

# Basi di dati II

## Esercizi di autovalutazione — 12 aprile 2013

### Cenni sulle soluzioni

#### Domanda 1

Illustrare, brevemente, ma in modo ordinato, le differenze nelle tecniche di implementazione fra i livelli di isolamento **SERIALIZABLE** e **REPEATABLE READ**, facendo anche riferimento alle diverse strutture fisiche, primarie e secondarie, che possono essere coinvolte. Spiegare, quindi, perché le conseguenti differenze di prestazioni possono essere in alcuni casi enormi e in altri relativamente piccole.

#### Discussione

Poiché **SERIALIZABLE** deve evitare anche le anomalie di tipo phantom, i lock sugli oggetti (che vanno bene per **REPEATABLE READ**) non sono sufficienti. È necessario impedire anche inserimenti relativi alle selezioni effettuate, attraverso i cosiddetti “lock di predicato.” Se la condizione è puntuale o di intervallo su un attributo su cui è definito un indice, si può procedere per mezzo di esso, con lock sulle foglie dell’indice stesso, altrimenti si può dover bloccare l’intera relazione. Nell’ultimo caso, l’impatto sull’intera base di dati può essere molto pesante.

#### Domanda 2

Per ragionare su alcuni concetti e tecniche di controllo di concorrenza, è utile includere negli schedule anche le operazioni di commit: ad esempio  $c_i$  potrebbe indicare il commit della transazione  $i$ . Un esempio di schedule potrebbe quindi essere:  $w_1(x)r_2(x)c_2w_3(y)c_3w_1(y)c_1$ . In tale contesto, una classe di schedule interessante è la seguente:

Uno schedule  $s$  è *commit order-preserving conflict serializable (COCSR)* quando, per ogni coppia di transazioni  $t_i$  e  $t_j$  che vanno in commit in  $s$ , se due operazioni  $o_i(x)$  di  $t_i$  e  $o_j(x)$  di  $t_j$  sono in conflitto e  $o_i(x)$  precede  $o_j(x)$  in  $s$ , allora  $c_i$  precede  $c_j$  in  $s$ .

Informalmente, per tutte le transazioni che vanno in commit, l’ordine delle operazioni in conflitto è coerente con l’ordine dei commit.

Dimostrare che la classe di schedule COCSR è propriamente contenuta nella classe CSR (facendo riferimento, per l’ipotesi di commit-proiezione, alle sole transazioni che vanno in commit); mostrare cioè che COCSR è contenuta in CSR e che non è vero il viceversa.

#### Discussione

*Condizione non necessaria:* basta un controesempio:  $r_1(x), w_1(x), r_2(x), w_2(x), c_2, c_1$

*Condizione sufficiente:* poiché l’ordine dei conflitti è coerente con quello dei commit, lo schedule seriale in cui l’ordine delle transazioni è quello dei commit è equivalente allo schedule dato

### Domanda 3

Considerare le seguenti richieste ricevute da un gestore del controllo di concorrenza (assumendo che si tratti delle prime richieste ricevute dopo l'avvio del sistema e indicando con  $c_i$  il commit della transazione  $i$ , che permette il rilascio dei lock da essa acquisiti):

$r_3(x), r_2(x), r_4(y), w_2(x), c_2, r_6(y), r_1(x), c_1, w_3(x), c_3, w_4(y), c_4, w_7(x), c_7, w_6(y), c_6, r_5(x), c_5$

Indicare possibili effetti del controllo della concorrenza (indicare cioè quali operazioni vengono eseguite e in quale ordine) prodotti da controllori dei tre tipi principali:

1. basato su 2PL; in questo caso supporre che: (a) quando una transazione viene bloccata a causa della mancata concessione di un lock, le sue richieste "rinviate" arrivino poi una dopo l'altra, quando il lock viene concesso; (b) che lo stallo venga immediatamente rilevato e che venga risolto uccidendo la transazione che ha formulato l'ultima delle richieste che hanno causato lo stallo; (c) ogni transazione uccisa per risolvere lo stallo venga riavviata subito e sia in grado di richiedere immediatamente le azioni svolte in precedenza (dopo però le concessioni di lock rese possibili dalla sua uccisione);

I lock fermano alcune transazioni, mandandole talvolta in stallo.

Nelle ipotesi fatte, le azioni vengono eseguite nel modo seguente

$r_3(x), r_2(x), r_4(y), r_6(y), r_1(x), c_1, a_3, w_2(x), c_2, r_3(x), w_3(x), c_3, w_7(x), c_7, a_6, w_4(y), c_4, r_6(y), w_6(y), c_6, r_5(x), c_5$

2. basato su timestamp; in questo caso supporre che (a) l'identificatore della transazione corrisponda, al solito, al timestamp (quindi  $t_i$  è più giovane di  $t_j$  se e solo se  $i > j$ ); (b) ogni transazione uccisa a causa della violazione dell'ordine venga riavviata subito (con un timestamp opportuno) e sia in grado di richiedere immediatamente le azioni svolte in precedenza.

$r_3(x), r_2(x), r_4(y), a_2, r_{4.2}(x), w_{4.2}(x), c_{4.2}, r_6(y), a_1, r_{6.1}(x), c_{6.1}, a_3, r_{6.3}(x), w_{6.3}(x), c_{6.3},$

$a_4, r_{6.4}(y), w_{6.4}(y), c_{6.4}, w_7(x), c_7, a_6, r_{7.6}(y), w_{7.6}(y), c_{7.6}, a_5, r_{7.6.5}(x), c_{7.6.5}$

dove  $t_{4.2}$  è la transazione 2 rilanciata dopo l'abort; analogamente le altre.

3. basato su multiversioni per le transazioni in lettura e 2PL per le transazioni in scrittura (che vengono abortite se trovano il dato modificato dopo l'avvio della transazione)

Supponendo che le transazioni partano con la prima operazione e che vengano rilanciate subito dopo l'eventuale abort:

$r_3(x), r_2(x), r_4(y), w_2(x), c_2, r_6(y), r_1(x), c_1, a_3, r_3(x), w_3(x), c_3, w_4(y), c_4, w_7(x), c_7, a_6, r_6(y), w_6(y), c_6,$

$r_5(x), c_5$

**Domanda 5**

Considerare i due seguenti scenari in ciascuno dei quali due client diversi inviano richieste ad un gestore del controllo di concorrenza. Ciascun client può inviare una richiesta solo dopo che è stata eseguita o rifiutata la precedente (se invece una richiesta viene bloccata da un lock, allora il client rimane inattivo fino alla concessione o allo scadere del timeout). Si supponga che, in caso di stallo, abortisca la transazione che ha avanzato la richiesta per prima. In caso di abort, si ignorino le successive richieste della transazione che ha abortito (senza rilanciarla).

scenario 1		scenario 2	
client 1	client 2	client 1	client 2
read(x)	read(x)	read(x)	read(x)
x = x + 10			x = x + 20
write(x)			write(x)
commit			commit
	x = x + 20	read(x)	
	write(x)	commit	
	commit		

Considerare uno scheduler che utilizzi il controllo di concorrenza basato su 2PL e livelli di isolamento SERIALIZABLE e READ COMMITTED. Assumiamo che (come avviene di solito) 2PL preveda

- SERIALIZABLE: lock a due fasi stretto, con lock condivisi per letture e esclusivi per scritture.
- READ COMMITTED: lock condivisi per la lettura senza 2PL (possono essere rilasciati prima della acquisizione di altri lock) ed esclusivi per la scrittura con 2PL stretto (mantenuti fino a commit o abort).

Mostrare il comportamento dello scheduler nei due casi seguenti, supponendo che il valore iniziale dell'oggetto x sia 100. Indicare le operazioni che vengono eseguite nell'ordine con, per ciascuna, il valore che viene letto o scritto. In conclusione, per ciascun caso, dire se si verificano o meno anomalie.

Scenario 1 READ COMMITTED				Scenario 2 SERIALIZABLE			
client 1		client 2		client 1		client 2	
read(x)	legge 100	read(x)	legge 100	read(x)	legge 100	read(x)	legge 100
x = x + 10	x vale 110					x = x + 20	x vale 120
write(x)	scrive 110					xlock(x)	bloccata
commit				read(x)	legge 100		
		x = x + 20	x vale 120	commit		write(x)	scrive 120
		write(x)	scrive 120			commit	
		commit					
anomalia: perdita di aggiornamento				nessuna anomalia			

**Domanda 6**

Considerare i due seguenti scenari in ciascuno dei quali due client diversi inviano richieste ad un gestore del controllo di concorrenza. Ciascun client può inviare una richiesta solo dopo che è stata eseguita o rifiutata la precedente (se invece una richiesta viene bloccata da un lock, allora il client rimane inattivo fino alla concessione o allo scadere del timeout). Si supponga che, in caso di stallo, abortisca la transazione che ha avanzato la richiesta per prima. In caso di abort, si ignorino le successive richieste della transazione che ha abortito (senza rilanciarla).

scenario 1		scenario 2	
client 1	client 2	client 1	client 2
read(x)		read(x)	
x = x + 10	read(x)		read(x)
write(x)			x = x + 20
	x = x + 20		write(x)
	write(x)		commit
commit		read(x)	
	commit	commit	

Considerare uno scheduler che utilizzi il controllo di concorrenza basato su multiversioni e livelli di isolamento SERIALIZABLE e READ COMMITTED. Assumiamo che (come avviene di solito) multiversioni preveda

- SERIALIZABLE: le letture fanno riferimento allo stato della base di dati all'inizio della transazione e le scritture di una transazione T sono soggette ad un lock a due fasi stretto (solo per le scritture) e sono ammesse solo se il dato non è stato modificato, dopo l'inizio di T, da altre transazioni.
- READ COMMITTED: le letture fanno riferimento allo stato della base di dati all'inizio della specifica lettura e le scritture sono soggette ad un lock a due fasi stretto (solo per le scritture).

Mostrare il comportamento dello scheduler nei due casi seguenti, supponendo che il valore iniziale dell'oggetto x sia 100. Indicare le operazioni che vengono eseguite nell'ordine con, per ciascuna, il valore che viene letto o scritto. In conclusione, per ciascun caso, dire se si verificano o meno anomalie.

Scenario 1 SERIALIZABLE				Scenario 2 READ COMMITTED			
client 1		client 2		client 1		client 2	
read(x)	legge 100	read(x)	legge 100	read(x)	legge 100	read(x)	legge 100
x = x + 10	x vale 110				x = x + 20	x = x + 20	x vale 120
write(x)	scrive 110	x = x + 20	x vale 120	write(x)	scrive 120	write(x)	scrive 120
		xlock(x)	bloccata	commit		commit	
commit		abort		read(x)	legge 120		
				commit			
non c'è anomalia; l'abort è dovuto al fatto che x è stato modificato dopo l'avvio della transazione che sta scrivendo				anomalia: lettura inconsistente; la seconda lettura del client 1 legge il valore corrente di x			