

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 1

Sincronizzazione

SCD

Anno accademico 2004/5
Corso di Sistemi Concorrenti e Distribuiti
Tullio Vardanega, tullio.vardanega@math.unipd.it

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

1/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 1

☐ Stato globale di un sistema distribuito

- Stato locale di ciascuno dei suoi processi
 - Non tutto, ma 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

2/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

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
- 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
 - È il "percorso" del taglio (causato dall'algoritmo usato) che 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

3/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 3

Un taglio che produce uno stato globale consistente

Ed uno che produce uno stato globale inconsistente

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

4/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 4

☐ Istantanea distribuita: algoritmo 1/2

- Sistema visto come un insieme di processi connessi da canali di comunicazione punto a punto unidirezionali
- Qualunque processo può iniziare la cattura dello stato
 - Più istantanee possono trovarsi in corso simultaneamente
- Il processo iniziatore salva il proprio stato ed 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

5/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 5

☐ Istantanea distribuita: algoritmo 2/2

- Il processo che riceve un marker da un suo canale C
 - Se non ha ancora salvato il suo stato locale, lo salva ed invia il marker su tutti i propri canali in uscita
 - Se già lo ha salvato, inizia a salvare lo stato del canale C, ossia 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

6/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 6

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

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova
7/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema - 7

(b) ... Salva il proprio stato locale, 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 sul suo canale in ingresso ha completato il suo contributo alla cattura dello stato globale

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova
8/20

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 è dunque il successore di M
- Quando Q completa il suo contributo invia ad M il messaggio FINITO
- Lo stato globale per l'iniziatore è pronto quando questi abbia ricevuto messaggi FINITO da tutti i suoi successori
- 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
9/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Esempio d'uso: terminazione - 2

- Il processo Q invia il messaggio FINITO se e solo se
 - 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 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
10/20

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 ed 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
11/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Elezione del coordinatore - 2

- L'algoritmo del "bullo" (*bully*)
 - Il processo P che rilevi 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 riceve 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
12/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Elezione del coordinatore - 3

Il processo 4 inizia una nuova elezione

1 processo 5 e 6 rilevano l'elezione in parallelo

Il processo 6 rileva l'elezione del processo 5

Il processo 6 non conosce processi di identificatore maggiore, quindi si proclama coordinatore

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

13/20

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 ad 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 (con 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 ed 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

14/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione - 2

□ Algoritmo distribuito

1/2

○ Richiede infrastruttura di comunicazione affidabile

Il processo P che voglia accesso esclusivo ad 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 ed accoda M presso di sé

Se sta per accedere R ma non lo ha ancora fatto, confronta C con la sua ora locale: il valore più basso vince (gli orologi devono essere coerenti!)

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

15/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione - 3

□ Algoritmo distribuito

2/2

○ P aspetta di aver ricevuto l'OK di tutti i processi

Quando ciò avviene, P accede ad 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 sé e le rimuove dalla coda

□ Da 1 SPF (*single point of failure*) nel coordinatore ad 1 SPF per ciascun processo!

L'assenza di risposta viene interpretata come divieto d'accesso

I processi devono allora sempre rispondere (risposta DENIED)

In assenza di risposta il richiedente deve riprovare con *time-out*

Alla ricezione del primo DENIED, il richiedente deve bloccarsi, in attesa (passiva) del successivo OK

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

16/20

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 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 una risorsa in mutua esclusione

Il gettone è 1 SPF → se perso, va rigenerato

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

17/20

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 ed 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

18/20

UniPD - SCD 2004 - Corso di Sistemi Concorrenti e Distribuiti

3

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione - 6

| Algoritmo | # Messaggi per accesso e rilascio risorsa | Massima attesa di accesso in invio messaggi (costo >> lavoro) | Punti deboli (SPF) |
|--------------------|---|---|-----------------------------------|
| Centralizzato | 3 (ENTER, GRANTED, RELEASED) | 2 (ENTER, GRANTED) | Guasto del coordinatore |
| Distribuito | 2 (n - 1) (GRANT?, RELEASED) da uno a tutti gli altri | 2 (n - 1) | Guasto di qualsiasi processo |
| Gettone circolante | 1 ... ∞ (se tutti [1] o nessuno [-] sono interessati alla risorsa) | 0 ... n - 1 (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

19/20

Università degli Studi di Padova

Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Argomenti non trattati

❑ **Argomenti importanti per la problematica di questa lezione non trattati per mancanza di tempo**

- **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 che non è necessario l'accordo degli orologi fisici, ma solo l'ordinamento degli eventi (relazione "precede")
- **Transazioni distribuite**
 - Come ottenere mutua esclusione ed operazioni atomiche su dati condivisi

Corso di Laurea Specialistica in Informatica, Università di Padova

20/20