

Università degli Studi di Padova

## Sincronizzazione



Anno accademico 2006/7  
 Corso di Sistemi Concorrenti e Distribuiti

Tullio Vardanega, [tullio.vardanega@math.unipd.it](mailto:tullio.vardanega@math.unipd.it)

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 1/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Stato del sistema – 1

- **Stato globale di un sistema distribuito**
  - **Stato locale di ciascuno dei suoi processi**
    - Non necessariamente tutto
      - Solo ciò che è considerato importante ai fini dello stato globale
  - **L'insieme dei messaggi in transito (non ancora consegnati)**
- **Conoscere lo stato globale consente di**
  - **Verificare se il sistema è globalmente attivo oppure no**
    - Nessun messaggio in transito → nessuna attività globale
  - **Nel 2° caso, analizzarne le cause: normale terminazione oppure stallo?**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 2/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Stato del sistema – 2

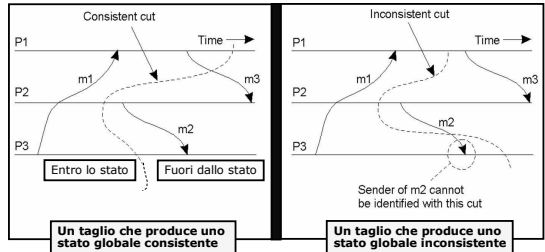
- **Istantanea distribuita (*distributed snapshot*)**
  - **Riflette uno stato globale consistente come potrebbe essere stato nel recente passato**
    - Esempio di **stato inconsistente**: P ha ricevuto un messaggio da Q il cui invio non risulta dallo stato globale
  - **Rappresenta un "taglio" (*cut*) nell'evoluzione temporale individuale dei processi del sistema**
    - Fissa ciò che appartiene allo stato globale e ciò che ne è escluso
    - Il "percorso" del taglio (causato dall'algoritmo usato) determina la consistenza dello stato
  - **Ideato da K. Chandy e L. Lamport**
    - *Distributed Snapshots: Determining Global States of Distributed Systems.*  
 ACM Transactions On Computer Systems, 3(1):63-75, 1985

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 3/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Stato del sistema – 3



Un taglio che produce uno stato globale consistente

Un taglio che produce uno stato globale inconsistente

Sender of m2 cannot be identified with this cut

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 4/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Stato del sistema – 4

- **Situazioni pericolose**
  - **Messaggi inconsistenti**
    - Inviati dal processo M **dopo** aver salvato il proprio stato (*checkpoint*)
    - Ricevuti dal processo D **prima** di aver salvato il proprio stato
    - L'invio di un messaggio inconsistente rischia di essere duplicato in caso di ripristino dello stato e se il suo effetto non è idempotente lo stato di D ne viene corrotto!
  - **Messaggi in transito (*in-flight*)**
    - Inviati da M **prima** di aver salvato il proprio stato
    - Ricevuti da D **dopo** aver salvato il proprio stato
- **Uno stato consistente non ammette messaggi inconsistenti**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 5/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Stato del sistema – 4

- **Algoritmo della istantanea distribuita**
  - **Sistema visto come un insieme di processi connessi da canali di comunicazione punto a punto unidirezionali**
  - **Qualunque processo può iniziare la cattura dello stato**
    - Di conseguenza **più istantanee** possono trovarsi in corso nello stesso istante
  - **Il processo iniziatore salva il proprio stato e invia un *marker* su ogni suo canale in uscita richiedendo al destinatario di partecipare alla cattura dello stato**
    - Il *marker* identifica il processo iniziatore e la versione (p.es. progressiva) dell'istantanea

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova 6/22

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Stato del sistema – 5

**□ Istantanea distribuita**

- **Il processo che riceve un marker da un suo canale di ingresso C**
  - Se non ha ancora salvato il suo stato locale lo salva e invia il marker su tutti i propri canali in uscita
  - Se già lo ha salvato inizia a salvare lo stato del canale C
    - L'insieme dei messaggi ricevuti su C a partire dall'ultimo salvataggio del sistema
- **Un processo ha completato la sua parte dell'algoritmo quando abbia trattato tutti i marker ricevuti da tutti i suoi canali in ingresso**
- **Quando tutti i processi coinvolti dall'iniziatore hanno completato l'iniziatore può raccogliere lo stato globale**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **7/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Stato del sistema – 6

(a)

Il processo Q riceve il marker M dal suo (unico) canale in ingresso ...

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **8/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Stato del sistema – 7

(b) ... Salva il proprio stato locale e invia il marker su ciascuno dei suoi canali in uscita ...

(c) ... e comincia a salvare anche lo stato del suo canale in ingresso ...

(d) ... All'arrivo del successivo marker su quel canale in ingresso ha completato il suo contributo alla cattura dello stato globale

Recorded state

Questo algoritmo produce stati consistenti?

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **9/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Esempio d'uso: terminazione – 1

- **Il processo Q che ha ricevuto un marker per la prima volta ne considera il mittente M sul canale in ingresso come suo predecessore**
  - Q diventa dunque il successore di M
- **Quando Q completa il suo contributo invia a M il messaggio "FINITO"**
- **Lo stato globale per l'iniziatore M' è pronto quando M abbia ricevuto messaggi "FINITO" da tutti i suoi successori Q'**
- **Nel caso generale lo stato globale potrebbe mostrare messaggi in transito**
  - Segno di attività non completate

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **10/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Esempio d'uso: terminazione – 2

- **Il processo Q invia il messaggio "FINITO" sse**
  - Tutti i suoi successori hanno inviato il messaggio "FINITO"
  - Q non ha ricevuto alcun messaggio successivo al completamento del suo stato
- **Altrimenti Q invia il messaggio "CONTINUA" al suo predecessore**
  - L'iniziatore allora invia un nuovo marker (i.e. inizia una nuova istantanea) finché non riceva solo messaggi "FINITO" dai suoi successori

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **11/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Esempio d'uso: terminazione – 3

- **Esiste moltissima documentazione su rete che applica, discute, ed estende l'algoritmo di Chandy & Lamport**
  - Per un interessante esempio animato, si veda:
    - <http://www.risc.uni-linz.ac.at/software/daj/snapshot/index.html>
    - Perdonando l'inglese ☺
  - Vale la pena fare qualche ricerca e qualche riflessione al riguardo!

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **12/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Elezione del coordinatore – 1

- ❑ La presenza di un coordinatore facilita la costruzione di algoritmi distribuiti
- ❑ Eleggere un coordinatore richiede un accordo distribuito
  - L'obiettivo dell'algoritmo di elezione è assicurarne la terminazione con l'accordo di tutti i partecipanti
- ❑ Prerequisiti
  - Un identificatore unico e ordinabile (maggiore, minore) è associato a ciascun processo del sistema (o del gruppo)
  - Ogni processo conosce gli identificatori di tutti gli altri processi del sistema (o del gruppo)

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **13/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Elezione del coordinatore – 2

- ❑ L'algoritmo del "bullo" (*bully*)
  - Il processo P che rileva l'assenza del coordinatore promuove una nuova elezione
    - P invia un messaggio "ELEZIONE" a tutti i processi di identificatore maggiore
    - Se nessuno risponde P si auto-proclama vincitore e diventa coordinatore
    - Un processo che riceva il messaggio "ELEZIONE" da un processo di identificatore minore risponde con il messaggio "OK" e ne rileva la gestione dell'elezione
    - Se P riceve un messaggio "OK" ha finito il suo lavoro
  - Un processo appena (ri-)creato non conosce il coordinatore e dunque promuove una elezione
  - L'algoritmo designa sempre come coordinatore il processo in vita con identificatore maggiore
    - Il vincente informa tutti i processi del sistema che hanno un nuovo coordinatore

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **14/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Elezione del coordinatore – 3

(a) Il processo 4 inizia una nuova elezione.

(b) I processi 5 e 6 rilevano l'elezione in parallelo.

(c) Il processo 6 rileva l'elezione del processo 5.

(d) Il processo 6 non conosce processi di identificatore maggiore, quindi si proclama coordinatore.

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **15/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Mutua esclusione – 1

- ❑ Algoritmo centralizzato: facile, ma fragile
  - Tutte le richieste di accesso a risorse in mutua esclusione vengono inviate a un coordinatore centrale
    - Richiesta "ENTER"
  - Se la risorsa è libera il coordinatore informa il mittente che l'accesso è consentito
    - Notifica "GRANTED"
  - Altrimenti il coordinatore accoda la richiesta (politica FIFO) informando il mittente che l'accesso non è consentito
    - Notifica "DENIED" (oppure nessuna risposta per richieste sincrone)
  - Quando l'utente rilascia la risorsa informa il coordinatore
    - Notifica "RELEASED"
  - Il coordinatore preleva la prima richiesta in attesa e invia al mittente la notifica di accesso
  - Il coordinatore è il *Single Point of Failure* dell'algoritmo oltre che il suo collo di bottiglia

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **16/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Mutua esclusione – 2

- ❑ Algoritmo distribuito
  - Richiede infrastruttura di comunicazione affidabile
  - Il processo P che voglia accesso esclusivo a una risorsa R costruisce un messaggio M ("GRANT?") contenente <P, R, C> e lo invia a tutti i processi del sistema
    - C = ora locale di P
  - Il processo che riceve M
    - Se non sta usando R e non vuole usarla, risponde "OK"
    - Se invece sta usando R non risponde e accoda M presso di sé
    - Se sta per accedere a R ma non lo ha ancora fatto, confronta C con la sua ora locale: il valore più basso vince
      - Gli orologi devono essere coerenti! **Fattore critico**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **17/22**

Università degli Studi di Padova **Sistemi distribuiti: sincronizzazione**

## Mutua esclusione – 3

- ❑ Algoritmo distribuito
  - Per procedere P aspetta di aver ricevuto "OK" di tutti i processi
    - Quando ciò avviene P accede a R in mutua esclusione
    - L'accesso avviene con garanzia di assenza sia di *deadlock* che di *starvation*
  - Quando P rilascia R risponde OK a tutti i processi mittenti di richieste accodate presso di se e le rimuove dalla coda
  - ❑ Da 1 *single point of failure* solo nel coordinatore a  $N > 1$  SPF
    - 1 per ciascun processo
      - L'assenza di risposta viene interpretata come risposta "DENIED"
      - I processi devono allora **sempre** rispondere
      - In assenza di risposta il richiedente deve riprovare con *time-out*
      - Alla ricezione del primo "DENIED" il richiedente deve bloccarsi in attesa passiva del primo "OK" successivo

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova **18/22**

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Mutua esclusione – 4

- ❑ **Algoritmo a gettone circolante (*token ring*)**
  - Processi collegati in sequenza circolare ordinata e punto a punto, lungo la quale deve transitare un gettone
  - Il processo in posizione 0 riceve per primo il gettone
  - Il possesso del gettone consente al processo di accedere a **1 risorsa** in mutua esclusione per poi passare il gettone al suo vicino
  - Se il processo non ha immediato bisogno di risorse passa subito il gettone al vicino
    - Il vicino conferma la ricezione in mancanza della quale viene rimosso dalla sequenza
  - Nel caso peggiore un processo aspetta una intera rotazione del gettone per accedere a una risorsa in mutua esclusione
- ❑ Il gettone è 1 SPF → se perso, va rigenerato

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

19/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Mutua esclusione – 5

- ❑ **I 3 algoritmi possono essere raffrontati in relazione a 3 criteri fondamentali**
  - Numero di messaggi necessari al processo per poter operare sulla risorsa richiesta (ingresso e uscita)
  - Il tempo necessario per perché la richiesta abbia successo
  - Le debolezze dell'algoritmo
- ❑ **Questi 3 criteri possono essere applicati a varie classi di algoritmi distribuiti**

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

20/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Mutua esclusione – 6

Algoritmo	# Messaggi per accesso e rilascio risorsa	Max attesa di accesso spesa per invio messaggi (costo >> lavoro)	Punti deboli (SPF)
<b>Centralizzato</b>	<b>3</b> (ENTER, GRANTED, RELEASED)	<b>2</b> (ENTER, GRANTED)	Guasto del coordinatore
<b>Distribuito</b>	<b>2 (n - 1)</b> (GRANT?, RELEASED) da uno a tutti gli altri	<b>2 (n - 1)</b>	Guasto di qualsiasi processo
<b>Gettone circolante</b>	<b>1 .. ∞</b> (se tutti [1] o nessuno [=] sono interessati alla risorsa)	<b>0 .. n - 1</b> (gettone in possesso, gettone all'altro capo)	Gettone perso Guasto di processo

Raffronto prestazionale tra gli algoritmi

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

21/22

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

## Argomenti non trattati

- ❑ **Argomenti importanti per la problematica di questa lezione non trattati per limiti temporali del corso**
  - **Sincronizzazione degli orologi fisici**
    - Il *middleware* di ogni nodo del sistema distribuito aggiusta il valore del suo orologio fisico in modo coerente con quello degli altri
  - **Sincronizzazione degli orologi logici**
    - Leslie Lamport ha mostrato come l'accordo degli orologi fisici non sia necessario ma lo sia solo l'ordinamento degli eventi (relazione "precede")
  - **Transazioni distribuite**
    - Come ottenere mutua esclusione e **operazioni atomiche** su dati condivisi (ACID)

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

22/22