TRANSAZIONI

- Per mantenere le informazioni consistenti è necessario controllare opportunamente le sequenze di accessi e aggiornamenti ai dati.
- Tali sequenze sono dette **transazioni**.
- Ogni transazione è eseguita o completamente (cioè effettua il commit), oppure per nulla (cioè effettua l'abort) se si verifica un qualche errore (hardware o software) durante l'esecuzione.
- Necessità di garantire che le transazioni eseguite concorrentemente si comportino come se fossero state eseguite in sequenza.
- Necessità di tecniche per ripristinare uno stato corretto della base di dati a fronte di malfunzionamenti di sistema.

TRANSAZIONI: CONCETTI DI BASE

Gli utenti interagiscono con la base di dati attraverso programmi applicativi ai quali viene dato il nome di *transazioni*.

Il termine *transazione* viene utilizzato con diversi significati:

1. la **richiesta o il messaggio di input** che avvia l'operazione desiderata dall'utente;
2. **tutti gli effetti** dell'esecuzione dell'operazione che l'utente ha richiesto;
3. **tutti i programmi** che eseguono l'operazione richiesta dall'utente.

Tale diversità dipende dal fatto che l'uso di transazioni coinvolge diverse tipologie di utenti.

TRANSAZIONI: CONCETTI DI BASE

Nel seguito, si adotterà la seconda definizione:

> *Una transazione è un insieme parzialmente ordinato di operazioni di lettura e scrittura; essa costituisce l'effetto dell'esecuzione di programmi che effettuano le funzioni desiderate dagli utenti.*

L'insieme di operazioni che costituiscono una transazione deve soddisfare alcune proprietà, note come **ACIDity property** (da *Atomicità, Consistenza, Isolamento, Durabilità*).

TRANSAZIONI: ATOMICITÀ

- è detta anche proprietà *tutto-o-niente*
- tutte le operazioni di una transazione devono essere trattate come una singola unità: o vengono eseguite tutte, oppure non ne viene eseguita alcuna
- l'atomicità delle transazioni è assicurata dal sottosistema di *ripristino* (recovery).

TRANSAZIONI: CONSISTENZA

- una transazione deve agire sulla base di dati in modo corretto
- se viene eseguita su una base di dati in assenza di altre transazioni, la transazione trasforma la base di dati da uno stato consistente (cioè che riflette lo stato reale del mondo che la base di dati deve modellare) ad un altro stato ancora consistente
- l'esecuzione di un insieme di transazioni corrette e concorrenti deve a sua volta mantenere consistente la base di dati
- il sottosistema di *controllo della concorrenza* (concurrency control) sincronizza le transazioni concorrenti in modo da assicurare esecuzioni concorrenti libere da interferenze.

TRANSAZIONI: ISOLAMENTO

- ogni transazione deve sempre osservare una base di dati consistente, cioè, non può leggere risultati intermedi di altre transazioni
- la proprietà di isolamento è assicurata dal sottosistema di controllo della concorrenza che isola gli effetti di una transazione fino alla terminazione della stessa.

TRANSAZIONI: DURABILITÀ (PERSISTENZA)

- i risultati di una transazione terminata con successo devono essere resi permanenti nella base di dati nonostante possibili malfunzionamenti del sistema
- la persistenza è assicurata dal sottosistema di ripristino
- tale sottosistema può inoltre fornire misure addizionali, quali back-up su supporti diversi e journaling delle transazioni, per garantire la durabilità anche a fronte di guasti ai dispositivi di memorizzazione.

TRANSAZIONI: ESEMPIO

Si consideri una transazione bancaria di addebito sul conto corrente del signor Rossi.

- è atomica se effettua entrambe le procedure di prelevamento ed aggiornamento del conto corrente
- è consistente se l'importo prelevato è lo stesso addebitato sul conto
- è isolata se il programma transazione non si accorge di altri programmi che leggono e scrivono sul conto corrente del signor Rossi
- è duratura (persistente) se, terminata la transazione, il saldo del conto riflette il prelievo effettuato.

TRANSAZIONI: PROPRIETÀ ACID

Le proprietà ACID vengono assicurate utilizzando due insiemi distinti di algoritmi o protocolli, che assicurano:

1. l'**atomicità dell'esecuzione**

   mantenere la consistenza globale della base di dati e quindi assicurare la proprietà di consistenza delle transazioni (anche concorrenti)

   protocolli di *controllo della concorrenza*

2. l'**atomicità del fallimento**

   assicura l'atomicità, l'isolamento e la persistenza

   protocolli di *ripristino*.

TRANSAZIONI FLAT

- tipo di transazione più semplice
- usate in tutti i DBMS disponibili in commercio
- tecniche di implementazione e limitazioni sono ben note
- un solo *livello di controllo* a cui appartengono tutte le istruzioni eseguite
- transazioni semplici, di breve durata, senza alcuna struttura gerarchica

TRANSAZIONI FLAT

Tutte le istruzioni eseguite devono essere contenute tra le istruzioni *BeginWork* e *CommitWork*.

- l'istruzione BeginWork dichiara l'inizio di una transazione flat
- l'istruzione CommitWork è invocata per indicare che il sistema ha raggiunto un nuovo stato consistente.

La transazione può terminare la propria esecuzione con successo (commit) e rendere definitivi i cambiamenti prodotti sulla base di dati dalle istruzioni eseguite tra BeginWork e CommitWork, oppure sarà disfatta (cioè i suoi effetti saranno annullati) e tutti gli aggiornamenti eseguiti andranno persi (abort).

In questo caso, si dice che viene eseguito il *rollback* della transazione.

TRANSAZIONI FLAT

- una transazione flat T_i è un insieme di operazioni sui dati su cui è definito un ordinamento parziale $<_i$, che specifica l'ordine con cui le operazioni vengono eseguite
- una transazione può, in modo esclusivo, effettuare abort oppure commit
- l'istruzione di abort o di commit deve essere l'ultima istruzione effettuata dalla transazione
- fissato un dato *x*, le operazioni di scrittura e lettura su tale dato sono ordinabili tramite la relazione di ordinamento $<_i$ [cioè una transazione che vuole leggere (scrivere) un dato *x* deve attendere che qualsiasi altra operazione di scrittura (lettura) termini, prima di poter eseguire la lettura (scrittura) richiesta].

TRANSAZIONI FLAT: SUPPORTO IN SQL

- i vari DBMS forniscono specifiche istruzioni SQL per supportare l'uso di transazioni flat
- tali istruzioni sono invocate all'interno di programmi applicativi e consentono al programmatore di identificare l'inizio e la fine di una transazione
- l'istruzione `exec sql connect:user_name identified by :user_pws` (cioè l'istruzione di connessione) avvia la transazione, cioè implementa la primitiva BeginWork
- l'istruzione `exec sql commit work` esegue il commit di una transazione
- l'istruzione `exec sql rollback` esegue il rollback di una transazione.

TRANSAZIONI FLAT: LIMITAZIONI

- una transazione flat non permette di effettuare il commit oppure l'abort di parti distinte di essa nè di eseguire modifiche sulla base di dati in molteplici passi, effettuando molteplici commit
- esempio di problema nell'uso di transazioni flat: pianificazione di un viaggio Pittsburg-Finale Ligure

  BeginWork
  prenota il volo da Pittsburgh a Londra
  prenota il volo da Londra a Milano, stesso giorno
  prenota il volo da Milano a Genova, stesso giorno

- proposte di estensioni: transazioni concatenate, transazioni annidate, transazioni multilivello, ...

  trade-off potere espressivo - semplicità

CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

Scopo: garantire l'integrità della base di dati in presenza di accessi concorrenti da parte di più utenti

necessità di sincronizzare le transazioni eseguite concorrentemente.

Esempio di problema: Base di dati che organizza le informazioni sui conti dei clienti di una banca. Il sig. Rossi è titolare di due conti: un conto corrente (intestato anche alla sig.ra Rossi) e un libretto di risparmio, i cui saldi sono Lit. 100000 e Lit. 1000000. Con la transazione T_1 il sig. Rossi trasferisce Lit. 150000 dal libretto di risparmio al conto corrente. Contemporaneamente con la transazione T_2 la sig.ra Rossi deposita Lit. 500000 sul conto corrente.

CONTROLLO DELLA CONCORRENZA: ESEMPIO

T_1	T_2
Read l_r;	
l_r = l_r - 150000;	
	Read c/c;
Write l_r;	
	c/c = c/c + 500000;
Read c/c;	
	Write c/c;
	Commit T_2.
c/c = c/c + 150000;	
Write c/c;	
Commit T_1.	

La somma depositata da T_2 è persa (*lost update*) $\Rightarrow$ non si ha l'effetto voluto sulla base di dati.

SERIALIZZABILITÀ

- l'esecuzione concorrente di più transazioni genera un'alternanza di computazioni da parte delle varie transazioni, detta *interleaving*

  la sequenza di operazioni generata viene definita *schedule*

- l'interleaving tra le transazioni T_1 e T_2 nell'esempio produce uno stato della base di dati scorretto; si sarebbe ottenuto uno stato corretto se ciascuna transazione fosse stata eseguita da sola o se le due transazioni fossero state eseguite l'una dopo l'altra, consecutivamente

- uno **schedule seriale** è uno schedule in cui le transazioni vengono eseguite in sequenza.

SCHEDULE SERIALE: ESEMPIO

Schedule 1

T_1	T_2
Read l_r;	
l_r = l_r - 150000;	
Write l_r;	
Read c/c;	
c/c = c/c + 150000;	
Write c/c;	
Commit T_1	
	Read c/c;
	c/c = c/c + 500000;
	Write c/c;
	Commit T_2

Date n transazioni, si possono costruire $n!$ diversi schedule seriali.

SCHEDULE EQUIVALENTI

Due schedule S_1 e S_2 sono computazionalmente **equivalenti**, indicato con $S_1 \equiv S_2$, se:

1. l'insieme delle transazioni considerate in S_1 coincide con l'insieme delle transazioni considerate in S_2;

2. per ogni dato Q, se in S_1 la transazione T_i esegue $read(Q)$ e il valore di Q letto da T_i era stato modificato da T_k, lo stesso avviene in S_2;

3. per ogni dato Q, se in S_1 la transazione T_i è l'ultima transazione ad eseguire l'operazione $write(Q)$, lo stesso avviene in S_2.

SCHEDULE EQUIVALENTI

- la condizione (1) assicura che lo stesso insieme di transazioni partecipi ad entrambi gli schedule

- la condizione (2) assicura che ogni transazione riceva gli stessi valori in ingresso in entrambi gli schedule (e quindi esegua la stessa computazione)

- la condizione (3), insieme alla condizione (2), assicura che entrambi gli schedule producano lo stesso stato finale della base di dati.

SCHEDULE EQUIVALENTI: ESEMPIO

Schedule 2

T_1	T_2
Read l_r;	
	Read c/c;
l_r = l_r - 150000;	
	c/c = c/c + 500000;
Write l_r;	
	Write c/c;
	Commit T_2.
Read c/c;	
c/c = c/c + 150000;	
Write c/c;	
Commit T_1	

è equivalente allo schedule seriale T_2, T_1.

SCHEDULE SERIALIZZABILI

- uno schedule S è **serializzabile** se e solo se esiste uno schedule seriale S' tale che $S \equiv S'$
- lo schedule 2 è serializzabile
- due algoritmi per la verifica della serializzabilità di uno schedule:
  1. assume che le transazioni debbano leggere i dati prima di modificarli (ogni operazione di write è sempre preceduta da un'operazione di read)

     semplice ed efficiente
  2. non fa questa assuzione: le transazioni non devono necessariamente leggere i dati prima di modificarli.

ESEMPIO DI SCHEDULE NON SERIALIZZABILE

Schedule 3

T_1	T_2
Read l_r;	
l_r = l_r - 150000;	
	Read l_r;
	l_r = l_r - 100000;
	Write l_r;
	Read c/c;
Write l_r;	
Read c/c;	
c/c = c/c + 150000;	
Write c/c;	
Commit T_1	
	c/c = c/c + 100000;
	Write c/c;
	Commit T_2

ESEMPIO DI SCHEDULE NON SERIALIZZABILE

- le transazioni T_1 e T_2 trasferiscono rispettivamente 150000 e 100000 dal libretto di risparmio al conto corrente
- se lo schedule fosse corretto, la somma esistente sul conto corrente sommata alla somma esistente sul libretto di risparmio sarebbe invariata
- si supponga che prima di iniziare l'esecuzione, l_r = 400000 e c/c= 200000

  al termine dell'esecuzione, l_r = 250000 mentre c/c=300000

  $\Rightarrow$ la somma delle due quantità non si è mantenuta costante
- vi sono dei lost update: il decremento di l_r di T_2 e l'incremento di c/c di T_1.

ALGORITMO 1: Scritture precedute da letture

Dato uno schedule S a cui partecipano le transazioni $T_1, \ldots, T_n$, si costruisce un grafo diretto, detto *grafo di precedenza* $G_S = (V, E)$, definito come segue:

1. L'insieme dei vertici V consiste di tutte le transazioni che partecipano allo schedule S.

2. L'insieme degli archi E consiste di tutti gli archi $T_i \rightarrow T_j$, $i, j = 1, \ldots, n$, tali che T_i e T_j verificano una delle due seguenti condizioni:

   (a) T_i esegue $write(Q)$ prima che T_j esegua $read(Q)$.

   (b) T_i esegue $read(Q)$ prima che T_j esegua $write(Q)$.

ALGORITMO 1: Scritture precedute da letture

Se esiste un arco da T_i a T_j allora nello schedule seriale S', equivalente a S, T_i deve essere eseguito prima di T_j

$\Rightarrow$ lo schedule S è serializzabile sse il grafo G_S è aciclico

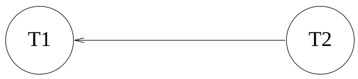
l'ordine di serializzabilità si ottiene con un ordinamento topologico:

sia L una lista vuota
1. sia T_i un nodo in G_S senza archi entranti
(esiste sicuramente perchè il grafo è aciclico)
2. si appende T_i alla lista L
3. si rimuove T_i dal grafo e si rimuovono tutti gli archi uscenti da T_i
si rieseguono i passi 1, 2, 3 fino a che il grafo è vuoto

il costo dell'algoritmo è nell'ordine di n^2, dove n è il numero di nodi (e cioè il numero di transazioni) del grafo.

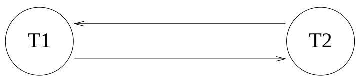
ALGORITMO 1: Esempi

- il grafo corrispondente allo schedule 2 è



  il grafo non ha cicli, quindi lo schedule 2 è serializzabile

- il grafo corrispondente allo schedule 3 è



  il grafo ha un ciclo, quindi lo schedule 3 non è serializzabile.

ALGORITMO 2: Scrittura non condizionata

- si considerano scritture non necessariamente precedute da letture

  un tipico esempio e' l'istruzione SQL
  `UPDATE Impiegati SET Salario = 1000;`

- in questo caso non esiste un algoritmo efficiente (cioè polinomiale)

Esempio:

Schedule 4

T_1	T_2
Read l_r;	
	Write l_r;
Write l_r;	
Commit T_1	
	Commit T_2

ALGORITMO 2: Scrittura non condizionata

Esempio - segue

- lo schedule 4 non è serializzabile

  non è infatti equivalente né allo schedule seriale che esegue prima T_1 e poi T_2 né allo schedule seriale che esegue prima T_2 e poi T_1

- T_1 legge l_r prima che sia modificato da $T_2 \Rightarrow T_1$ deve precedere T_2 nello schedule seriale equivalente

  T_1 esegue l'ultima operazione di scrittura $\Rightarrow T_1$ deve seguirere T_2 nello schedule seriale equivalente

  si ha quindi una contraddizione.

ALGORITMO 2: Scrittura non condizionata

Prima possibilità: modificare l'algoritmo 1 per confrontare operazioni di scrittura introducendo un arco $T_i \to T_j$ nel grafo G_S se, nello schedule S, T_j scrive il dato Q dopo che T_i scrive Q.

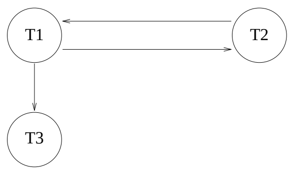
Problema:

Schedule 5

T_1	T_2	T_3
Read l_r;		
	Write l_r;	
Write l_r;		
		Write l_r;
Commit T_1		
	Commit T_2	
		Commit T_3

ALGORITMO 2: Scrittura non condizionata

il grafo ottenuto con l'algoritmo 1 modificato è



il grafo è ciclico, quindi lo schedule sembrerebbe non serializzabile

invece è equivalente allo schedule seriale T_1, T_2, T_3

i valori di l_r scritti da T_1 e T_2 non sono letti da T_3 (*useless writes*).

ALGORITMO 2: Scrittura non condizionata

Idea: usare archi etichettati, dove archi con la stessa etichetta rappresentano scelte alternative $\Rightarrow$ *poligrafo*

- Sia $\{T_0, ..., T_n\}$ l'insieme di transazioni considerate in uno schedule S. Siano T_b e T_f due transazioni *dummy*, tali che T_b esegue un'operazione di $write(Q)$ per ogni dato Q riferito in S e T_f esegue un'operazione di $read(Q)$ per ogni dato Q riferito in S.

- Si costruisce un nuovo schedule S' ottenuto da S eseguendo T_b come prima operazione ed eseguendo T_f come ultima operazione.

- Il grafo di precedenza con etichette per S' si costruisce come segue:

1. Si introduce un nodo per ogni transazione in S' e un arco $T_i \xrightarrow{0} T_j$ per ogni coppia di transazioni T_i e T_j tali che T_j legge il valore di un dato Q scritto da T_i.

2. Si rimuovono tutti gli archi incidenti su nodi che rappresentano transazioni *useless*. Una transazione è useless se non esiste alcun cammino, nel grafo di precedenza, che connette T_i a T_f.

3. Per ogni dato Q tale che:
   - T_j legge il valore di Q scritto da T_i;
   - T_k esegue $write(Q)$ e $T_k \neq T_b$:

   1. se $T_i = T_b$ e $T_j \neq T_f$, si inserisce l'arco $T_j \xrightarrow{0} T_k$;
   2. se $T_i \neq T_b$ e $T_j = T_f$, si inserisce l'arco $T_k \xrightarrow{0} T_i$;
   3. se $T_i \neq T_b$ e $T_j \neq T_f$, si inserisce la coppia di archi $T_k \xrightarrow{p} T_i$ e $T_j \xrightarrow{p} T_k$, con p numero intero maggiore di 0 e mai usato prima nell'etichettare gli archi.

ALGORITMO 2

- regola (c): se una transazione T_i scrive un dato Q che viene letto da una transazione T_j, una transazione T_k non può essere inserita tra T_i e T_j

  quindi T_k può essere inserita nell'ordinamento seriale o prima di T_i o dopo T_j

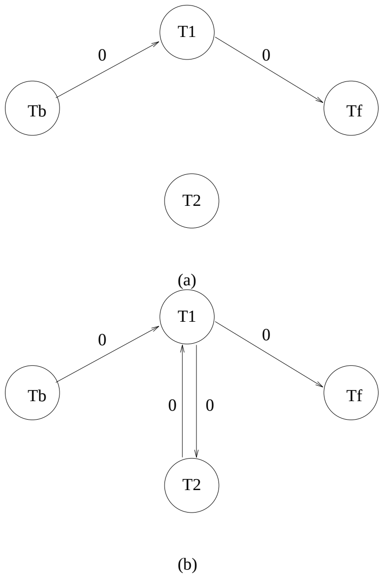
- l'inserzione di due archi con etichette diverse da zero denota che sono possibili due scelte

  è necessario esaminare ogni possibile grafo che si ottiene scegliendo uno solo degli archi che hanno la stessa etichetta

  se almeno uno di tali grafi è aciclico, lo schedule corrispondente è serializzabile

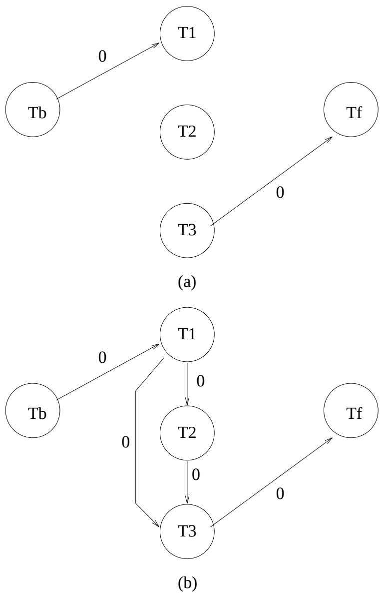
- se ci sono n coppie di archi con la stessa etichetta i possibili grafi sono 2^n; il problema è NP-completo.

Grafo dello Schedule 4



poichè il grafo è ciclico e tutti gli archi hanno etichetta 0 lo schedule non è serializzabile.

Grafo dello schedule 5



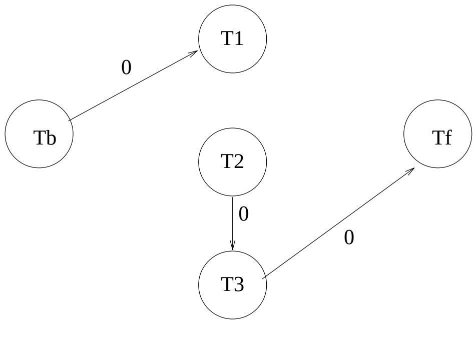
poiché il grafo non ha cicli, lo schedule è serializzabile ed è equivalente allo schedule seriale T_1, T_2, T_3.

ALGORITMO 2: Esempio

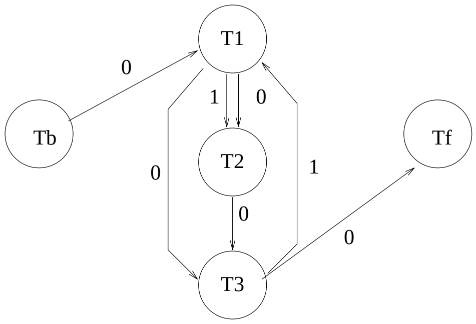
Schedule 6

T_1	T_2	T_3
Read l_r;		
	Write l_r;	
		Read l_r;
Write l_r;		
		Write l_r;
Commit T_1		
	Commit T_2	
		Commit T_3

Poligrafo dello schedule 6

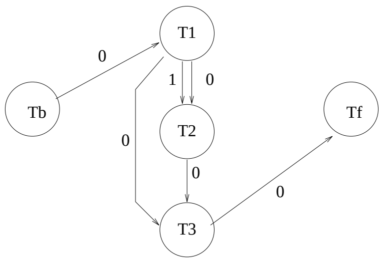


(a)

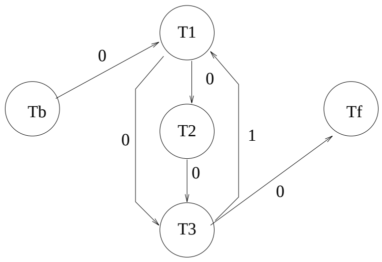


(b)

Grafi dello schedule 6



(a)



(b)

poiché il grafo (a) è aciclico, lo schedule 6 è serializzabile

lo schedule seriale equivalente è T_1, T_2, T_3.

PROTOCOLLI DI CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

- abbiamo visto due algoritmi per determinare se uno schedule è serializzabile

  tali algoritmi assumono che lo schedule sia noto

- per assicurare la serializzabilità durante l'esecuzione di più transazioni si utilizza un protocollo di controllo della concorrenza

- tra i protocolli proposti i più noti sono il protocollo **two-phase locking** e il protocollo **timestamp ordering**.

PROTOCOLLI BASATI SU LOCK

- idea base: ritardare l'esecuzione di operazioni in conflitto imponendo che le transazioni pongano dei blocchi (*lock*) sui dati per poter effettuare operazioni di lettura e scrittura
- due operazioni si dicono in conflitto se almeno una delle due è un'operazione di scrittura
- una transazione può accedere ad un dato solo se ha un lock su quel dato.

PROTOCOLLI BASATI SU LOCK

due tipi di lock:

shared: se una transazione T ha ottenuto un lock con modalità shared (condivisa) sul dato Q, allora T può leggere questo dato ma non può modificarlo

exclusive se una transazione T ha ottenuto un lock con modalità exclusive (esclusiva) sul dato Q, allora T può sia leggere che modificare Q.

uno shared lock sul dato Q viene richiesto con l'istruzione `Ls(Q)`

un exclusive lock viene richiesto con l'istruzione `Lx(Q)`

il lock su un dato Q è rilasciato con l'istruzione `Un(Q)`.

PROTOCOLLI BASATI SU LOCK

matrice di compatibilità dei lock:

	Shared	**Exclusive**
Shared	*vero*	*falso*
Exclusive	*vero*	*falso*

- se T_i richiede un lock di modalità A sul dato Q su cui T_j ($T_i \neq T_j$) possiede un lock di modalità B, a T_i può essere concesso immediatamente un lock su Q se il lock di modalità A è *compatibile* con il lock di modalità B.

PROTOCOLLO TWO-PHASE LOCKING

- ogni transazione deve effettuare richieste di lock e unlock in due fasi distinte:

  fase di acquisizione in cui una transazione può ottenere dei lock, ma non può rilasciarne

  fase di rilascio in cui una transazione può rilasciare dei lock, ma non può ottenerne di nuovi

- inizialmente, una transazione si trova nella fase di acquisizione e acquisisce i lock necessari

  non appena la transazione rilascia un lock, inizia la fase di rilascio e non può più essere richiesto alcun lock.

PROTOCOLLO TWO-PHASE LOCKING

- il protocollo two-phase locking assicura la serializzabilità, ma è suscettibile di **deadlock**

  un sistema si dice in deadlock se esiste un insieme di transazioni tali che ogni transazione dell'insieme attende un'altra transazione dell'insieme per completare la propria esecuzione

- *prevenzione* del deadlock: locking statico [tutti i lock necessari richiesti prima dell'inizio della transazione], ordinamento parziale sui dati, schemi *wait-die* e *wound-wait*

  rilevazione (wait-for-graph) e *risoluzione* del deadlock.

PROTOCOLLO TWO-PHASE LOCKING

<u>Schedule 7</u>

T_1	T_2
Read a;	Read a;
Read b;	Read b;
Read c;	Commit T_2.
Write a;	
Commit T_1	

T_1 deve acquisire un exclusive lock sul dato *a* $\Rightarrow$ non è ammissibile alcuna esecuzione concorrente delle due transazioni

in realtà T_1 ha bisogno dell'exclusive lock sul dato *a* solo alla fine $\Rightarrow$ potrebbe acquisire inizialmente uno shared lock sul dato *a*, promuovendolo poi ad exclusive lock.

PROTOCOLLO TWO-PHASE LOCKING

- per aumentare il grado di parallelismo viene consentito l'uso di **conversioni**:

  uno shared lock può essere promosso a exclusive lock e un exclusive lock può essere regredito ad uno shared lock

- la promozione di lock può avvenire solo durante la fase di acquisizione, la regressione solo durante la fase di rilascio.

PROTOCOLLO TIMESTAMP ORDERING

- assegna un timestamp ad ogni transazione e ad ogni dato è associato il timestamp dell' ultima transazione che l'ha letto o scritto

- nei protocolli di locking, l'ordine di esecuzione di transazioni in conflitto è determinato in fase di esecuzione, al tentativo di acquisire un lock incompatibile

  i protocolli *timestamp ordering* selezionano tale ordine in anticipo

- ad ogni transazione T_i è associata un' etichetta TS(T_i), assegnata dal sistema prima che T_i inizi la propria esecuzione

  l'assegnazione di etichette è monotona (clock di sistema o contatore logico).

PROTOCOLLO TIMESTAMP ORDERING

- le etichette delle transazioni determinano l'ordine di serializzabilità:

  se TS(T_i) < TS(T_j) lo schedule prodotto è equivalente ad uno schedule seriale in cui T_i precede T_j

- ad ogni dato Q si associa:

  W-timestamp(Q): il timestamp più alto fra tutte le transazioni che hanno eseguito write(Q) con successo

  R-timestamp(Q): il timestamp più alto fra tutte le transazioni che hanno eseguito read(Q) con successo

  aggiornate ogni volta che si esegue write(Q) o read(Q).

- se T_i vuole eseguire read(Q):
  - se TS(T_i) < W-timestamp(Q), la lettura è rifiutata e viene effettuato il rollback di T_i [il valore è stato sovrascritto]
  - se TS(T_i) ≥ W-timestamp(Q), la lettura viene eseguita e R-timestamp(Q) = max(R-timestamp(Q), TS(T_i))

- se T_i vuole eseguire write(Q):
  - se TS(T_i) < R-timestamp(Q), la scrittura è rifiutata e viene effettuato il rollback di T_i [il valore è già stato letto]
  - se TS(T_i) < W-timestamp(Q), la scrittura viene ignorata [scrittura di un valore obsoleto]
  - altrimenti, la scrittura viene eseguita e W- timestamp(Q) = max(W-timestamp(Q), TS(T_i)).

PROTOCOLLO TIMESTAMP ORDERING

- se si effettua il rollback di una transazione T_i, le si assegna un nuovo timestamp e si effettua il restart

- assicura la serializzabilità e l'assenza di deadlock

- possibile problema: rollback a cascata

  si può controllare che una transazione legga solo valori modificati da transazioni che hanno terminato con successo (bit di commit).

ESEMPIO

<u>Schedule 8</u>

T_1	T_2
Read b;	Read b;
Read a;	b:=b-50;
Display a+b;	Write b;
Commit T_1	Read a;
	a := a+50;
	Write a;
	Display a+b;
	Commit T_2

TS(T_1) = 100, TS(T_2) = 102, R-timestamp(a) = 80, W-timestamp(a) = 80, R-timestamp(b) = 90, W-timestamp(a) = 90

Reab(b) della transazione T_1, poi tutte le operazioni della transazione T_2, poi Read(a) della transazione T_1 ⇒ rollback

lo schedule proposto non è serializzabile

PROTOCOLLI DI COMMIT

Tre principali tipi di malfunzionamento:

- **malfunzionamenti del disco**: le informazioni residenti su disco vengono perse (rottura della testina, errori durante il trasferimento dei dati)

- **malfunzionamenti di alimentazione**: le informazioni memorizzate in memoria centrale e nei registri vengono perse

- **errori nel software**: si possono generare risultati scorretti e il sistema potrebbe essere in uno stato inconsistente (errori logici ed errori di sistema).

Il *sottosistema di recovery* (ripristino) deve identificare i malfunzionamenti e ripristinare la base di dati allo stato (consistente) precedente il malfunzionamento.

CLASSIFICAZIONE DELLE MEMORIE

- **memoria volatile** le informazioni contenute vengono perse in caso di cadute di sistema
  esempi: memoria principale e cache

- **memoria non volatile** le informazioni contenute sopravvivono a cadute di sistema, possono però essere perse a causa di altri malfunzionamenti
  esempi: disco e nastri magnetici

- **memoria stabile** le informazioni contenute non possono essere perse (astrazione teorica)

  se ne implementano approssimazioni, duplicando le informazioni in diverse memorie non volatili con probabilità di fallimento indipendenti.

MODELLO ASTRATTO PER L'ESECUZIONE DI TRANSAZIONI

una transazione è sempre in uno dei seguenti stati:

- **active**: lo stato iniziale

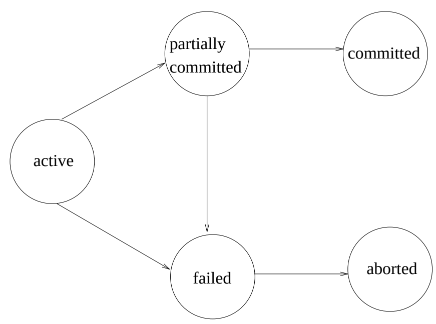
- **partially committed**: lo stato raggiunto dopo che è stata eseguita l'ultima istruzione

- **failed**: lo stato raggiunto dopo aver determinato che l'esecuzione non può procedere normalmente

- **aborted**: lo stato raggiunto dopo che la transazione ha subito un rollback e la base di dati è stata ripristinata allo stato precedente l'inizio della transazione

- **committed**: dopo il completamento con successo.

MODELLO ASTRATTO PER L'ESECUZIONE DI TRANSAZIONI



MODELLO ASTRATTO PER L'ESECUZIONE DI TRANSAZIONI

- è importante che una transazione non effettui *scritture esterne osservabili* (cioè scritture che non possono essere "cancellate", ad es. su terminale o stampante) prima di entrare nello stato di commit

- dopo il rollback di una transazione, il sistema ha due possibilità:
  - **rieseguire la transazione** ha senso solo se la transazione è stata abortita a seguito di errori software o hardware non dipendenti dalla logica interna della transazione
  - **eliminare la transazione** se si verificano degli errori interni che possono essere corretti solo riscrivendo il programma applicativo.

ESEMPIO

T transazione che trasferisce Lit. 100000 dal conto A al conto B
A = Lit. 1000000, B = Lit. 15000000

dopo la modifica di A e prima della modifica di B, si verifica una caduta di sistema e i contenuti della memoria vengono persi

- si riesegue $T \Rightarrow$ stato (inconsistente) in cui A = Lit. 800000 e B = Lit. 15.100000

- non si riesegue $T \Rightarrow$ stato corrente (inconsistente) in cui A = Lit. 900000 e B = Lit. 15000000

in entrambi i casi lo stato risultante è inconsistente, il problema è causato dal fatto di avere modificato la base di dati prima di avere la certezza che la transazione abbia terminato con successo.

MECCANISMI DI RECOVERY CON LOG

- durante l'esecuzione di una transazione tutte le operazioni di scrittura sono registrate in un particolare file gestito dal sistema, detto file di *log*

- concettualmente, il log può essere pensato come un file sequenziale, nell'implementazione effettiva possono essere usati più file fisici

- ad ogni record inserito nel log viene attribuito un identificatore unico (LSN, log sequence number o numero di sequenza di log) che in genere è l'indirizzo logico del record

MECCANISMI DI RECOVERY CON LOG

- la versione non volatile del log è memorizzata su memoria stabile

  i record di log sono memorizzati in un primo momento solo nei buffer dei file di log nella memoria volatile

  prima di cominciare il commit, tutti i record di log fino ad un certo punto, identificato da un LSN, vengono scritti su memoria stabile (il log viene *forzato* fino a quel LSN)

- tramite il log, il sistema può gestire qualsiasi malfunzionamento che non implichi la perdita di informazioni contenute in memoria non volatile.

LOG INCREMENTALE CON MODIFICHE DIFFERITE

- tutte le operazioni di scrittura eseguite da una transazione vengono differite fino a che la transazione non entra nello stato *partially committed*, tutte le modifiche sono registrate nel file di log

- durante l'esecuzione di una transazione T_i:
  - prima che T_i cominci la propria esecuzione viene scritto nel log il record $<T_i$ start$>$
  - ogni operazione di scrittura *write[x]* produce un record di log della forma: $< T_i, x,$ nuovo valore $>$
  - quando T_i entra in stato *partially committed*, viene scritto nel log il record $<T_i$ commit$>$.

LOG INCREMENTALE CON MODIFICHE DIFFERITE

- tutti i record di log sono scritti su memoria stabile, a questo punto, la transazione entra nello stato *committed*

- lo schema di recovery usa la procedura di recovery redo(T_i), che assegna a tutti i dati aggiornati dalla transazione T_i i nuovi valori

  l'operazione redo deve essere *idempotente*, cioè, più esecuzioni in sequenza di tale operazione devono essere equivalenti ad un'esecuzione singola (questo assicura un comportamento corretto anche in presenza di malfunzionamenti durante il recovery)

- a seguito di un malfunzionamento, una transazione T_i viene rieseguita se il log contiene entrambi i record $<T_i$ start$>$ e $<T_i$ commit$>$.

ESEMPIO

T_1	T_2
Read l_r	Read c/c2
l_r = l_r - 150000	c/c2 = c/c2 - 200000
Write l_r	Write c/c2
Read c/c1	Commit T_2
c/c1 = c/c1 + 150000	
Write c/c1	
Commit T_1	

viene eseguita prima T_1 e poi T_2

inizialmente l_r = 500000 c/c1 = 600000 c/c2 = 800000.

contenuto del log al termine dell'esecuzione delle due transazioni:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 750000 $>$
$< T_1$, commit $>$
$< T_2$, start $>$
$< T_2$, c/c2, 600000 $>$
$< T_2$, commit $>$

se si verifica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Write c/c1", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 750000 $>$

$\Rightarrow$ non si esegue alcuna operazione di redo se si verifica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Write c/c2", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1,$ start $>$
$< T_1,$ l_r,350000 $>$
$< T_1,$ c/c1, 750000 $>$
$< T_1,$ commit $>$
$< T_2,$ start $>$
$< T_2,$ c/c2, 600000 $>$

$\Rightarrow$ viene effettuato redo(T_1) e lo stato della base di dati diventa:

l_r = 350000 c/c1 = 750000 c/c2 = 800000

se si verfica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Commit T_2", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1,$ start $>$
$< T_1,$ l_r,350000 $>$
$< T_1,$ c/c1, 750000 $>$
$< T_1,$ commit $>$
$< T_2,$ start $>$
$< T_2,$ c/c2, 600000 $>$
$< T_2,$ commit $>$

$\Rightarrow$ vengono effettuate le operazioni redo(T_1) e redo(T_2) e lo stato della base di dati diventa: l_r = 350000 c/c1 = 750000 c/c2 = 600000.

LOG INCREMENTALE CON MODIFICHE IMMEDIATE

- gli aggiornamenti sono effettuati sulla base di dati e un *log incrementale* tiene traccia di tutti i cambiamenti; tali informazioni sono usate per riportare la base di dati allo stato consistente precedente in caso di malfunzionamento

- – prima che T_i cominci la propria esecuzione viene scritto nel log il record $<T_i$ start$>$
  – ogni operazione di scrittura *write[x]* è preceduta dalla scrittura un record di log della forma:
  $< T_i, x,$ vecchio valore, nuovo valore $>$
  – quando T_i entra in stato *partially committed*, viene scritto nel log il record $<T_i$ commit$>$.

LOG INCREMENTALE CON MODIFICHE IMMEDIATE

- non si può aggiornare effettivamente la base di dati prima che il corrispondente record di log sia scritto in memoria stabile

- due procedure di ripristino:
  – undo(T_i): ripristina i valori di tutti i dati aggiornati da T_i ai vecchi valori
  – redo(T_i): pone il valore di tutti i dati aggiornati da T_i ai nuovi valori.

  entrambe devono essere idempotenti

- a seguito di un malfunzionamento:
  – T_i è disfatta se il log contiene $<T_i$ start$>$, ma non $<T_i$ commit$>$
  – T_i è rieseguita se il log contiene sia $<T_i$ start$>$ che $<T_i$ commit$>$.

ESEMPIO

contenuto del log al termine dell'esecuzione delle due transazioni:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 750000 $>$
$< T_1$, commit $>$
$< T_2$, start $>$
$< T_2$, c/c2, 600000 $>$
$< T_2$, commit $>$

se si verifica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Write c/c1", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,500000,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 600000,750000 $>$

$\Rightarrow$ si esegue l'azione di undo(T_1), il nuovo stato dei dati è: l_r = 500000 c/c1 = 600000 c/c2 = 800000.

se si verifica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Write c/c2", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,500000,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 600000,750000 $>$
$< T_1$, commit $>$
$< T_2$, start $>$
$< T_2$, c/c2, 800000,600000 $>$

$\Rightarrow$ viene effettuato redo(T_1) e undo(T_2), lo stato della base di dati diventa:

l_r = 350000 c/c1 = 750000 c/c2 = 800000

se si verfica un crash subito dopo aver scritto su memoria stabile il record di log per l'operazione "Commit T_2", lo stato del log al momento del crash è il seguente:

$< T_1$, start $>$
$< T_1$, l_r,500000,350000 $>$
$< T_1$, c/c1, 600000, 750000 $>$
$< T_1$, commit $>$
$< T_2$, start $>$
$< T_2$, c/c2, 800000,600000 $>$
$< T_2$, commit $>$

$\Rightarrow$ vengono effettuate le operazioni redo(T_1) e redo(T_2) e lo stato della base di dati diventa: l_r = 350000 c/c1 = 750000 c/c2 = 600000.

CHECKPOINT

- meccanismo introdotto per ridurre i tempi di recovery
- il sistema periodicamente:
  - forza tutti i record di log residenti in memoria principale su memoria stabile
  - forza tutti i blocchi di buffer su disco
  - forza il record <checkpoint> su memoria stabile.
- dopo che si è verificato un malfunzionamento si esamina il log per determinare l'ultima transazione T_i che ha iniziato la propria esecuzione prima che avesse luogo l'ultimo checkpoint
  si considerano nella procedura di recovery tutte le transazioni iniziate dopo T_i.

LIVELLI DI ISOLAMENTO

grado 0 *chaos*: non consente che più transazioni aggiornino simultaneamente un dato

grado 1 *browse*: non consente la sovrascrittura di dati aggiornati da transazioni che non hanno effettuato il commit

grado 2 *cursor stability*: 1 + impone alle transazioni di leggere solo i dati che sono stati aggiornati da transazioni che hanno effettuato il commit

grado 3 *repeatable reads*: una transazione che vuole leggere/scrivere un dato deve attendere il completamento di tutte le altre transazioni che hanno precedentemente letto/scritto quel dato

fornisce un isolamento completo.