



Sincronizzazione in distribuito



Anno accademico 2018/19
Sistemi Concorrenti e Distribuiti

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

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

1/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema – 2

□ **Distributed snapshot**

- **Riflette uno stato globale consistente come potrebbe essere stato nel recente passato**
 - Che quindi ha in se (in potenza) l'evoluzione attesa
 - Lo stato è inconsistente se P ha ricevuto un messaggio da Q il cui invio non sia compreso nello stato globale
- **Rappresenta un "taglio" nell'evoluzione temporale individuale dei processi del sistema**
 - Fissa ciò che appartiene allo stato globale e ciò che ne è fuori
 - Il "percorso" del taglio (causato dall'algoritmo usato) determina la consistenza dello stato

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

3/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema – 1

□ **Stato globale di un sistema distribuito**


- **Stato locale di ciascun processo**
 - Di esso, solo ciò che è importante ai fini del sistema
- **L'insieme dei messaggi in transito tra nodi**

□ **Conoscere lo stato globale consente di**

- **Verificare se il sistema sia globalmente attivo**
 - Nessun messaggio in transito significa nessuna attività globale
- **Diagnosticare le cause di mancata attività globale**
 - Normale terminazione oppure stallo?

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

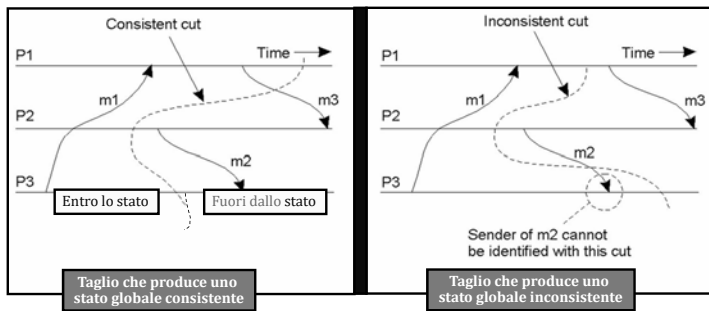
2/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema – 3

K. Chandy, L. Lamport
Distributed Snapshots: Determining Global States of Distributed Systems
ACM Transactions on Computer Systems, 3(1):63-75, 1985



Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

4/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Stato del sistema – 4

- ❑ **Essenziale discriminare tra**
 - **Messaggi inconsistenti**
 - Inviati da M dopo aver salvato il proprio stato (*checkpoint*) ma ricevuti da D prima di aver salvato il proprio stato 
 - Sarebbero nello stato di D senza essere in quello di M
 - Un messaggio inconsistente rischia duplicazione al ripristino dello stato
 - Se il suo effetto non è **idempotente**, il suo arrivo corrompe lo stato di D
 - **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 contiene messaggi inconsistenti**

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

5/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Distributed snapshot – 2

- ❑ **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 propaga il *marker* su tutti i propri canali in uscita**
 - **Se già lo ha salvato, continua a salvare lo stato del canale C fino all'arrivo del *marker* di fine istantanea**
 - L'insieme dei messaggi ricevuti su C a partire dall'ultimo salvataggio di stato locale
- ❑ **Un processo finisce il suo contributo trattando tutti i *marker* della stessa istantanea ricevuti in ingresso**
- ❑ **Quando tutti i processi coinvolti dall'iniziatore hanno completato, l'istantanea è finita**
 - Come si fa a saperlo?

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

7/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Distributed snapshot – 1

- ❑ **Sistema visto come insieme di processi connessi da canali diretti punto-a-punto**
 - Cioè una *overlay network* sulla topologia fisica
- ❑ **Qualunque processo può essere iniziatore di una istantanea**
 - Più istantanee possono procedere simultaneamente
- ❑ **L'iniziatore salva il suo stato e invia un *marker* sui suoi canali di uscita**
 - Chiedendo ai destinatari di partecipare all'istantanea
 - L'istantanea ha un *marker* che ne identifica la versione e l'iniziatore

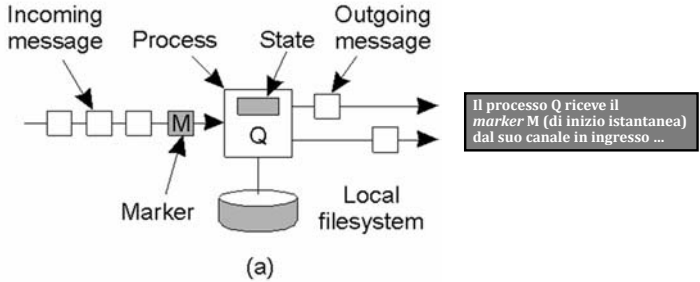
Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

6/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione


Distributed snapshot – 3



(a)

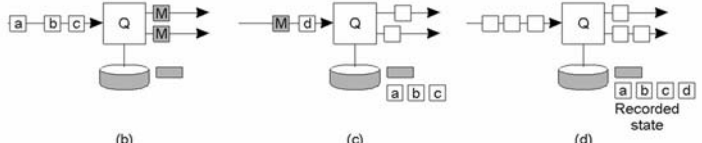
Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

8/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Distributed snapshot – 4



(b) ... Salva il proprio stato locale e propaga il *marker* sui suoi canali in uscita ...


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

(d) ... All'arrivo del successivo *marker* (di fine istantanea) sul suo canale in ingresso ha completato il suo contributo alla cattura dello stato globale

Perché questo algoritmo produce stati consistenti?

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

9/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Esempio d'uso: terminazione – 2

- Il processo Q invia a M il messaggio "FINITO" s/se
 - Tutti i suoi successori hanno inviato messaggio "FINITO"
 - Q non ha ricevuto dai predecessori alcun messaggio successivo alla sua chiusura di stato
- Altrimenti Q invia il messaggio "CONTINUA" al suo predecessore
 - L'iniziatore allora ci riprova con un nuovo *marker*
 - Finché non riceva messaggi "FINITO" da tutti i suoi successori

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

11/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Esempio d'uso: terminazione – 1

- Il processo Q che ha ricevuto un *marker* da un mittente M per la prima volta
 - Considera M come suo predecessore
 - E se stesso (Q) come successore di M
- Quando Q ha fatto la sua parte di chiusura, invia a M il messaggio "FINITO"
- Lo stato globale per l'iniziatore M' è pronto quando ogni suo successore M abbia ricevuto messaggi "FINITO" da tutti i propri successori
 - Lo stato globale può includere messaggi in transito, segno di attività non completate

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

10/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione


Per approfondire

- Fate l'esercizio associato a questa lezione
 - Studiare come il programma concorrente proposto attui l'algoritmo di terminazione distribuita
- Vastissima documentazione sul tema, p.es.
 - <https://blog.acolyer.org/2015/04/22/distributed-snapshots-determining-global-states-of-distributed-systems/>
 - Un interessante esempio animato (perdonando l'inglese zoppicante):
 - <http://www.risc.uni-linz.ac.at/software/daj/snapshot/index.html>

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

12/26

UnipD - SCD 2018/19 - Sistemi Concorrenti e Distribuiti



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Elezione del coordinatore

- ❑ La presenza di un coordinatore facilita la costruzione di algoritmi distribuiti
- ❑ Eleggere il coordinatore richiede accordo distribuito
 - L'algoritmo di elezione ne assicura la terminazione con l'accordo di tutti i partecipanti
- ❑ Prerequisiti
 - Un identificatore ordinale unico per processo
 - Ogni processo conosce gli ID degli altri processi

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

13/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Algoritmo del «bullo» – 2

- ❑ Un processo che riceve "ELEZIONE" da un processo di ID minore risponde "OK" e rileva la procedura di elezione
 - Se P riceve "OK" ha finito il suo lavoro
- ❑ L'algoritmo designa sempre come coordinatore il processo in vita (attivo e raggiungibile) con ID maggiore
 - Il vincente informa tutti i processi del sistema che c'è un nuovo coordinatore

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

15/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Algoritmo del «bullo» – 1

- ❑ Il processo P che non conosca il coordinatore o ne rilevi l'assenza promuove una elezione
- ❑ P invia "ELEZIONE" a tutti e soli i processi di ID maggiore del suo
- ❑ Se nessuno risponde P si proclama coordinatore

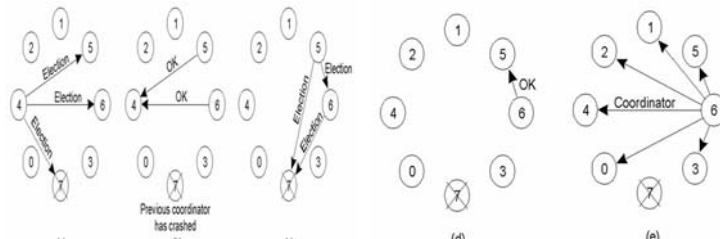
Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

14/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Algoritmo del «bullo» – 3



Il processo 4 inizia una nuova elezione


I processi 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

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

16/26

 Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Il problema del consenso – 1

- ❑ Partizionare dati e lavoro agevola la scalabilità
- ❑ Farlo però comporta il rischio che i partecipanti producano valori errati 
- ❑ Servono soluzioni per assicurare consenso sui valori prodotti, garantendo che, quando serve
 - Possa essere scelto solo un valore che sia stato prima effettivamente proposto
 - Venga scelto un solo valore tra tutti quelli proposti
 - Nessun partecipante riceva notifica di scelta di un valore se questa non sia avvenuta


Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 17/26

 Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 1

- ❑ Algoritmo centralizzato: facile ma fragile
 - Le richieste "ENTER" di accesso esclusivo a una risorsa condivisa vengono inviate a un coordinatore centrale
 - Se la risorsa è libera il coordinatore risponde "GRANTED"
 - Altrimenti il coordinatore accoda la richiesta con politica FIFO e risponde ("DENIED")
 - L'utente che rilascia la risorsa invia "RELEASED" al coordinatore
 - A quel punto il coordinatore preleva la prima richiesta in attesa e invia "GRANTED" al suo mittente
- ❑ Il coordinatore è il *Single Point of Failure* (SPF) dell'algoritmo e il suo collo di bottiglia


Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 19/26

 Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Il problema del consenso – 2

- ❑ Una famosa soluzione a questo problema appare in
 - L. Lamport, *The Part-Time Parliament*, ACM TOCS, 1998
- ❑ Divulgata e nota con il nome di "Paxos"
- ❑ Tema d'esame #1
 - Studiare, progettare, implementare, presentare questo algoritmo (magari nella versione Raft)


Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 18/26

 Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 2

- ❑ Algoritmo distribuito /I
 - Il processo P che chiede accesso esclusivo alla risorsa R invia un messaggio M :: <"GRANT?", P, R, C> a tutti i processi del sistema
 - Dove C = ora locale di P (*timestamp*)
 - Il processo che riceve M
 - Se non sta usando R e non la vuole (per ora) risponde "OK"
 - Se sta usando R non risponde e accoda M presso di sé
 - Se ha chiesto R ma non l'ha ancora ottenuta, confronta C di M con il suo C' di richiesta: risponde "OK" se $C < C'$

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 20/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 3

❑ **Algoritmo distribuito /II**

- **P aspetta di ricevere "OK" da tutti i processi**
 - Quando ciò avviene, P ha ottenuto accesso esclusivo a R
 - Con garanzia di assenza sia di *deadlock* che di *starvation*
- **Rilasciando R, P invia "OK" a tutti i processi che avevano richieste accodate @P e le rimuove dalla sua coda**
 - A quel punto solo un processo riceverà "OK" da tutti gli altri
 - Quello la cui richiesta aveva il C "minore"

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 21/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 5

❑ **Algoritmo a *token ring* (senza *hold-and-wait*)**

- **Processi collegati punto a punto in sequenza circolare**
 - Il gettone transita circolarmente
- **Il processo in posizione 0 riceve per primo il gettone**
 - Il processo con gettone può accedere una singola risorsa
 - Poi deve passare il gettone al suo vicino
 - Il processo che non ha immediato bisogno di risorsa passa il gettone al vicino
 - Il vicino conferma la ricezione altrimenti viene rimosso dalla sequenza
- **Nel caso peggiore, un processo richiedente aspetta una intera rotazione del gettone**

❑ **Il gettone è 1 SPF → se perso va rigenerato**

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 23/26




Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 4

❑ **Critica della soluzione distribuita**

- **Gli SPF aumentano da 1 (il coordinatore) a N (tutti i processi)**
 - Tutti i processi devono sempre rispondere a ogni richiesta
 - La mancata risposta (@ *time-out*) corrisponde a "occupato"
 - Alla ricezione del primo "occupato" il richiedente deve bloccarsi in attesa del primo "OK" successivo
- **E in più servono una infrastruttura di comunicazione affidabile e orologi coerenti (!)**

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 22/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione


Mutua esclusione – 6

❑ **I 3 algoritmi possono essere messi a confronto su 3 criteri base**

- **# messaggi necessari al processo per poter operare sulla risorsa richiesta (ingresso e uscita)**
- **Tempo necessario perché la richiesta abbia successo**
- **Vulnerabilità (SPF) dell'algoritmo**

❑ **Questi 3 criteri possono essere applicati a varie classi di algoritmi distribuiti**

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova 24/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Mutua esclusione – 6

Algoritmo	# Messaggi per accesso e rilascio risorsa	Max attesa di accesso spesa per invio messaggi (costo >> lavoro)	Vulnerabilità (SPF)
Centralizzato	3 (ENTER, GRANTED, RELEASED)	2 (ENTER, GRANTED)	Guasto del coordinatore
Distribuito	2 (n - 1) (GRANT?, RELEASED)	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

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

25/26



Sistemi distribuiti: sincronizzazione

Argomenti non trattati

❑ **Argomenti importanti per la problematica di questa lezione non trattati per limiti temporali**

- **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 (*Atomicity - Consistency - Isolation - Durability*)
 - L'alternativa della *eventual consistency*

Laurea Magistrale in Informatica, Università di Padova

26/26