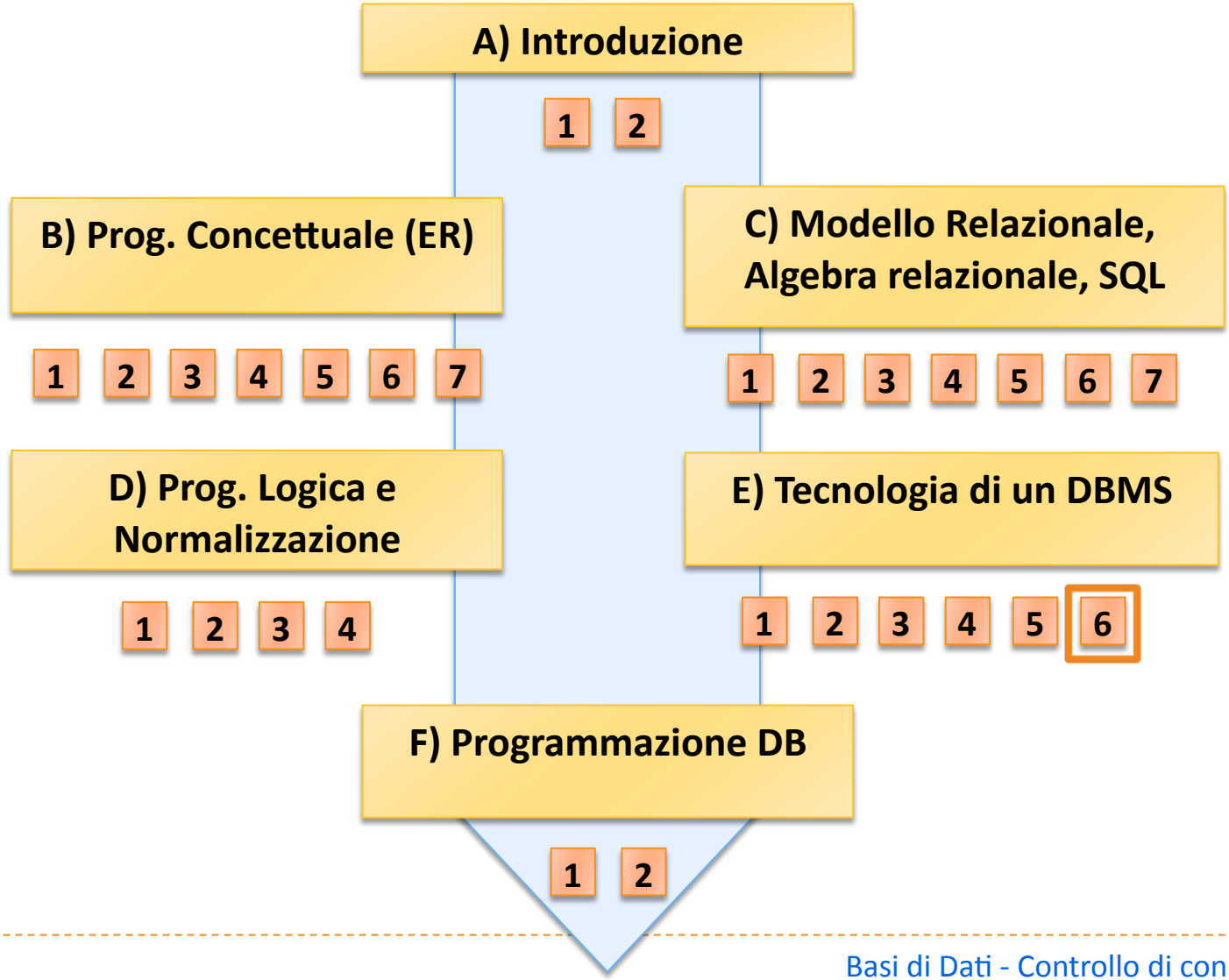
Basi di Dati

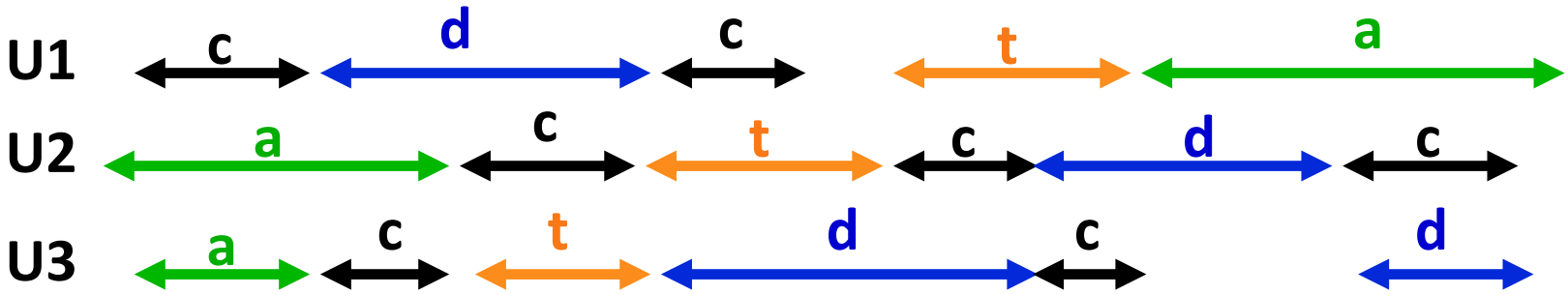
Controllo di Concorrenza

Basi di Dati – Dove ci troviamo?

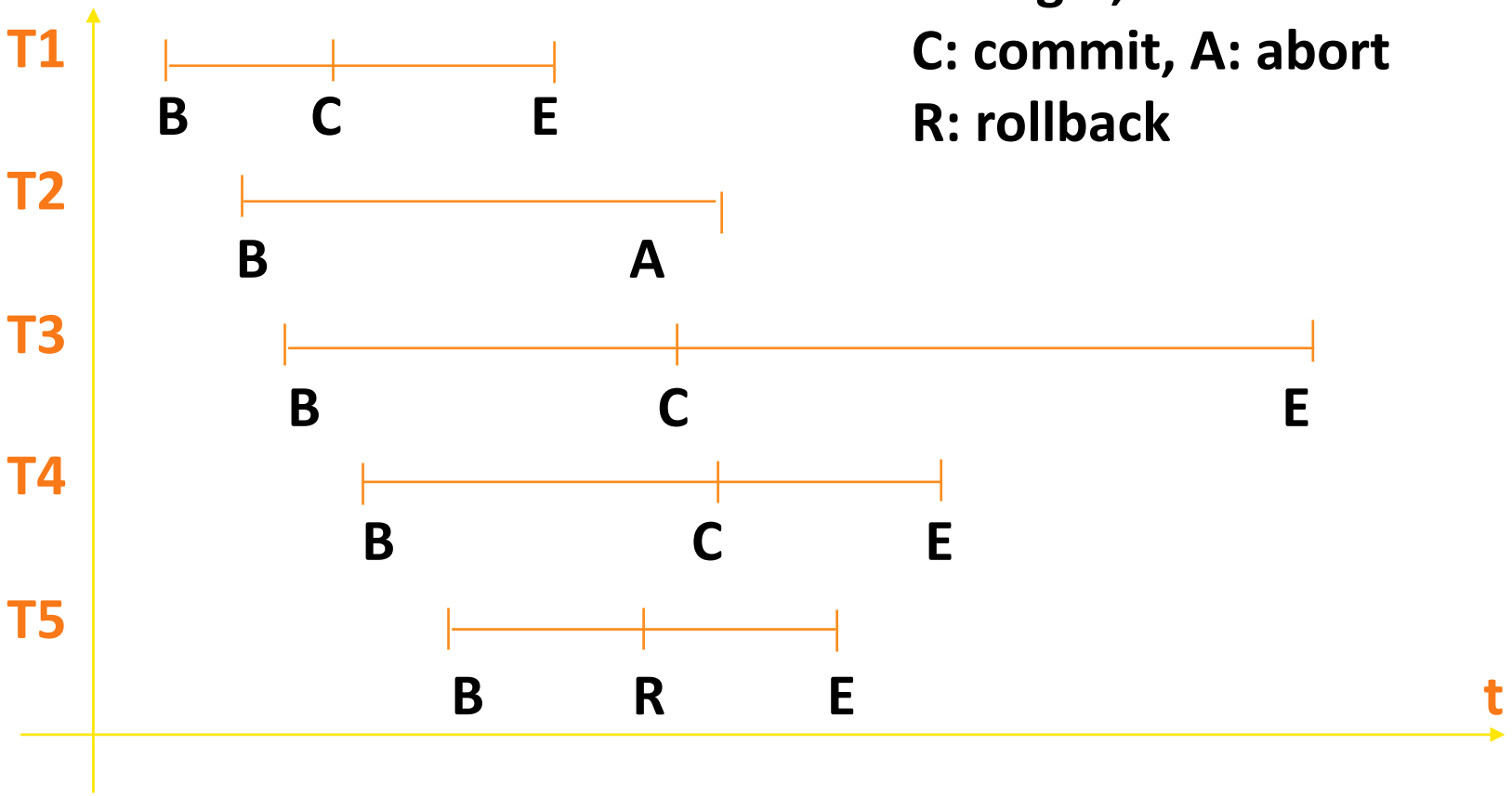


I vantaggi della concorrenza

- sul server (1 cpu, 1 disco, 1 sistema di trasmissione) è possibile il parallelismo tra:
  - elaborazione: cpu (c)
  - operazioni di I/O: disco (d)
  - operazioni di trasmissione (t)
  - attesa dai client (a)



I vantaggi della concorrenza



Problemi dovuti alla concorrenza

Lost update **(dipendenza write → write)**

perdita di modifiche da parte di una transazione a causa di un aggiornamento effettuato da un'altra transazione

Dirty read **(dipendenza write → read)**

dipendenza di una transazione da un'altra non completata con successo e lettura di dati inconsistenti

Unrepeatable read **(dipendenza read → write)**

analisi inconsistente di dati da parte di una transazione causata da aggiornamenti prodotti da un'altra

Esempi

T1 : UPDATE CC

SET SALDO = SALDO + 3

WHERE CLIENTE = Tiberio

T2 : UPDATE CC

SET SALDO = SALDO + 6

WHERE CLIENTE = Tiberio

Esecuzione con perdita di update (lost update problem)

S(tib)=100

1 **R(T1): S(tib) -> B1**

2 **B1 = B1 + 3**

3 **R(T2): S(tib) -> B2**

4 **B2 = B2 + 6**

5 **W(T1): B1 -> S(tib) S(tib)=103**

6 **W(T2): B2 -> S(tib) S(tib)=106 (finale), oppure:**

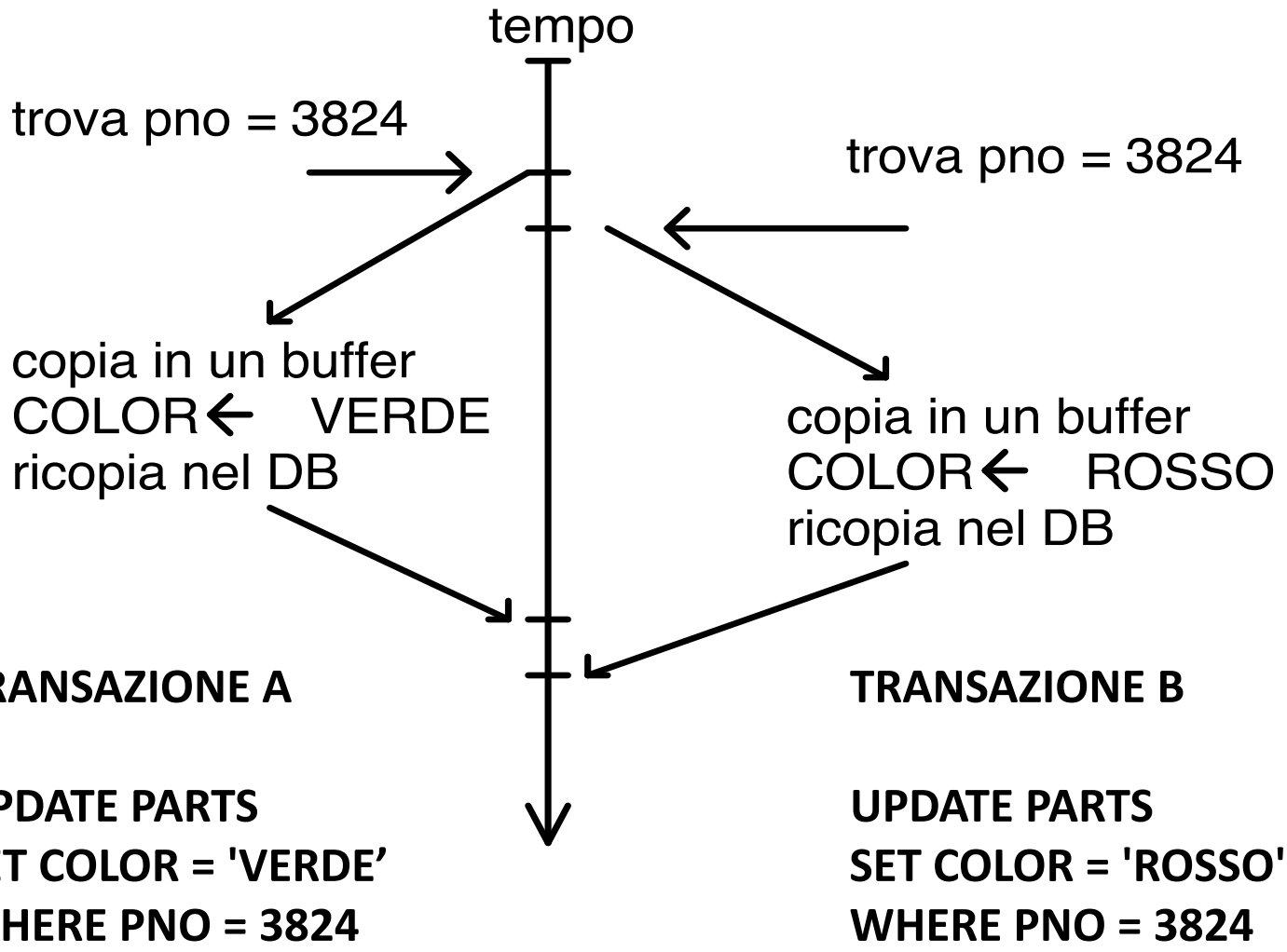
5' **W(T2): B1 -> S(tib) S(tib)=106**

6' **W(T1): B2 -> S(tib) S(tib)=103 (finale)**

Lost update:
Sequenza che produce l'errore

oppure

Lost update: altro esempio



Lettura “sporca” (dirty read)

S(tib)=100

1. **R(T1): S(tib) -> B1**
2. **B1 = B1 + 3**
3. **W(T1): B1 -> S(tib) S(tib)=103**
4. **R(T2): S(tib) -> B2**
5. **ROLLBACK(T1)**
6. **B2 = B2 + 6**
7. **W(T2): B2 -> S(tib) S(tib)=109**

Unrepeatable read

S(tib)=100

1. **R(T1): S(tib) = 100**
2. **R(T2): S(tib) -> B2**
3. **B2 = B2 + 100**
4. **W(T2): B2 -> S(tib) S(tib)=200**
5. **R(T1): S(tib) = 200**

Controllo di concorrenza

Si vuole garantire una esecuzione concorrente equivalente alla esecuzione seriale:

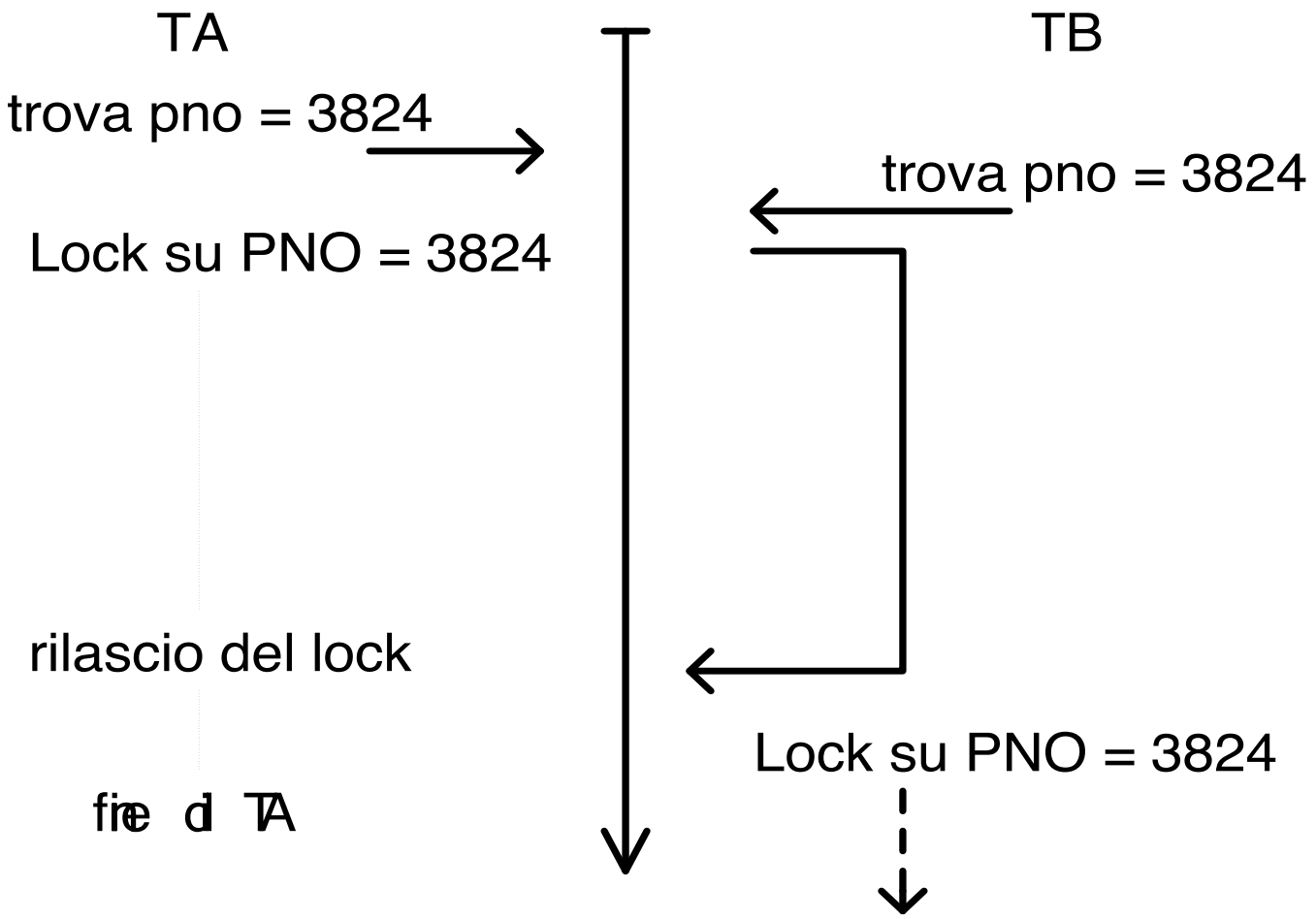
serializzabilità

TECNOLOGIA PREVALENTE :

LOCKING

Per evitare il problema, TA acquisisce un "lock" sul record PNO = 3824 (oppure sulla pagina che contiene il record, oppure sulla relazione che contiene il record).
TB entra in "stato di wait" .
Quando TA rilascia il lock TB può visitare il dato.

Locking


TA
TB
trova pno = 3824
trova pno = 3824
Lock su PNO = 3824
rilascio del lock
Lock su PNO = 3824

Primitive di lock

r-lock: lock in lettura (shared)

w-lock: lock in scrittura (exclusive)

unlock

STATO DI UN OGGETTO:

libero

r-locked (bloccato da un lettore)

w-locked (bloccato da uno scrittore)

Transazioni ben formate

- ogni read di un oggetto
  è preceduto da r-lock ed è seguito da unlock
- ogni write di un oggetto
  è preceduto da w-lock ed è seguito da unlock

  Un r-lock entra in conflitto con un w-lock (e viceversa), mentre non entra in conflitto con un altro r-lock (cioè due transazioni di lettura non interferiscono)

  Un w-lock entra in conflitto con un w-lock (e viceversa)

Tabella dei conflitti

	r-locked	w-locked
r-lock	OK	NO
w-lock	NO	NO

OK : blocco della risorsa,
il programma procede
NO : il programma
va in attesa che
la risorsa venga sbloccata

contatore dei lettori

r-lock

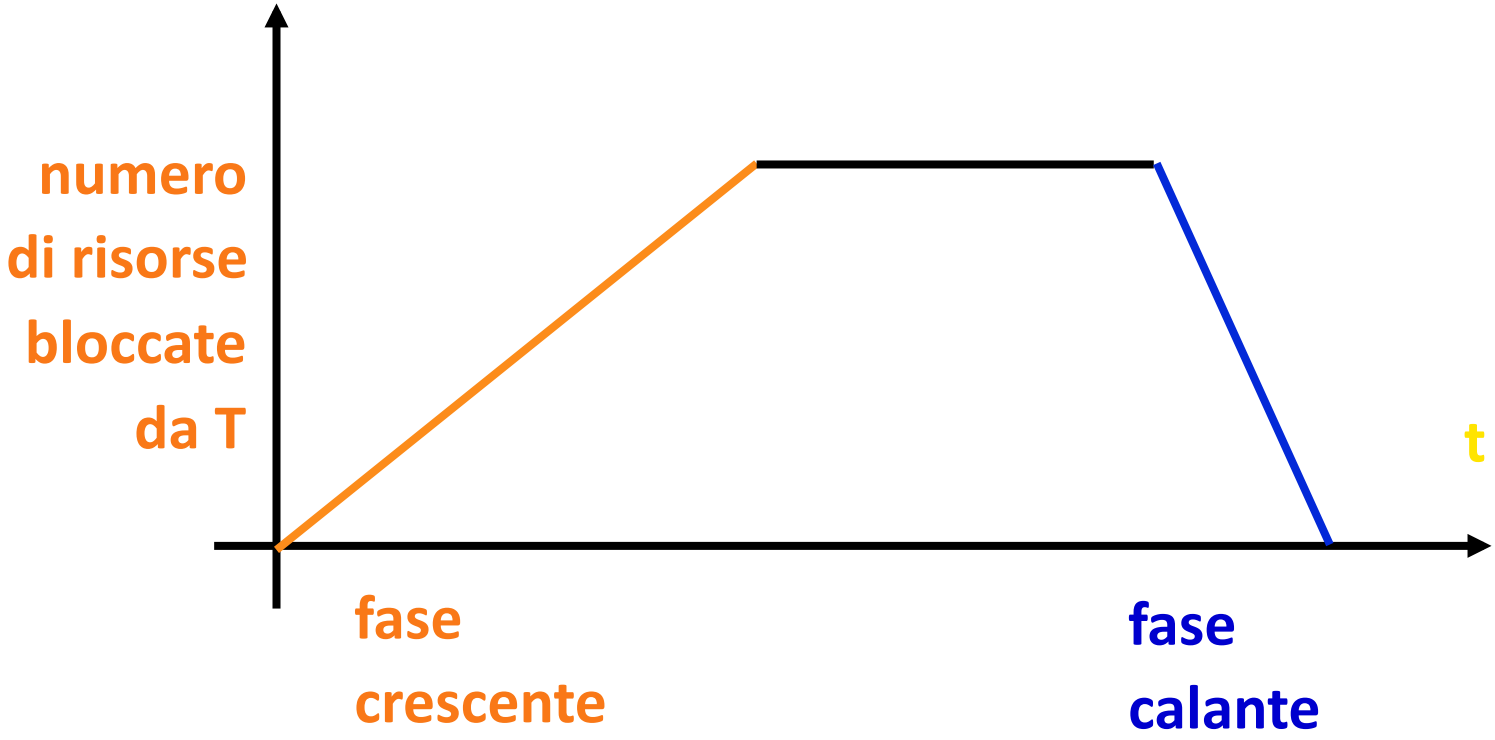
r-counter <- r-counter + 1

unlock

r-counter <- r-counter - 1

Locking a due fasi

Per una transazione T una azione di unlock non può precedere una azione di lock



Conseguenze

a transazioni ben formate

b politica dei conflitti come da tabella

c locking a due fasi

serializzabilità

Granularità del locking

lock

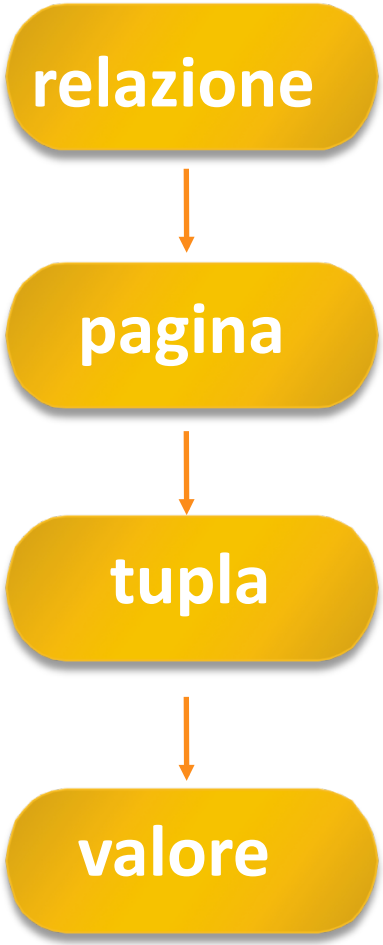
a livello di:

relazione

pagina

tupla

valore di un attributo di una tupla



(più la granularità è ridotta più è elevata la concorrenza)

Sistema di locking

I *LOCK* vengono acquisiti in caso di modifica dei dati, oppure quando si vogliono leggere dati "*consistenti*".

Ad esempio, supponiamo che A voglia leggere la relazione EMP senza che avvengano modifiche durante la lettura e che B voglia modificare alcune n-ple di EMP.

Quando un utente vuole operare in modo esclusivo su un oggetto, acquisisce un INTENTION LOCK; potrà ottenere un W-LOCK solo quando il precedente W-LOCK verrà rilasciato e verrà il suo turno tra coloro che hanno posto INTENTION LOCK

Sistema di locking

DEFINIZIONE di *UNCOMMITTED DATA* (dati non definitivi): dati soggetti a modifica, dati che sono stati modificati da una transazione ancora in funzione (e che potrebbe "ABORTIRE").

REGOLA PER LA MODIFICA:
Nessuna transazione può modificare dati uncommitted.

Altrimenti, si potrebbe verificare la perdita delle modifiche, se una transazione che stava modificando gli stessi dati abortisce.

→ si evita il problema del LOST UPDATE

Sistema di locking

Quando una transazione vuole *modificare* i dati deve acquisire W-LOCK (exclusive).

Quando una transazione vuole solo *leggere* dati *consistenti* deve acquisire R-LOCK (shared).

Nei sistemi commerciali sono possibili 3 livelli di isolamento per la lettura:

LIVELLO 1

Una transazione T vuole leggere qualsiasi dato, anche uncommitted, quindi non chiede r-lock. Rileggendo due volte lo stesso dato, T può trovarlo cambiato perché:

1. **un'altra transazione T3, che lo aveva cambiato in precedenza, abortisce (DIRTY READ).**
2. **un'altra transazione T2 lo ha cambiato (UNREPEATABLE READ)**

Sistema di locking

LIVELLO 2

Una transazione T chiede un lock sul record da leggere, quindi non legge mai dati uncommitted.
Rilascia il lock dopo la lettura e prima di concludere la propria operazione sul DB. Però in un secondo tempo può trovare il record cambiato per la causa 2), mentre non si può verificare la 1).

LIVELLO 3

Una transazione pone lock su tutti i record che legge e li rilascia solo dopo aver terminato.
Non si verificano mai nè 1), nè 2).

Livelli di isolamento

Riassumendo…

Tipi di problemi:

- **Lost update**
- **Dirty read**
- **Unrepeatable read**

Livelli di isolamento:

- **0 (Chaos) → si presentano tutti i tre problemi**
- **1 (Browse) → non si hanno lost update**
- **2 (Cursor stability)**
  → non si hanno lost update e dirty read
- **3 (Repeatable reads)**
  → nessun problema (isolation "pura")

Problema del deadlock

Situazione che si verifica quando due o più transazioni sono in stato di wait (attesa) per attendere il rilascio di oggetti da parte di altre transazioni in stato di wait.

T1 :

W-LOCK(D1)

W-LOCK(D2)

D1 <- D1 - 100

D2 <- D2 + 100

UNLOCK(D1)

UNLOCK(D2)

T2 :

W-LOCK(D2)

W-LOCK(D1)

D1 <- D1 + 30

D2 <- D2 - 50

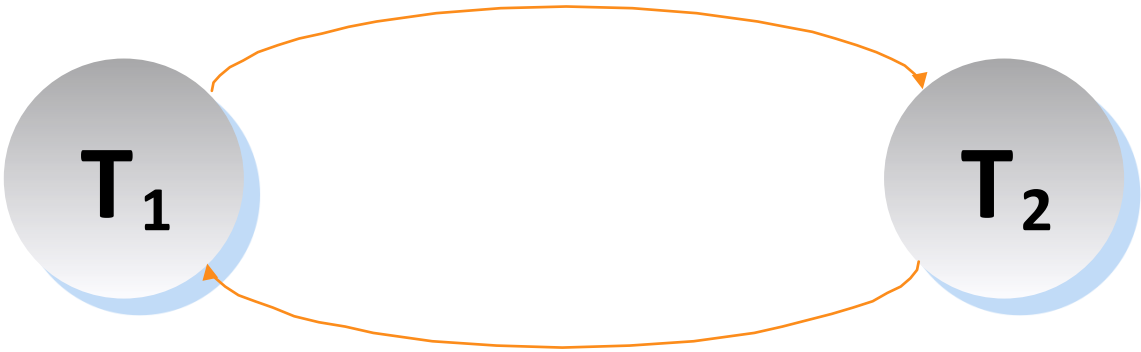
UNLOCK(D2)

UNLOCK(D1)

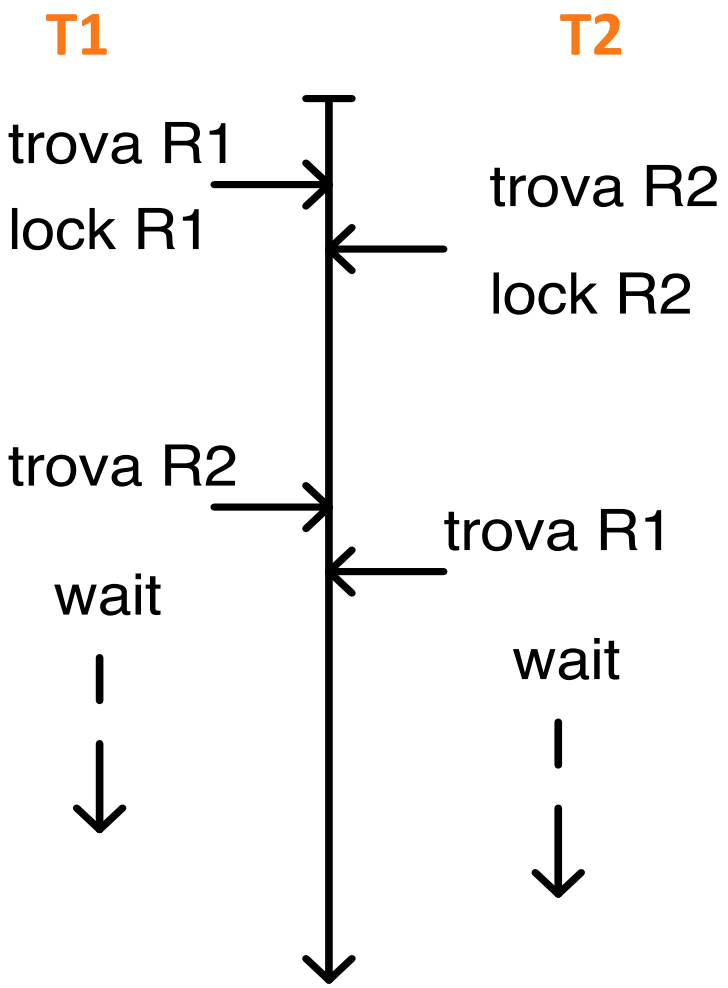
Insorgenza del deadlock

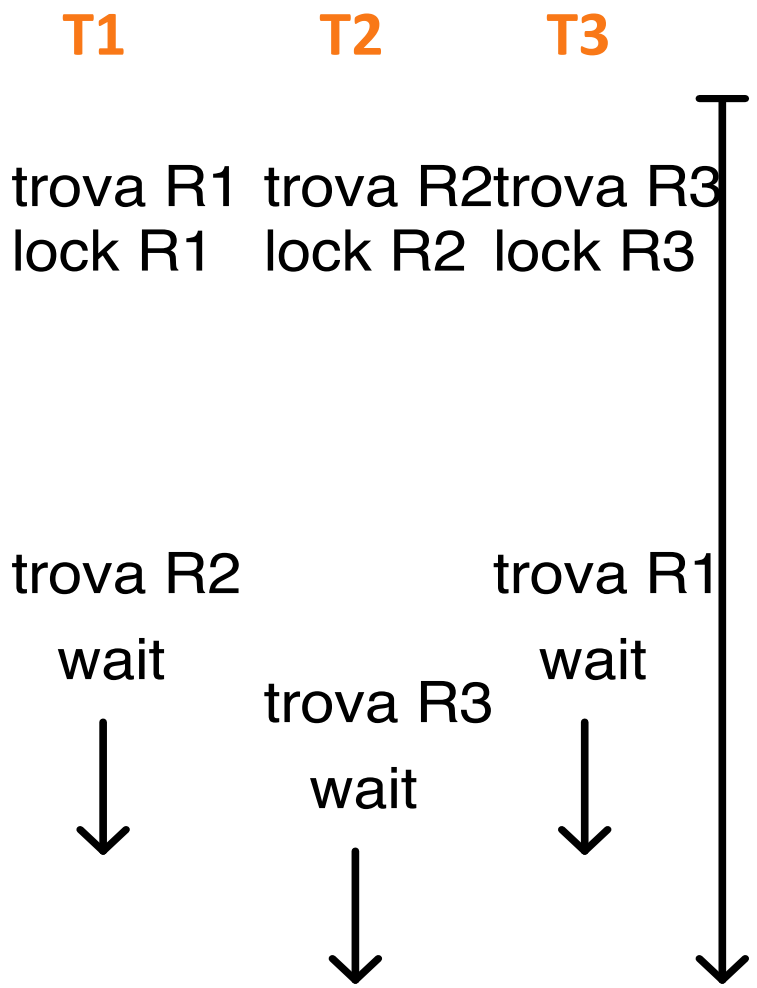
T1 esegue W-LOCK(D1)
T2 esegue W-LOCK(D2)

T1 attende una risorsa controllata da T2
T2 attende una risorsa controllata da T1



Esempi di deadlock





Tecnica del Time-out

La tecnica di risoluzione più usata è quella del TIME-OUT.

Quando una transazione entra in stato di wait si attiva un TIME-OUT :

un'attesa eccessiva è interpretata come deadlock, dopo un certo tempo in attesa (scadenza del timeout) la transazione viene abortita.

La probabilità di avere DEADLOCK è influenzata dalla *granularità* del LOCK (RELAZIONE, PAGINA, TUPLA).