Lezione 26– Il meccanismo di lock – Lock binario

Prof.ssa Maria De Marsico
demarsico@di.uniroma1.it

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA

Parte del materiale è tratto dal materiale preparato dalla prof.ssa Moscarini per il canale A-L

Lock

lock : **privilegio** di **accesso** ad un **singolo** item

realizzato mediante una **variabile** associata all'item (variabile **lucchetto**) il cui valore descrive lo **stato** dell'item rispetto alle operazioni che **possono essere effettuate** su di esso

Lock

Nella sua forma più semplice, un lock

- viene **richiesto** da una transazione mediante un'operazione di *locking:* se il valore della variabile è **unlocked** la transazione **può accedere** all'item e alla variabile viene assegnato il valore locked

- viene **rilasciato** da una transazione mediante un'operazione di *unlocking* che assegna alla variabile il valore unlocked

Lock

Quindi:

il locking agisce come **primitiva di sincronizzazione**, cioè se una transazione richiede un lock su un item **su cui un'altra transazione mantiene un lock**, la transazione **non può** procedere finchè il lock **non viene rilasciato** dalla prima transazione

Lock

Fra l'esecuzione di un'operazione di locking su un certo item *X* e l'esecuzione di un'operazione di unlocking su *X* la transazione ***mantiene un lock su X***

Schedule legale

Uno **schedule** è detto *legale* se

una transazione effettua un locking **ogni volta** che deve **leggere o scrivere** un item

ciascuna transazione **rilascia ogni lock** che ha ottenuto

La forma più semplice: Lock binario

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Un lock **binario** può assumere **solo due valori** *locked* e *unlocked*

Le transazioni fanno uso di due operazioni

- *lock(X)* per **richiedere** l'accesso all'item *X*
- *unlock(X)* per **rilasciare** l'item *X* **consentendone** l'accesso ad altre transazioni

L'insieme degli item **letti** e quello degli item **scritti** da una transazione **coincidono**

Vantaggi del lock binario

Risolviamo il **primo** dei problemi visti, cioè la perdita di aggiornamento

T_1
read(X)
X:=X-N
write(X)
read(Y)
Y:=Y+N
write(Y)

T_1 può essere interpretata
come il trasferimento
di una somma di denaro N
dal conto corrente X al conto corrente Y

T_2
read(X)
X:=X+M
write(X)

T_2 può essere interpretata
come l'accredito sul conto
corrente X
di una somma di denaro M

Esempio

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

T_1	T_2
$read(X)$	
$X:=X-N$	
	$read(X)$
	$X:=X+M$
$write(X)$	
$read(Y)$	
	$write(X)$
$Y:=Y+N$	
$write(Y)$	

Consideriamo il seguente schedule di T_1 e T_2

Se il valore iniziale di X è X_0 al termine dell'esecuzione dello schedule il valore di X è X_0+M invece di X_0-N+M

L'**aggiornamento** di X prodotto da T_1 viene **perso**

Riscriviamo le transazioni utilizzando le primitive di lock binario

T_1
lock(X)
read(X)
X:=X-N
write(X)
unlock(X)
lock(Y)
read(Y)
Y:=Y+N
write(Y)
unlock(Y)

T_2
lock(X)
read(X)
X:=X+M
write(X)
unlock(X)

T_1	T_2
lock(X)	
read(X)	
X:=X-N	
write(X)	
unlock(X)	
	lock(X)
	read(X)
	X:=X+M
	write(X)
	unlock(X)
lock(Y)	
read(Y)	
Y:=Y+N	
write(Y)	
unlock(Y)	

Schedule legale di T_1 e T_2

Il problema dell'**aggiornamento perso** è **risolto**!

Equivalenza?

- Vedremo che la proprietà di **equivalenza** degli schedule **dipende** dal **protocollo** di locking adottato

- Vediamo nel caso semplice del lock binario (a due valori) come formalizzare questo concetto

- Prima di tutto adottiamo un modello delle transazioni **che astrae dalle specifiche operazioni** e si basa su quelle **rilevanti** per valutare le **sequenze degli accessi**, cioè in questo caso **lock** e **unlock**

Modello per le transazioni

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

T_1
lock(X)
unlock(X)
lock(Y)
unlock(Y)

Una transazione è una **sequenza di operazioni di *lock* e *unlock***

- ogni *lock(X)* **implica** la **lettura** di *X*
- ogni *unlock(X)* **implica** la **scrittura** di *X*

Modello per le transazioni

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

T_1
$lock(X)$
$unlock(X)\ f_1(X)$
$lock(Y)$
$unlock(Y)\ f_2(X,Y)$

In corrispondenza di una scrittura viene associato un nuovo valore all'item coinvolto che viene calcolato da una **funzione**

- che è associata in modo **univoco** ad ogni **coppia lock-unlock**
- che ha per argomenti **tutti** gli item letti (locked) dalla transazione **prima** dell'operazione di unlock (perché magari i loro valori hanno contribuito all'aggiornamento dell'item corrente)

Equivalenza

Due schedule sono *equivalenti* se le formule che danno i valori finali per ciascun item sono le stesse

Le formule devono essere uguali per tutti gli item!

Schedule serializzabile

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Uno schedule è **serializzabile** se è **equivalente** ad uno **schedule seriale** (basta trovarne **uno**)

Esempio

Consideriamo le due transazioni

T_1
$lock(X)$
$unlock(X)$ $f_1(X)$
$lock(Y)$
$unlock(Y)$ $f_2(X,Y)$

T_2
$lock(Y)$
$unlock(Y)$ $f_3(Y)$
$lock(X)$
$unlock(X)$ $f_4(X,Y)$

e lo schedule …

	T_1	T_2	
legge X_0	*lock(X)*		
scrive $f_1(X_0)$	*unlock(X)*		
		lock(Y)	legge Y_0
		unlock(Y)	scrive $f_3(Y_0)$
legge $f_3(Y_0)$	*lock(Y)*		
scrive $f_2(X_0, f_3(Y_0))$	*unlock(Y)*		
		lock(X)	legge $f_1(X_0)$
		unlock(X)	scrive $f_4(f_1(X_0), Y_0)$

X_0 *valore iniziale di X*
Y_0 *valore iniziale di Y*

$f_4(f_1(X_0), Y_0)$ valore finale di X

Esempio: i possibili schedule seriali

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

	T_1	T_2	
legge X_0	$lock(X)$		
scrive $f_1(X_0)$	$unlock(X)$		
legge Y_0	$lock(Y)$		
scrive $f_2(X_0, Y_0)$	$unlock(Y)$		
		$lock(Y)$	legge $f_2(X_0, Y_0)$
		$unlock(Y)$	scrive $f_3(f_2(X_0, Y_0))$
		$lock(X)$	legge $f_1(X_0)$
		$unlock(X)$	scrive $f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0))$

Consideriamo lo schedule seriale T_1, T_2

$f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0)$ valore finale di X

prodotto dallo schedule seriale T_1, T_2

Consideriamo lo schedule seriale T_2, T_1

T_1	T_2	
	$lock(Y)$	legge Y_0
	$unlock(Y)$	scrive $f_3(Y_0)$
	$lock(X)$	legge X_0
	$unlock(X)$	scrive $f_4(X_0, Y_0)$
legge $f_4(X_0, Y_0)$	$lock(X)$	
scrive $f_1(f_4(X_0, Y_0))$	$unlock(X)$	
legge $f_3(Y_0)$	$lock(Y)$	
scrive $f_2(f_4(X_0, Y_0), f_3(Y_0))$	$unlock(Y)$	

$f_1(f_4(X_0, Y_0))$ valore finale di X

prodotto dallo schedule seriale T_2, T_1

T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(Y)
	unlock(Y)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(X)
	unlock(X)

Pertanto lo schedule **non** è **serializzabile** in quanto produce per *X* un valore finale ($f_4(f_1(X_0),Y_0)$) diverso
sia da quello ($f_4(f_1(X_0),f_2(X_0,Y_0))$) prodotto dallo schedule seriale T_1,T_2
sia da quello ($f_1(f_4(X_0,Y_0))$) prodotto dallo schedule seriale T_2,T_1

Notiamo
che lo stesso vale anche per Y

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

	T_1	T_2	
legge X_0	*lock(X)*		
scrive $f_1(X_0)$	*unlock(X)*		
		lock(Y)	legge Y_0
		unlock(Y)	scrive $f_3(Y_0)$
legge $f_3(Y_0)$	*lock(Y)*		
scrive $f_2(X_0, f_3(Y_0))$	*unlock(Y)*		
		lock(X)	legge $f_1(X_0)$
		unlock(X)	scrive $f_4(f_1(X_0), Y_0)$

X_0 *valore iniziale di X*
Y_0 *valore iniziale di Y*

$f_4(f_1(X_0), Y_0)$ valore finale di X
$f_2(X0, f_3(Y0))$valore finale di Y

Esempio:
i possibili schedule seriali su Y

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

	T_1	T_2	
legge X_0	*lock(X)*		
scrive $f_1(X_0)$	*unlock(X)*		
legge Y_0	*lock(Y)*		
scrive $f_2(X_0, Y_0)$	*unlock(Y)*		
		lock(Y)	legge $f_2(X_0, Y_0)$
		unlock(Y)	scrive $f_3(f_2(X_0, Y_0))$
		lock(X)	legge $f_1(X_0)$
		unlock(X)	scrive $f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0))$

Consideriamo lo schedule seriale T_1, T_2

$f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0)$ valore finale di X
$f_3(f_2(X0, Y0))$ valore finale di Y

prodotti dallo schedule seriale T_1, T_2

Esempio:
i possibili schedule seriali su Y

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Consideriamo lo schedule seriale T_2, T_1

T_1	T_2	
	$lock(Y)$	legge Y_0
	$unlock(Y)$	scrive $f_3(Y_0)$
	$lock(X)$	legge X_0
	$unlock(X)$	scrive $f_4(X_0, Y_0)$
legge $f_4(X_0, Y_0)$	$lock(X)$	
scrive $f_1(f_4(X_0, Y_0))$	$unlock(X)$	
legge $f_3(Y_0)$	$lock(Y)$	
scrive $f_2(f_4(X_0, Y_0), f_3(Y_0))$	$unlock(Y)$	

$f_1(f_4(X_0, Y_0))$ valore finale di X
$f_2(f_4(X0, Y0), f_3(Y0))$ valore finale di Y

prodotti dallo schedule seriale T_2, T_1

Osservazione

- Basta che le formule siano **diverse anche per un solo item** per concludere che gli schedule **non sono equivalenti**

- **Quindi per verificare che uno schedule NON è serializzabile, possiamo fermarci appena troviamo un item le cui formule finali sono diverse da quelle di OGNI schedule seriale**

- **Per verificare che uno schedule È serializzabile occorre verificare che le formule finali di TUTTI gli item coincidono con quelle di uno (stesso) schedule seriale.**

Consideriamo le due transazioni

T_1
$lock(X)$
$unlock(X)$ $f_1(X)$
$lock(Y)$
$unlock(Y)$ $f_2(X,Y)$

T_2
$lock(X)$
$unlock(X)$ $f_3(X)$
$lock(Y)$
$unlock(Y)$ $f_4(X,Y)$

e lo schedule ...

	T_1	T_2	
legge X_0	*lock(X)*		
scrive $f_1(X_0)$	*unlock(X)*		
		lock(X)	legge $f_1(X_0)$
		unlock(X)	scrive $f_3(f_1(X_0))$
legge Y_0	*lock(Y)*		
scrive $f_2(X_0, Y_0)$	*unlock(Y)*		
		lock(Y)	legge $f_2(X_0, Y_0)$
		unlock(Y)	scrive $f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0))$

	T_1	T_2	
legge X_0	*lock(X)*		
scrive $f_1(X_0)$	*unlock(X)*		
legge Y_0	*lock(Y)*		
scrive $f_2(X_0, Y_0)$	*unlock(Y)*		
		lock(X)	legge $f_1(X_0)$
		unlock(X)	scrive $f_3(f_1(X_0))$
		lock(Y)	legge $f_2(X_0, Y_0)$
		unlock(Y)	scrive $f_4(f_1(X_0), f_2(X_0, Y_0))$

Consideriamo lo schedule seriale T_1, T_2

T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(X)
	unlock(X)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(Y)
	unlock(Y)

Pertanto lo schedule è **serializzabile** in quanto produce **sia per *X* che per Y** gli stessi valori finali prodotti dallo schedule seriale T_1, T_2

Testare la serializzabilità

Uno schedule è serializzabile se esiste uno schedule seriale tale che

- **per ogni item l'ordine** in cui le varie transazioni **fanno un lock** su quell'item **coincide** con quello dello **schedule seriale**

Testare la serializzabilità

Algoritmo 1

Dato uno schedule S

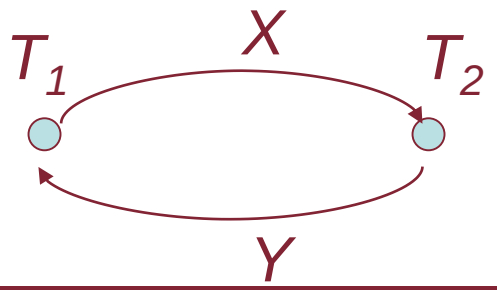
- *Passo 1*
- crea un grafo **diretto** *G* (*grafo di serializzazione*)

  nodi: transazioni

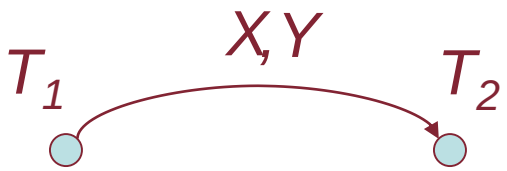
  archi: T_i --> T_j (con etichetta X) se in S T_i esegue un *unlock(X)* e T_j esegue il successivo *lock(X)*

non **UN** successivo ma **IL** successivo, cioè T_j è la **prima** transazione che effettua il lock di X dopo che T_i ha effettuato l'unlock, anche se le due operazioni non sono di seguito

T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(Y)
	unlock(Y)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(X)
	unlock(X)



T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(X)
	unlock(X)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(Y)
	unlock(Y)



Testare la serializzabilità

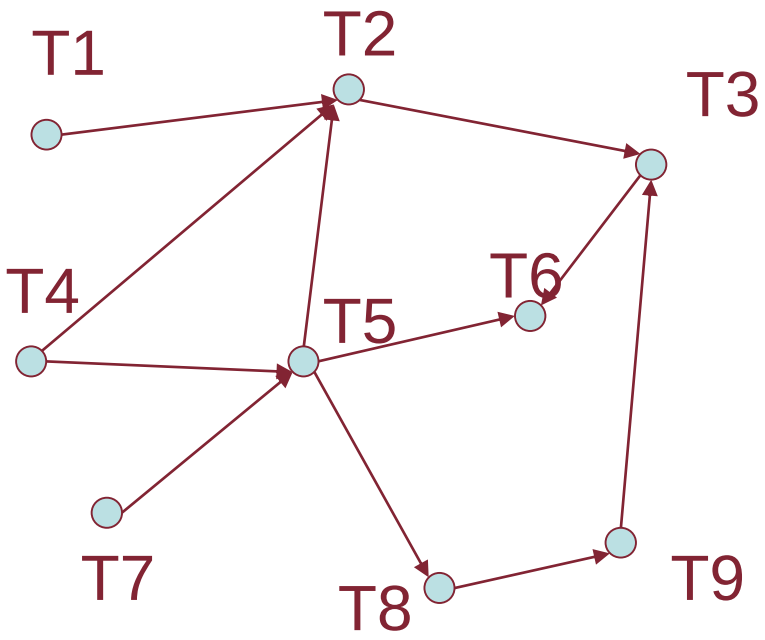
- ***Passo 2***
- Se *G* **ha un ciclo** allora **S non è serializzabile**; altrimenti applicando a *G* **l'*ordinamento topologico*** si ottiene uno schedule **seriale** *S'* **equivalente** ad *S*

Ordinamento topologico

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Si ottiene eliminando ricorsivamente un nodo che non ha archi entranti, insieme ai suoi archi uscenti

Notare che un grafo può ammettere più ordinamenti topologici



Attenzione al verso degli archi!

T4 T7 T5 T1 T8 T9 T2 T3 T6

T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(X)
	unlock(X)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(Y)
	unlock(Y)

T_1 T_2

Teorema (correttezza dell'Algoritmo del grafo di serializzazione)

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Uno schedule S è serializzabile se e solo **se** il suo grafo di **serializzazione** è **aciclico**

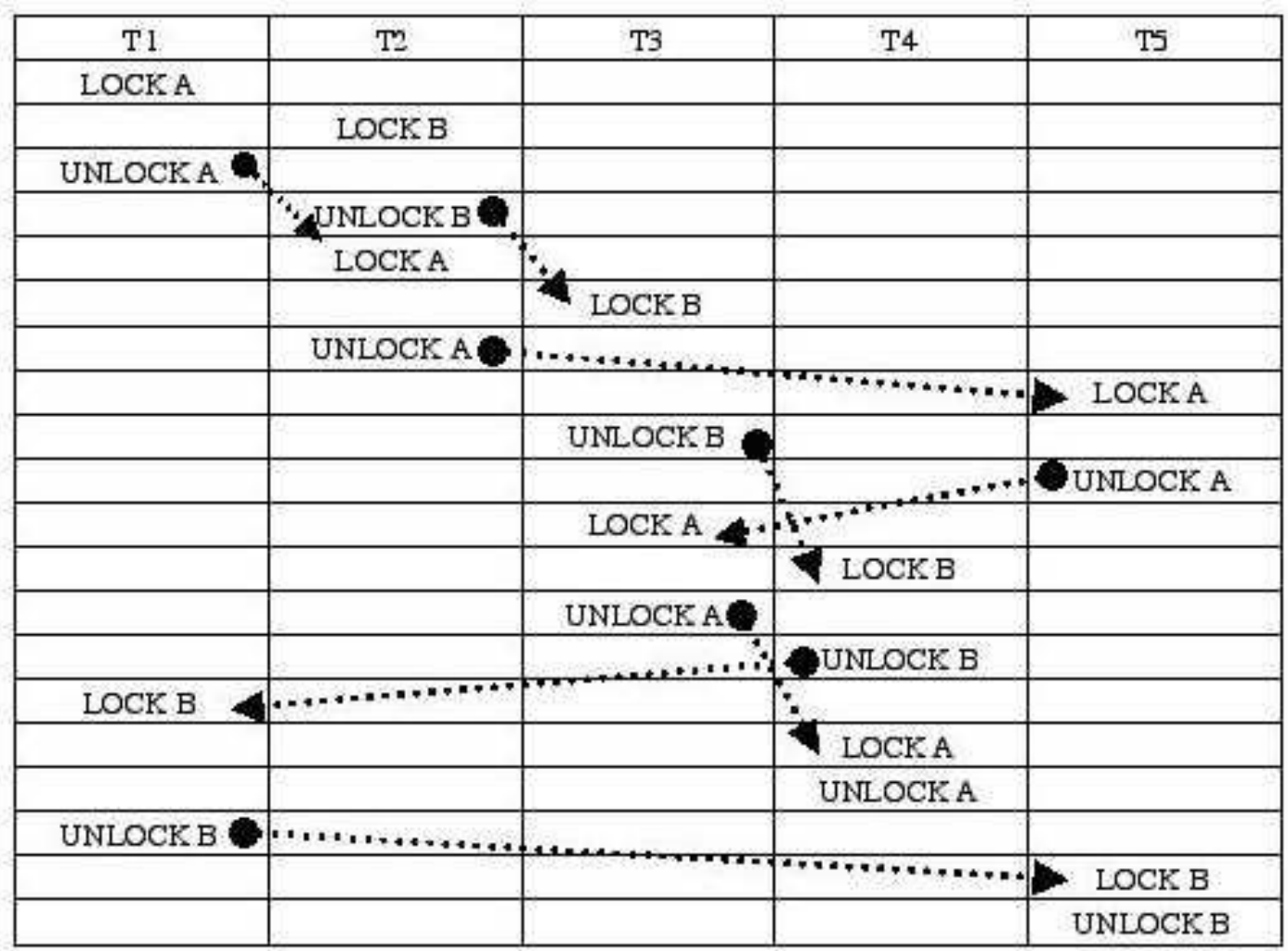
Esempio

Prendiamo questo schedule di 5 transazioni

T1	T2	T3	T4	T5
LOCK A				
	LOCK B			
UNLOCK A				
	UNLOCK B			
	LOCK A			
		LOCK B		
	UNLOCK A			
				LOCK A
		UNLOCK B		
				UNLOCK A
		LOCK A		
			LOCK B	
		UNLOCK A		
			UNLOCK B	
LOCK B				
			LOCK A	
			UNLOCK A	
UNLOCK B				
				LOCK B
				UNLOCK B

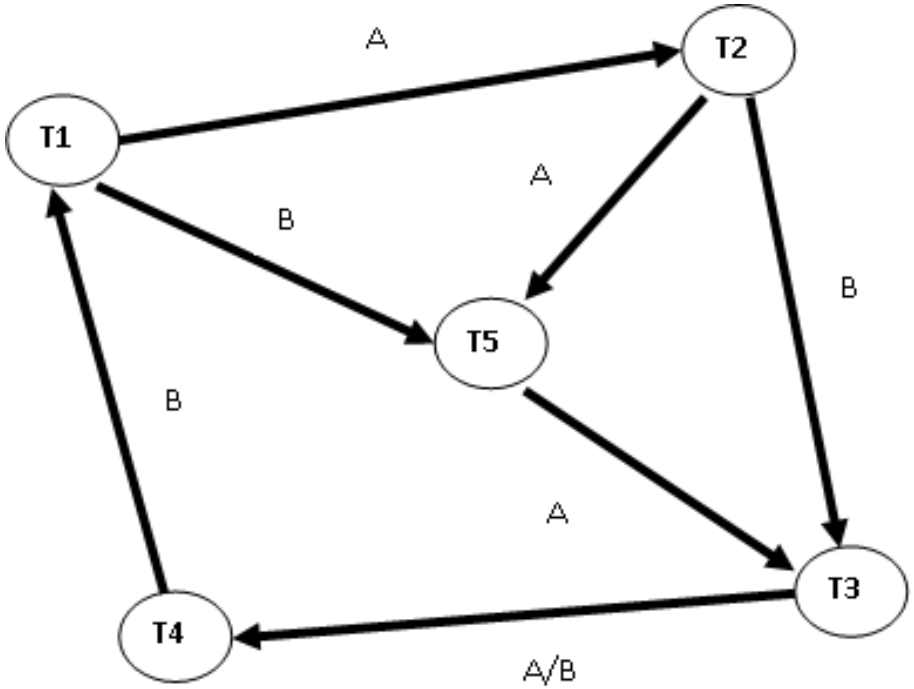
Esempio

Applichiamo l'algoritmo e segniamo sulla tabella le relazione tra le transazioni che produrranno archi nel grafo



Esempio

Applichiamo l'algoritmo e segniamo sulla tabella le relazione tra le transazioni che produrranno archi nel grafo



Il grafo presenta il ciclo T1-T2 - T3 - T4. Possiamo quindi concludere che lo schedule dato non è serializzabile.

Attenzione! T1-T2 -T5 e T2 -T5 -T3 **NON** sono cicli in quanto i sensi delle frecce non sono descrivono cicli, mentre T1-T5-T3-T4-T1 **lo è**

Protocollo di locking a due fasi

Una transazione obbedisce al protocollo di locking a due fasi, o più semplicemente è ***a due fasi***, se

- prima effettua **tutte** le operazioni di *lock* (***fase di locking***) e
- **poi tutte** le operazioni di *unlock* (*fase di unlocking*)

Attenzione! Da non confondere con il lock **a due valori**! Il fatto di essere **a due fasi** è una caratteristica **in più**, ma ci sono protocolli a due fasi … e tre valori.

Teorema sul lock a due fasi

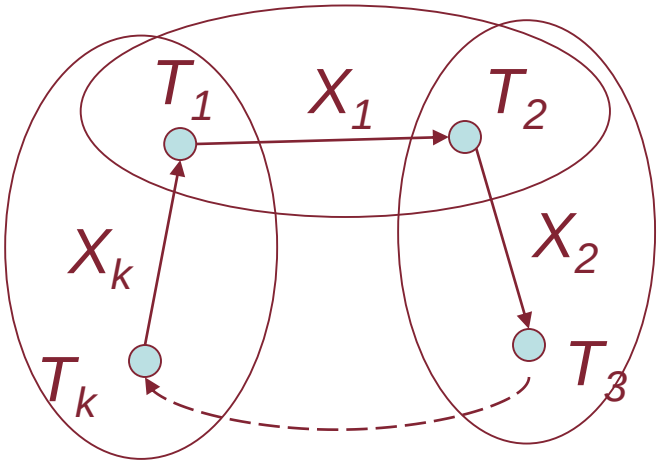
Sia T un insieme di transazioni.

Se **ogni** transazione in T **è a due fasi** allora **ogni schedule di T è serializzabile**

Dimostrazione Teorema 2

SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Per assurdo: ogni transazione in S è a due fasi ma nel grafo di serializzazione c'è un ciclo



La transazione T_1 non è a due fasi (**contraddizione**)

S	
	…
T_1	unlock(X_1)
	…
T_2	lock(X_1)
	…
T_2	unlock(X_2)
	…
T_3	lock(X_2)
	…
	…
T_k	unlock(X_k)
	…
T_1	lock(X_k)
	…

Per comodità abbiamo chiamato T1 la **prima** transazione del ciclo che compare nello schedule con una operazione che genera un arco del ciclo

Pur non essendo T_1 e T_2 a due fasi, lo schedule

T_1	T_2
lock(X)	
unlock(X)	
	lock(X)
	unlock(X)
lock(Y)	
unlock(Y)	
	lock(Y)
	unlock(Y)

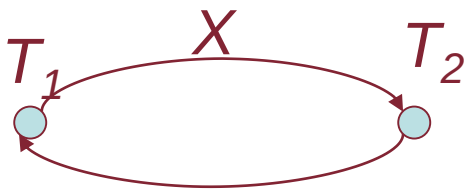
è serializzabile. D'altra parte…

Se una transazione non è a due fasi...

T_1
…
unlock(X)
…
lock(Y)
…

...esiste sempre una trasazione a due fasi...

T_2
lock(X)
lock(Y)
unlock(X)
unlock(Y)



... e uno schedule delle due transazioni...

T_1	T_2
…	
unlock(X)	
…	
	lock(X)
	lock(Y)
	unlock(X)
	unlock(Y)
…	
lock(Y)	
…	

… che non è serializzabile

Conclusione

Solo se **tutte** le transazioni sono a due fasi possiamo avere la certezza che **ogni** schedule è serializzabile

Nota importante: **TUTTI** i protocolli di lock a due fasi (a prescindere **dal numero** di valori di lock) **risolvono** il problema **dell'aggregato non corretto**