: maggior numero di letture) possiamo scegliere uno dei due approcci
- ♦ comunque, abbiamo starvation per i lettori; il problema non è risolto

la wait dei lettori diventa
 $\langle wait (nw == 0 \ \&\& \ waiting w == 0) \rightarrow S \rangle$

R/W - Priorità agli scrittori

```
process Reader {  
    while (true) {  
        mutex.P();  
        Modificato  
        if (nw > 0 || waitingw > 0)  
        { waitingr++; mutex.V();  
          semr.P(); waitingr--;}  
        nr++;  
        if (waitingr > 0)  
            semr.V();  
        else  
            mutex.V();  
        read the database  
        mutex.P();  
        nr--;  
        if (nr == 0 && waitingw > 0)  
            semw.V();  
        else  
            mutex.V();  
    }  
}
```

```
process Writer {  
    while (true) {  
        mutex.P();  
        if (nr > 0 || nw > 0) {  
            waitingw++;  
            mutex.V();  
            semw.P();  
        }  
        nw++;  
        mutex.V();  
        write the database Modificato  
        mutex.P();  
        nw--;  
        if (waitingr>0 && waitingw==0)  
            semr.V();  
        else if (waitingw > 0)  
            semw.V();  
        else  
            mutex.V();  
    }  
}
```

R/W - No starvation

I letton se cre uno
scrittore in attesa si
fermano.

```
process Reader {  
  while (true) {  
    mutex.P();  
    Modificato  
    if (nw > 0 || waitingw > 0)  
    { waitingr++; mutex.V();  
      semr.P(); waitingr--;}  
    nr++;  
    if (waitingr > 0)  
      semr.V();  
    else  
      mutex.V();  
    read the database  
    mutex.P();  
    nr--;  
    if (nr == 0 && waitingw > 0)  
      semw.V();  
    else  
      mutex.V();  
  }  
}
```

```
process Writer {  
  while (true) {  
    mutex.P();  
    if (nr > 0 || nw > 0) {  
      waitingw++; mutex.V();  
      semw.P(); waitingw--;  
    }  
    nw++;  
    mutex.V();  
    write the database  
    mutex.P();  
    nw--;  
    Modificato  
    if (waitingr > 0)  
      semr.V();  
    else if (waitingw > 0)  
      semw.V();  
    else  
      mutex.V();  
  }  
}
```

MUTEX 1

NR \emptyset

NW \emptyset

SEMR 0

WR \emptyset

WW \emptyset

SEMW 0

Lo scrittore in attesa blocca i nuovi lettori, ma appena esce dalla lettura sblocca un lettore che in coda sblocca tutti i lettori in attesa fino a quel momento.

↓ uno alla volta

Problemi - Il barbiere addormentato

protocollo TCP livello 4
lister

• Descrizione

n richieste pendenti

- Un negozio di barbiere ha un barbiere, una poltrona da barbiere e n sedie per i clienti in attesa
- Se non ci sono clienti, il barbiere si mette sulla sedia da barbiere e si addormenta
- Quando arriva un cliente, sveglia il barbiere addormentato e si fa tagliare i capelli sulla sedia da barbiere
- Se arriva un cliente mentre il barbiere sta tagliando i capelli a un altro cliente, il cliente si mette in attesa su una delle sedie
- Se tutte le sedie sono occupate, il cliente se ne va scocciato!

potete risolverlo voi

SINCRONIZZAZIONE
NO COMUNICAZIONE

Semafori - Conclusione

♦ Difetti dei semafori

- ♦ Sono costrutti di basso livello
- ♦ E' responsabilità del programmatore non commettere alcuni possibili errori "banali"
 - ♦ omettere **P** o **V**
 - ♦ scambiare l'ordine delle operazioni **P** e **V**
 - ♦ fare operazioni **P** e **V** su semafori sbagliati
- ♦ E' responsabilità del programmatore accedere ai dati condivisi in modo corretto
 - ♦ più processi (scritti da persone diverse) possono accedere ai dati condivisi
 - ♦ cosa succede nel caso di incoerenza?
- ♦ Vi sono forti problemi di "leggibilità"

sparsi nel codice

Sezione 5

perché si può fare di meglio

race-condition

garantire Mutua esclusione

come meccanismo

fondamentale.

ma M.E. non basta.
occorrono meccanismi
per bloccare processi
rivali

5. Monitor

+ alto livello

object

scatole chiuse

con accesso
regolato

↙↘ traslare
in programmazione
concorrente

nascondere var
condivise

la struttura garantisce
mutua esclusione

Monitor - Introduzione

- ♦ **I monitor**

- ♦ sono un paradigma di programmazione concorrente che fornisce un approccio più strutturato alla programmazione concorrente

- ♦ **Storia**

- ♦ introdotti nel 1974 da Hoare
- ♦ implementati in certo numero di linguaggi di programmazione, fra cui Concurrent Pascal, Pascal-plus, Modula-2, Modula-3 e Java

Monitor - Introduzione

object oriented
programming

- **Un monitor è un modulo software che consiste di:**
 - dati locali
 - una sequenza di inizializzazione
 - una o più "procedure" entry
- **Le caratteristiche principali sono:**
 - i dati locali sono accessibili solo alle procedure del modulo stesso
 - un processo entra in un monitor invocando una delle sue procedure
 - solo un processo alla volta può essere all'interno del monitor; gli altri processi che invocano il monitor sono sospesi, in attesa che il monitor diventi disponibile

sono accessibili
solo con i
metodi.

• costruire

• metodi

Il problema del conto corrente sarebbe risolto
brutalmente da:

mi sono scordato la mutex...

... non c'è più ma non basta!

```
monitor conto corrente {  
  int saldo;  
  procedure entry aggiorna  
    (int value) {  
    saldo += value;  
  }  
}
```

Monitor - Sintassi

```
monitor name {  
    variable declarations... variabili private del monitor  
    procedure entry type procedurename1(args...) {  
        ... procedure visibili all'esterno  
    }  
    type procedurename2(args...) {  
        ... procedure private  
    }  
    name(args...) {  
        ... inizializzazione  
    }  
}
```

Monitor - Alcuni paragoni

- ♦ **Assomiglia ad un "oggetto" nella programmazione o.o.**
 - ♦ il codice di inizializzazione corrisponde al costruttore
 - ♦ le procedure entry sono richiamabili dall'esterno e corrispondono ai metodi pubblici di un oggetto
 - ♦ le procedure "normali" corrispondono ai metodi privati
 - ♦ le variabili locali corrispondono alle variabili private
attributi privati
- ♦ **Sintassi**
 - ♦ originariamente, sarebbe basata su quella del Pascal
 - ♦ var, procedure entry, etc.
 - ♦ in questi lucidi, utilizziamo una sintassi simile a C/Java

Monitor - Caratteristiche base

- ♦ **Solo un processo alla volta può essere all'interno del monitor**
 - ♦ il monitor fornisce un semplice meccanismo di mutua esclusione
 - ♦ strutture dati condivise ~~possono~~^{vengono} essere messe all'interno del monitor
- ♦ **Per essere utile per la programmazione concorrente, è necessario un meccanismo di sincronizzazione**
- ♦ **Abbiamo necessità di:**
 - ♦ poter sospendere i processi in attesa di qualche condizione
 - ♦ far uscire i processi dalla mutua esclusione mentre sono in attesa
 - ♦ permettergli di rientrare quando la condizione è verificata

Monitor - Meccanismi di sincronizzazione

- ♦ Dichiarazione di variabili di condizione (CV)
 - ♦ condition c;
- ♦ Le operazioni definite sulle CV sono:
 - ♦ c.wait()
attende il verificarsi della condizione
 - ♦ c.signal()
segnala che la condizione è vera

saranno associate a uno stato delle variabili del monitor.

condition

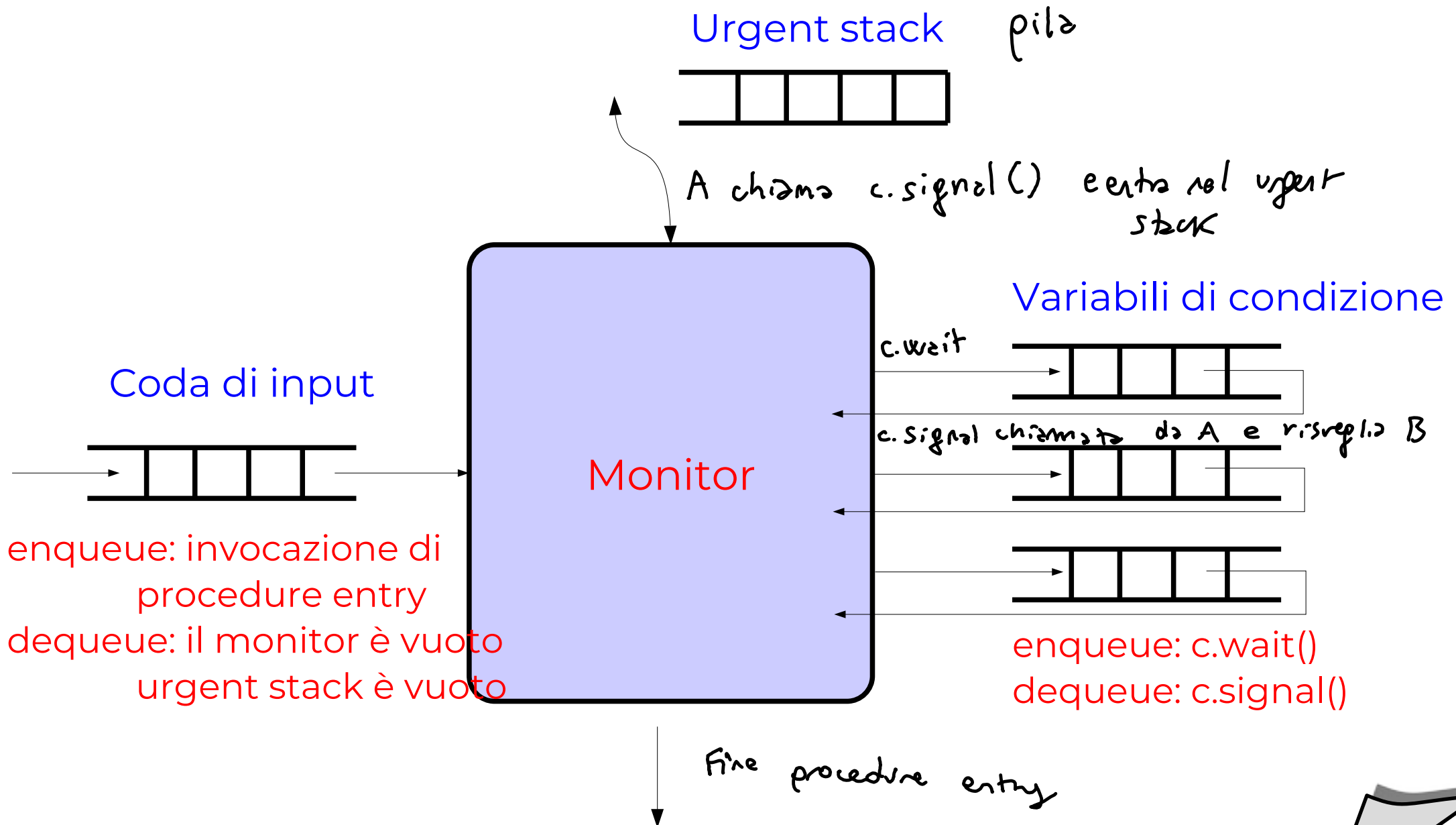
espressione booleana
che dice cosa stiamo
aspettando.

Monitor - Politica signal urgent

- **c.wait()**
 - viene rilasciata la mutua esclusione
 - il processo che chiama **c.wait()** viene sospeso in una coda di attesa della condizione **c**
 - **c.signal()**
 - SIGNAL URGENT → segnale immediatamente elaborato
 - causa la riattivazione immediata di un processo (secondo una politica FIFO)
 - il chiamante viene posto in attesa
 - verrà riattivato quando il processo risvegliato avrà rilasciato la mutua esclusione (**urgent stack**)
 - se nessun processo sta attendendo **c** la chiamata non avrà nessun effetto
- ora è così vai! chi aspetta parte sicuro della c. verificata

da impostare a memoria.

Monitor - Rappresentazione intuitiva



Monitor - wait/signal vs P/V

- ♦ **A prima vista:**

- ♦ **wait** e **signal** potrebbero sembrare simili alle operazioni sui semafori

P e **V**

- ♦ **Non è vero!**

- ♦ **signal** non ha alcun effetto se nessun processo sta attendendo la condizione
V "memorizza" il verificarsi degli eventi
- ♦ **wait** è sempre bloccante
P (se il semaforo ha valore positivo) no
- ♦ il processo risvegliato dalla **signal** viene eseguito per primo

qui siamo sicuri che la prossima istruzione dopo la
signal sarà quella del processo risvegliato.

Monitor - Politiche di signaling

- **Signal urgent è la politica "classica" di signaling**
 - SU - *signal urgent*
 - proposta da Hoare **e utilizzata in questo corso. Nei compiti d'esame la politica e' signal urgent se non altrimenti indicato.**
- **Ne esistono altre:** *politiche*
 - SW - *signal wait*
 - no urgent stack, signaling process viene messo nella entry queue
 - SR - *signal and return*
 - dopo la **signal** si esce subito dal monitor
 - SC - *signal and continue*
 - la **signal** segnala solamente che un processo può continuare, il chiamante prosegue l'esecuzione
 - quando lascia il monitor viene riattivato il processo segnalato

ci complica la vita

Contro ppunto critica - sincronizzazione

Monitor - Implementazione dei semafori

guardate quanto è
bello corto e
dichiativo

```
monitor Semaphore {  
  int value;  
  condition c;          /* value > 0 */
```

```
  procedure entry void P() { se(!ok 2 p)  
    if (value == 0)          c.wait()  
    c.wait();  
    value--;
```

Siamo certi che qui value sia > 0

controllo
condizione
d'attesa

preventivo
se si può
fare l'operazione

```
  procedure entry void V() {  
    value++;  
    c.signal();  
  }
```

Non è
bloccante

```
Semaphore(int init) {  
  value = init;  
}
```

← costruttore

Modifica stato

Segnala condizioni
verificate

R/W tramite Monitor

```
process Reader {
  while (true) {
    rwController.startRead();
    read the database
    rwController.endRead();
  }
}
```

nome del monitor →

```
process Writer {
  while (true) {
    rwController.startWrite();
    write the database
    rwController.endWrite();
  }
}
```

R/W tramite Monitor

```
monitor RWController
```

```
int nr;           /* number of readers */
int nw;           /* number of writers */
condition okToRead; /* nw == 0 */
condition okToWrite; /* nr == 0 && nw == 0 */
```

```
procedure entry void startRead() {
    if (nw != 0)
        okToRead.wait();
    nr = nr + 1;
    if (nw == 0)           /* always true */
        okToRead.signal();
    if (nw == 0 && nr == 0) /* always false */
        okToWrite.signal();
}
```



In Andrews il testimone viene passato a uno solo
qui ci possono usare + if perché siamo sicuri nella
esclusione per i monitor

R/W tramite Monitor

```
procedure entry void endRead() {  
    nr = nr - 1;  
    if (nw == 0)  
        okToRead.signal();  
    if (nw == 0 && nr == 0)  
        okToWrite.signal();  
}
```

si può fare in qualunque
momento quindi non c'è cond. di
attesa.
/* true but useless */

```
procedure entry void startWrite() {  
    if (!(nr==0 && nw==0))  
        okToWrite.wait();  
    nw = nw + 1;  
    if (nw == 0)  
        okToRead.signal();  
    if (nw == 0 && nr == 0)  
        okToWrite.signal();  
}
```

/* always ~~true~~ ^{false} */
/* always false */

R/W tramite Monitor

```
procedure entry void endWrite() {  
    nw = nw - 1;  
    if (nw == 0)                                /* Always true */  
        okToRead.signal();  
    if (nw == 0 && nr == 0)  
        okToWrite.signal();  
}  
  
RWController() {                                /* Constructor */  
    nr = nw = 0;  
}
```

- ♦ **E' possibile semplificare il codice**
 - ♦ eliminando le righe **if** quando la condizione è sempre vera
 - ♦ eliminando le righe **if** e il blocco di codice condizionato quando è sempre falso

R/W tramite monitor - semplificato

con starvation

```
procedure entry void startRead() {
    if (nw != 0) okToRead.wait();
    nr = nr + 1;
    okToRead.signal();
}
procedure entry void endRead() {
    nr = nr - 1;
    if (nr == 0) okToWrite.signal();
}
procedure entry void startWrite() {
    if (!(nr == 0 && nw == 0)) okToWrite.wait();
    nw = nw + 1;
}
procedure entry void endWrite() {
    nw = nw - 1;
    okToRead.signal();
    if (nw == 0 && nr == 0) okToWrite.signal();
}
```

R/W tramite monitor – semplificato / no starvation

```
procedure entry void startRead() {  
    if (nw > 0 || ww > 0) okToRead.wait();  
    nr = nr + 1;   
    okToRead.signal();  
}  
procedure entry void endRead() {  
    nr = nr - 1;  
    if (nr == 0) okToWrite.signal();  
}  
procedure entry void startWrite() {  
    if (nr > 0 || nw > 0) { ww++; okToWrite.wait(); ww--; }  
    nw = nw + 1;  
}  
procedure entry void endWrite() {  
    nw = nw - 1;  
    okToRead.signal();  
    if (nr == 0) okToWrite.signal();  
}
```

↳ aspettiamo anche se c'è uno scrittore in attesa.

tecnica panino x contare i blocchi sulla ok to Write.

↳ lo statement prima può attivare dei lettori

Produttore / consumatore tramite Monitor

```
process Producer {  
    Object x;  
    while (true) {  
        x = produce();  
        pcController.write(x);  
    }  
}
```

```
process Consumer {  
    Object x;  
    while (true) {  
        x = pcController.read();  
        consume(x);  
    }  
}
```

Produttore / consumatore tramite Monitor

```
monitor PCController {  
    Object buffer;  
    condition empty;  
    condition full;  
    boolean isFull;  
  
    PCController() {  
        isFull=false;  
    }  
}
```

```
procedure entry void write(int val)  
{  
    if (isFull)  
        empty.wait();  
    buffer = val;  
    isFull = true;  
    full.signal();  
}
```

```
procedure entry Object read() {  
    if (!isFull)  
        full.wait();  
    int retvalue = buffer;  
    isFull = false;  
    empty.signal();  
    return retvalue;  
}
```

siamo certi che isFull è vero

*se mettessi return buffer sarebbe sbagliato
perché deve there da parte di fine
non mi vergo sovra scritto*

Buffer limitato tramite Monitor

```
monitor PCController {  
    QueueOfObj q;  
    int maxsz  
    condition okRead; //q.size > 0.  
    condition okWrite; //q.size < maxsz
```

```
    PCController(int size) {  
        maxsz = size;  
    }
```

```
    procedure entry void write(Obj val) }  
    {  
        if (q.size() >= maxsz)  
            okWrite.wait(); siamo certi non sia piena  
            q.enqueue(val);  
            okRead.signal(); siamo certi almeno un elemento in coda  
    }
```

```
    procedure entry Object read() {  
        if (q.size() == 0)  
            okRead.wait(); siamo certi che ci sia almeno un valore  
            Obj retval = q.dequeue();  
            okWrite.signal(); siamo certi che la coda non sia piena  
        return retval;
```

Filosofi a cena

```
process Philo[i] {  
  while (true) {  
    think  
    dpController.startEating(i);  
    eat  
    dpController.finishEating(i);  
  }  
}
```

Filosofi a cena

Con Congiura dei Filosofi

```
monitor DPController {  
    condition oktoeat[5];  
    boolean    eating[5];  
    procedure entry void startEating(int i) {  
        if (eating[(i+1)%5] || eating[(i+4)%5])  
            oktoeat[i].wait();  
        eating[i] = true;    si dichiara mangiante  
    }  
    procedure entry void finishEating(int i) {  
        eating[i] = false;    si dichiara non mangiante  
        if (!eating[(i+2)%5])    2 volte a sinistra  
            oktoeat[(i+1)%5].signal();  
        if (!eating[(i+3)%5])    2 volte a destra  
            oktoeat[(i+4)%5].signal();  
    }  
    DPcontroller() {  
        for(int i=0; i<5; i++) eating[i] = false;  
    }  
}
```

Filosofi a cena - No deadlock

e no starvation

```
monitor DPController {  
    condition unusedchopstick[5];  
    boolean chopstick[5]; // true se impegnato, False se libero.  
    procedure entry void startEating(int i) {  
        if (chopstick[MIN(i, (i+1)%5)])  
            unusedchopstick[MIN(i, (i+1)%5)].wait();  
        chopstick[MIN(i, (i+1)%5)] = true;  
        if (chopstick[MAX(i, (i+1)%5)])  
            unusedchopstick[MAX(i, (i+1)%5)].wait();  
        chopstick[MAX(i, (i+1)%5)] = true;  
    }  
    procedure entry void finishEating(int i) {  
        chopstick[i] = false;  
        chopstick[(i+1)%5] = false;  
        unusedchopstick[i].signal();  
        unusedchopstick[(i+1)%5].signal();  
    }  
}
```

Filosofo mangia
 $\min(i, i+1) \% 5$

Filosofi a cena - No deadlock

```
monitor DPController {
    condition unusedchopstick[5];
    boolean    chopstick[5];
    procedure entry void startEating(int i) {
        if (chopstick[i])
            unusedchopstick[i].wait();
        chopstick[i] = true;
        if (chopstick[(i+1)%5])
            unusedchopstick[(i+1)%5].wait();
        chopstick[(i+1)%5] = true;
    }
    procedure entry void finishEating(int i) {
        chopstick[i] = false;
        chopstick[(i+1)%5] = false;
        unusedchopstick[i].signal();
        unusedchopstick[(i+1)%5].signal();
    }
}
```

Filosofi a cena

abbiamo un monitor per ogni bacchetta...

```
process Philo[i] {  
  while (true) {  
    think  
    chopstick[MIN(i, (i+1)%5)].pickup();  
    chopstick[MAX(i, (i+1)%5)].pickup();  
    eat  
    chopstick[MIN(i, (i+1)%5)].putdown();  
    chopstick[MAX(i, (i+1)%5)].putdown();  
  }  
}
```

ogni
chopstick
diventa
indipendente
quindi
MIN e
MAX
non si
possono
togliere

(se si toglissero
ci sarebbe DEADLOCK!)

Filosofi a cena

```
monitor chopstick[i] {  
    boolean inuse = false;  
    condition free;
```

un monitor per ogni forchetta

```
    procedure entry void pickup() {  
        if (inuse)  
            free.wait();  
        inuse = true;  
    }
```

```
    procedure entry void putdown() {  
        inuse = false;  
        free.signal();  
    }
```

Implementazione dei monitor tramite semafori

♦ Ingredienti

- ♦ un modulo di gestione stack (per urgent)

```
interface Stack {  
    void push(Object x);  
    Object pop(void);  
    boolean empty(void);  
}
```

- ♦ un modulo di gestione code (per waiting queue)

```
interface Queue {  
    void enqueue(Object x);  
    Object dequeue(void);  
    boolean empty(void);  
}
```

- ♦ un semaforo di mutua esclusione **mutex**

Implementazione dei monitor tramite semafori

- **Inizializzazione**

```
Semaphore mutex(1);  
Stack urgent; "guarda caso"  
Queue waiting[NCOND] "code waiting"
```

- **Entrata nel monitor**

- mutex.P();
- **Wait su cond;** *wait sempre bloccante.*

```
Semaphore ws = new Semaphore(0);  
waiting[i].enqueue(ws);  
if (urgent.empty()) stack vuoto?  
    mutex.V() vuoto → rilascio la mutex  
else {  
    Semaphore s = primo nello stack stack.pop();  
    s.V(); passaggio del testimone  
}  
ws.P();  
free(ws)
```

- **Signal su cond;**

```
If (!waiting[i].empty()) {  
    Semaphore ws → attesa cond: non  
        waiting[i].dequeue();  
    Semaphore s = new Semaphore(0);  
    urgent.push(s); x fermarsi sullo urgent  
    ws.V();  
    s.P();  
    free(s)  
}
```

- **Uscita dal monitor**

```
if (urgent.empty())  
    mutex.V()  
else {  
    Semaphore s = stack.pop();  
    s.V(); urgent  
}
```

Sezione 6

test & set
dekker, peterson
Senza Fori
monitor

Memoria
condivisa

"comunicazione"
nei momenti
giusti
⇒ SINCRONIZZAZIONE

mondo duale

6. Message passing



memoria privata

Solo comunicazione
vogliamo
sincronizzazione.

Message Passing - Introduzione

- ♦ **Paradigmi di sincronizzazione**

- ♦ semafori, monitor sono paradigmi di *sincronizzazione* tra processi
- ♦ in questi paradigmi, la *comunicazione* avviene tramite memoria condivisa

- ♦ **Paradigmi di comunicazione**

- ♦ il meccanismo detto *message passing* è un paradigma di *comunicazione* tra processi
- ♦ la *sincronizzazione* avviene tramite lo scambio di messaggi, e non più semplici segnali

mondo duale

Message Passing - Definizioni

- ♦ **Un messaggio**
 - ♦ è un insieme di informazioni formattate da un processo *mittente* e interpretate da un processo *destinatario*
- ♦ **Un meccanismo di "scambio di messaggi"**
 - ♦ copia le informazioni di un messaggio da uno spazio di indirizzamento di un processo allo spazio di indirizzamento di un altro processo



Message Passing - Operazioni

- ♦ send:

- utilizzata dal processo mittente per "spedire" un messaggio ad un processo destinatario
- il processo destinatario deve essere specificato

- ♦ receive:

- utilizzata dal processo destinatario per "ricevere" un messaggio da un processo mittente
- il processo mittente può essere specificato, o può essere qualsiasi

mandare a tutti solo in corso di Sistemi Distribuiti

Message Passing

- ♦ **Note:**

- ♦ il passaggio dallo spazio di indirizzamento del mittente a quello del destinatario è mediato dal sistema operativo (protezione memoria)
- ♦ il processo destinatario deve eseguire un'operazione **receive** per ricevere qualcosa

potete sempre chiedere
`getpid()` "ma io come mi chiamo?"

- **MP sincrono**

- Send sincrono \Rightarrow *send bloccante* *verdez-vous*
- Receive bloccante

- **MP asincrono**

- Send asincrono \Rightarrow *send non bloccante*
- Receive bloccante

- **MP completamente asincrono**

- Send asincrono
 - Receive non bloccante
- e ntra mbi non bloccanti*

- ♦ **Operazione send sincrona**

- ♦ sintassi: **ssend(m, q)**
- ♦ il mittente **p** spedisce il messaggio **m** al processo **q**, restando bloccato fino a quando **q** non esegue l'operazione **sreceive(m, p)**

- ♦ **Operazione receive bloccante**

- ♦ sintassi: **m = sreceive(p)**
- ♦ il destinatario **q** riceve il messaggio **m** dal processo **p**; se il mittente non ha ancora spedito alcun messaggio, il destinatario si blocca in attesa di ricevere un messaggio
- ♦ è possibile lasciare il mittente non specificato (utilizzando la costante **ANY** per il parametro **p**)

- ♦ **Operazione send asincrona**

- ♦ sintassi: **asend(m, q)**
- ♦ il mittente **p** spedisce il messaggio **m** al processo **q**, senza bloccarsi in attesa che il destinatario esegua l'operazione **areceive(p)**

- ♦ **Operazione receive bloccante**

- ♦ sintassi: **m = areceive(p)**
- ♦ il destinatario **q** riceve il messaggio **m** dal processo **p**; se il mittente non ha ancora spedito alcun messaggio, il destinatario si blocca in attesa di ricevere un messaggio
- ♦ è possibile lasciare il mittente non specificato (utilizzando la costante **ANY** per il parametro **p**)

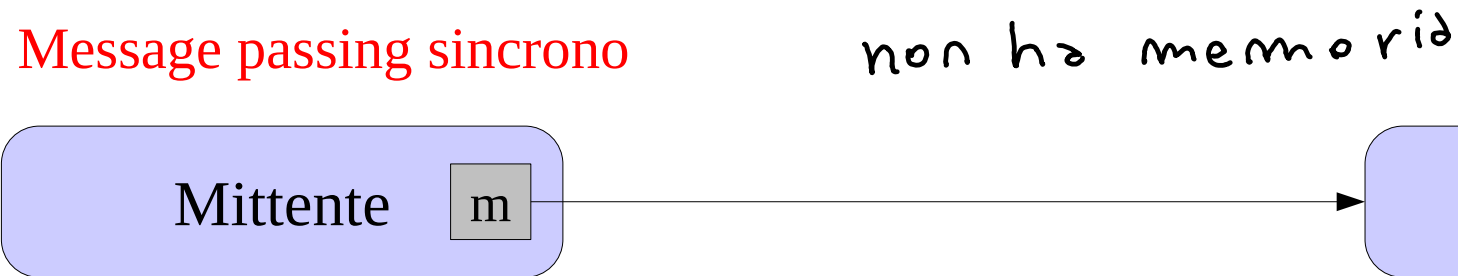
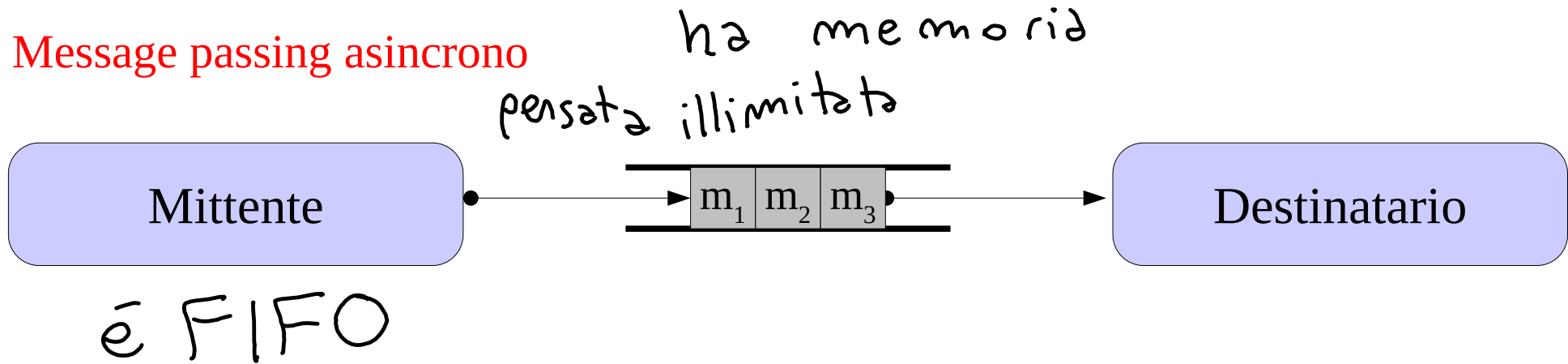
- ♦ **Operazione send asincrona**

- ♦ sintassi: **asend(m, q)**
- ♦ il mittente **p** spedisce il messaggio **m** al processo **q**, senza bloccarsi in attesa che il destinatario esegua l'operazione **nb-receive(p)**

- ♦ **Operazione receive non bloccante**

- ♦ sintassi: **m = nb-receive(p)**
- ♦ il destinatario **q** riceve il messaggio **m** dal processo **p**; se il mittente non ha ancora spedito alcun messaggio, la **nb-receive** termina ritornando un messaggio "nullo"
- ♦ è possibile lasciare il mittente non specificato (utilizzando la costante **ANY** per il parametro **p**)

MP sincrono e asincrono



Message Passing - Note

- ♦ **In letteratura**

- ♦ ci sono numerose diverse sintassi per descrivere message passing
- ♦ in pratica, ogni autore se ne inventa una (anche noi!)

- ♦ **Ad esempio:**

- ♦ invece che indicare il processo destinazione/mittente, si indica il nome di un canale
- ♦ Message passing asincrono con 3 primitive principali: send, receive, reply (Thoth)
 - ♦ non la receive, ma solamente la reply sblocca il mittente
 - ♦ utile per rendere MP simile alle chiamate di procedura remota

MP sincrono dato quello asincrono

```
void ssend(Object msg, Process q) {  
    Asend(<getpid(), msg>, q);  
    ack = areceive(q);  
}  
Object sreceive(p) {  
    Object msg;  
    Pid_t sender;  
    <sender, msg> = areceive(p);  
    asend(ack, sender);  
    return msg;  
}
```

coppia pid e messaggio
non si blocca
aspetto un acknowledgement
così mi blocco

vicino la coppia
mando la ack
si blocca
se non c'è
niente

non può essere p
perché p può essere ANY

aggiungiamo un processo intermedio

MP asincrono dato quello sincrono (senza gestione ANY)

/ p is the calling process */*

```
void asend(Object m, Process q) {  
    ssend("SND(m,p,q)", server);  
}
```

```
void areceive(Process q) {  
    ssend("RCV(p,q)", server);  
    Object m = sreceive(server);  
    return m;  
}
```

*i avverto
che mi sto per bloccare
se non ci fosse
si bloccherebbe il server*

dispatcher intermedio

```
process server {
```

/ One element x process pair
/

```
int[][] waiting;  
Queue[][] queue;  
while (true) {  
    handleMessage();  
}
```

*un processo sta attendendo
un altro*

```
void handleMessage() {  
    msg = sreceive(*);
```

ANY

```
    if (msg == <SND(m,p,q)>) {
```

```
        if (waiting[p,q]>0) {
```

q sta aspettando ?

```
            ssend(m, q);  
            waiting[p,q]--;
```

```
        } else {  
            queue[p,q].add(m);
```

in coda

```
    } else if (msg == <RCV(q,p)>) {
```

```
        if (queue[p,q].isEmpty()) {  
            waiting[p,q]++;
```

```
        } else {  
            m = queue[p,q].remove();  
            ssend(m, dest);
```

```
        }
```

```
    }
```

```
}
```

RCV(q,p)

*NOTA
che sono
invertiti*

ed è corretto!

titty

Server

Silvestro

waiting [T][S] = 0

waiting [S][T] = 0

queue [T][S] = 1

queue [S][T] =

SND("1, TITTY, SILVESTRO")

queue [T][S] = 1

RCV(TITTY, SILVESTRO)



"1"

return 1

waiting [T][S]

"silvestro sta
aspettando titi"

prima il mittente poi il ricevente

Titty

Server

Silvestro

waiting [T][S] = 0

waiting [S][T] = 0 1

queue [T][S] =

queue [S][T] =

RCV(TITTY, SILVESTRO)

waiting [S][T] ++

SND("2, SILVESTRO, TITTY)

ssend

m

p

q

Caso in cui arriva prima il ricevente

Message Passing - Filosofi a cena

```
process Philo[i] {  
  while (true) {  
    think  
    asend(<PICKUP,i>, chopstick[MIN(i, (i+1)%5)]);  
    msg = areceive(chopstick[MIN(i, (i+1)%5)]);  
    asend(<PICKUP,i>, chopstick[MAX(i, (i+1)%5)]);  
    msg = areceive(chopstick[MAX(i, (i+1)%5)]);  
    eat  
    asend(<PUTDOWN,i>, chopstick[MIN(i, (i+1)%5)]);  
    asend(<PUTDOWN,i>, chopstick[MAX(i, (i+1)%5)]);  
  }  
}
```

Msg non serve a nulla se non
per creare sincronizzazione tramite
comunicazione

Message Passing - Filosofi a cena

```
process chopstick[i] {  
    boolean free = true;  
    Queue queue = new Queue();  
    while (true) {  
        handleRequests();  
    }  
}
```

*qualsiasi:
risorsa condivisa*

```
void handleRequests() {  
    msg = areceive(*);  
    if (msg == <PICKUP, j>) {  
        if (free) {  
            free = false;  
            asend(ACK, philo[j]);  
        } else {  
            queue.add(j);  
        }  
    } else  
    if (msg == <PUTDOWN, j>) {  
        if (queue.isEmpty()) {  
            free = true;  
        } else {  
            k = queue.remove();  
            asend(ACK, philo[k]);  
        }  
    }  
}
```

Message Passing - Produttori e consumatori

```
process Producer {  
    Object x;  
    while (true) {  
        x = produce();  
        ssend(x, PCmanager);  
    }  
}
```

```
process Consumer{  
    Object x;  
    while (true) {  
        x = sreceive(PCmanager);  
        consume(x);  
    }  
}
```

```
process PCmanager {  
    Object x;  
    while (true) {  
        x = sreceive(Producer);  
        ssend(x, Consumer);  
    }  
}
```

producer

while True

x = produce

send(x, consumer)

consumer

while True

x = receive(producer)

consume(x)

non è producer consumer

il produttore produce e si blocca

e dovebbe produrre e

metterlo nel buf produrre

o altro e bloccarsi

solo se non è stato consumato il primo

buffer

limitato

lunghezza 0

non possiamo produrre il secondo elemento se il primo non è consumato

producer
while True

x = produce

a send(x, consumer)

consumer
while True

x = a.receive(producer)

consume(x)

buffer illimitato

producer
consumer

Buffer limitato

→ lunghezza 1

2 Sincrono

con o senza processo server



si



si processo

fare?

☐ si

☐ no

we don't know

Dato MP \rightarrow Sincrono
implementare MP \rightarrow Sincrono ma
la \rightarrow receive \rightarrow deve ritornare un
messaggio solo se \bar{e} stato spedito
2 volte dalla \rightarrow send \rightarrow

avere strutture dati nel ricevitore cose
non utili in questo momento

metto da parte le prime copie
layer di protocollo

```
asend 2 (m, d)  
[ asend (<getpid(), m>, d)
```

```
arecv 2 (s):  
[ while ((m = buf.get(s)) != NULL)  
    <p, m> = receive (ANY)  
    buf.add (m, p)  
return m
```

```
buf.add(msg,  
        sender)
```

```
buf.get(sender)  
/* primo messaggio  
doppio  
che arriva  
da sender */
```

Memorizzazione dei
messaggi non immediatamente
utili

tecnica

2 send
2 recv

La send
La recv

LIFO 2 sincron $\begin{cases} \text{Send} \\ \text{receive} \end{cases}$

Ciao mare

Mare ciao

Nel momento in cui fa la receive
svuota la coda

tecnica: automanda mi il messaggio

loop di receive fino a che non ricevo
il mio messaggio

La recv(sender)

send(< getpid(), MAGIC >, getpid())

while True:

< s, m > = recv(ANY)

if < s, m > == (getpid(), MAGIC) break;

buf.add(m, s)

// ora posso fare quello che voglio con buf.

while ((m = buf.get(sender)) != NULL)

< s, m > = receive(ANY)

buf.add(m, s)

return m;

Scrivo
code

svuoto
fino alla
sentinella
in ogni
caso

cercò
un
messaggio
specifco

7. Conclusioni

Riassunto

Il mio grado di sadismo
ha un limite. gli esercizi con i semafori
li voglio bene.

♦ Sezioni critiche

- ♦ meccanismi fondamentali per realizzare mutua esclusione in sistemi mono e multiprocessore all'interno del sistema operativo stesso
- ♦ ovviamente livello troppo basso

♦ Semafori

- ♦ fondamentale primitiva di sincronizzazione, effettivamente offerta dai S.O.
- ♦ livello troppo basso; facile commettere errori

♦ Monitor

- ♦ meccanismi integrati nei linguaggi di programmazione
- ♦ pochi linguaggi di larga diffusione sono dotati di monitor;
- ♦ unica eccezione Java, con qualche distinguo

♦ Message passing

- ♦ da un certo punto di vista, il meccanismo più diffuso
- ♦ può essere poco efficiente (copia dati tra spazi di indirizzamento)

Potere espressivo

- ♦ **Definizione**

- ♦ si dice che il paradigma di programmazione **A** è espressivo almeno quanto il paradigma di programmazione **B** (e si scrive **$A \geq B$**) quando è possibile esprimere ogni programma scritto con **B** mediante **A**
- ♦ ovvero, quando è possibile scrivere una libreria che consenta di implementare le chiamate di un paradigma **B** esprimendole in termini di **A** si avrà **$A \geq B$**

- ♦ **Definizione**

- ♦ si dice che due paradigmi hanno lo stesso potere espressivo se **$A \geq B$** e **$B \geq A$**

Potere espressivo

In vari punti di questi lucidi si mostrano delle relazioni tra i vari paradigmi di programmazione mediante funzioni di implementazione.

Si possono tracciare le seguenti classi di paradigmi:

- ♦ **Metodi a memoria condivisa**

- ♦ semafori, semafori binari, monitor hanno tutti lo stesso potere espressivo
- ♦ dekker e peterson, Test&Set necessitano di busy waiting

- ♦ **Metodi a memoria privata**

- ♦ message passing asincrono ha maggiore potere espressivo
- ♦ message passing sincrono
(abbiamo dovuto aggiungere un processo, non solo una libreria)

$asinc \rightarrow sinc$ libreria
 $sinc \rightarrow asinc$ processo