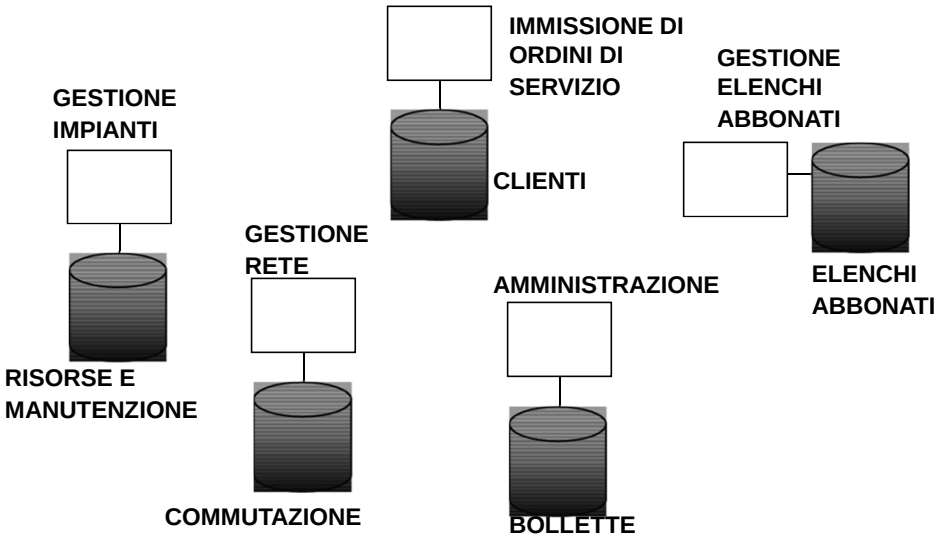
Corso di Laurea in Ingegneria Informatica
*Fondamenti di Informatica II*
Modulo "*Basi di dati*"
a.a. 2015-2016

Docente: Gigliola Vaglini
Docente laboratorio: Francesco Pistolesi

# Lezione 12

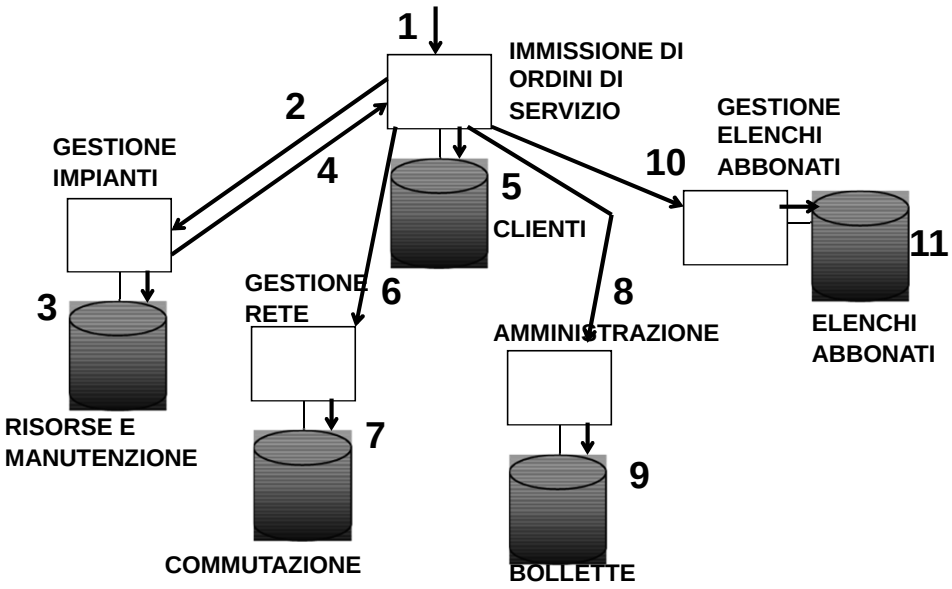
## Gestione delle transazioni

# Esempio di sistema informativo




3

# Esempio di transazione



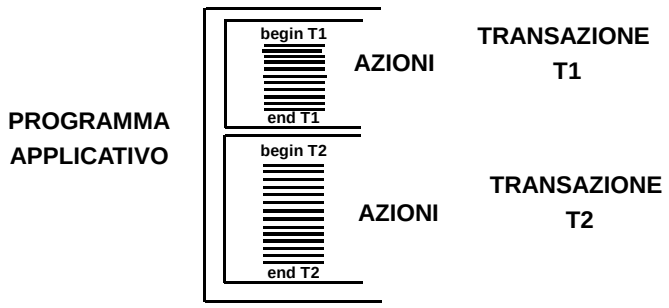

4

## Definizione di transazione

- Transazione: parte di programma caratterizzata da un inizio (**begin-transaction**, **`start transaction`** in SQL), una fine (**end-transaction**, non esplicitata in SQL) e al cui interno deve essere eseguito una e una sola volta uno dei seguenti comandi
  - **commit work** per terminare correttamente
  - **rollback work** per abortire la transazione
- Un **sistema transazionale** è in grado di definire ed eseguire transazioni per conto di un certo numero di applicazioni concorrenti

5

## Applicazioni e transazioni




6

## Una transazione

```
start transaction;
update ContoCorrente
  set Saldo = Saldo + 10 where
  NumConto = 12202;
update ContoCorrente
   set Saldo = Saldo – 10 where
  NumConto = 42177;
commit work;
```

7

## Una transazione con varie decisioni

```
start transaction;
update ContoCorrente
  set Saldo = Saldo + 10 where NumConto =
  12202;
update ContoCorrente
  set Saldo = Saldo – 10 where NumConto =
  42177;
select Saldo as A
  from ContoCorrente
  where NumConto = 42177;
if (A>=0)  then commit work
          else rollback work;
```

8

## Proprietà delle transazioni

- Proprietà "ACIDE"
  - Atomicità
  - Consistenza
  - Isolamento
  - Durata (persistenza)

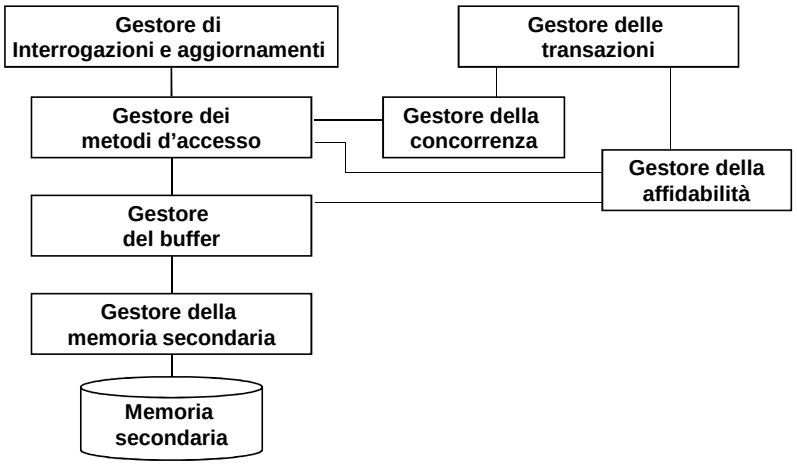
9

## Transazioni e moduli di DBMS

- Atomicità e durabilità
  - Gestore dell'affidabilità (Reliability manager)
- Isolamento:
  - Gestore della concorrenza
- Consistenza:
  - Gestore dell'integrità a tempo di esecuzione

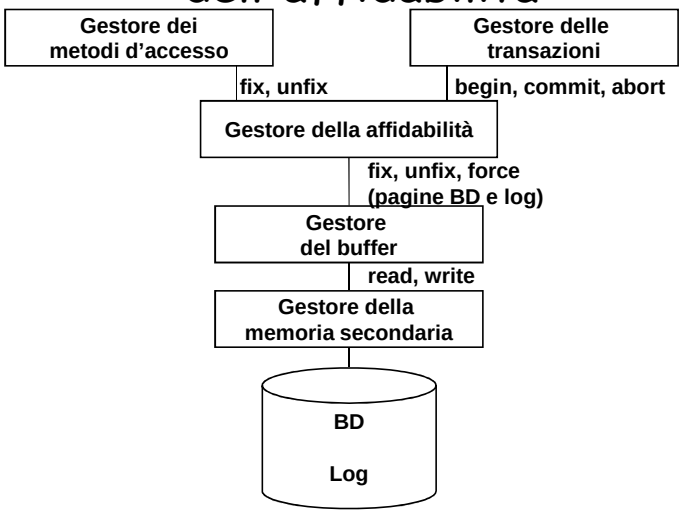
10

## Gestore degli accessi e delle interrogazioni — Gestore delle transazioni




11

## Architettura del controllore dell'affidabilità




12

## Gestore dell'affidabilità

- Gestisce l'esecuzione dei comandi transazionali
  - `start transaction` (B, begin)
  - `commit work` (C)
  - `rollback work` (A, abort)

  e le operazioni di ripristino (recovery) dopo i guasti :
  - *warm restart* e *cold restart*
- Assicura atomicità e durabilità
- Usa il **log**:
  - Un archivio permanente che registra le operazioni svolte

13

## Persistenza delle memorie

- **Memoria centrale**: non è persistente
- **Memoria di massa**: è persistente ma può danneggiarsi
- **Memoria stabile**: memoria che non può danneggiarsi (è una astrazione):
  - perseguita attraverso la ridondanza:
    - dischi replicati
    - nastri
    - …

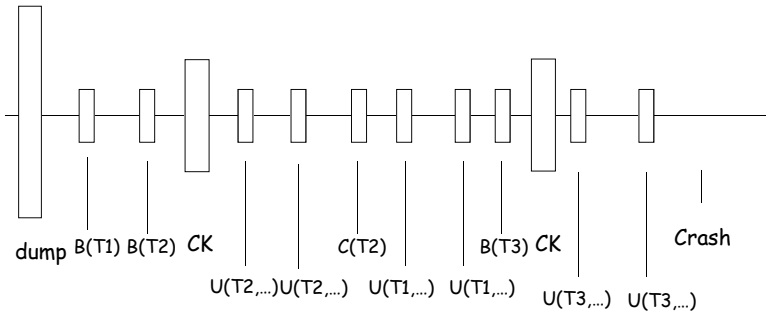
14

# Il log

- Il log è un file sequenziale gestito dal controllore dell'affidabilità, scritto in memoria stabile
- "Diario di bordo": riporta tutte le operazioni in ordine
- Record nel log
  - *operazioni delle transazioni*
    - `begin`, B(T)
    - `insert`, I(T,*O*,*AS*)
    - `delete`, D(T,*O*,BS)
    - `update`, U(T,*O*,BS,*AS*)
    - `commit`, *C*(T), `abort`, *A*(T)
  - *record di sistema*
    - `dump`
    - `checkpoint`

15

# Struttura del log




16

## Log, checkpoint e dump: a che cosa servono?

- Il log serve "a ricostruire" le operazioni
- Checkpoint e dump servono ad evitare che la ricostruzione debba partire dall'inizio dei tempi
  - si usano con riferimento a tipi di guasti diversi (vedi avanti)

17

## Checkpoint

- Operazione che serve a "fare il punto" della situazione, semplificando le successive operazioni di ripristino:
  - ha lo scopo di registrare quali transazioni sono attive in un certo istante (e dualmente, di confermare che le altre o non sono iniziate o sono finite)

18

## Checkpoint (2)

- Così siamo sicuri che
  - per tutte le transazioni che hanno effettuato il commit i dati sono in memoria di massa
  - le transazioni "a metà strada" sono elencate nel checkpoint

19

## Dump

- Copia completa ("di riserva") della base di dati
  - Solitamente prodotta mentre il sistema non è operativo
  - Salvato in memoria stabile, come *backup*
  - Un record di dump nel log indica il momento in cui il log è stato effettuato (e dettagli pratici, file, dispositivo, …)

20

## Guasti

- **Guasti "soft":** errori di programma, crash di sistema, caduta di tensione
  - si perde la memoria centrale
  - non si perde la memoria secondaria

  **warm restart, ripresa a caldo**

- **Guasti "hard":** sui dispositivi di memoria secondaria
  - si perde anche la memoria secondaria
  - non si perde la memoria stabile (e quindi il log)

  **cold restart, ripresa a freddo**

21

## Undo e redo

- Undo di una azione su un oggetto *O:*
  - `update`, `delete`: copiare il valore del before state (*BS)* nell'oggetto *O*
  - `insert`: eliminare *O*
- Redo di una azione su un oggetto *O:*
  - `insert`, `update`: copiare il valore dell' after state (*AS)* nell'oggetto *O*
  - `delete`: reinserire *O*
- *Idempotenza* di *undo e redo:*
  - *undo*(*undo*(*A*)) = *undo*(*A*)
  - *redo*(*redo*(*A*)) = *redo*(*A*)

22

## Esito di una transazione

- L'esito di una transazione è determinato irrevocabilmente quando viene scritto il record di **commit** nel log
  - una guasto prima di tale istante porta ad un undo di tutte le azioni, per ricostruire lo stato originario della base di dati
  - un guasto successivo non deve avere conseguenze: lo stato finale della base di dati deve essere ricostruito, con redo se necessario
- record di **abort** possono essere scritti in modo asincrono

23

## Quando si modifica il Log

- **Write-Ahead-Log**:
  - si scrive il giornale prima del database
    - consente di disfare le azioni
- **Commit-Precedenza**:
  - si scrive il giornale prima del commit
    - consente di rifare le azioni

24

## Processo di restart

- Obiettivo: classificare le transazioni in
  - completate (tutti i dati in memoria stabile)
  - in commit ma non necessariamente completate (può servire redo)
  - senza commit (vanno annullate, undo)

25

## Ripresa a caldo

Quattro fasi:

- trovare l'ultimo checkpoint (ripercorrendo il log a ritroso)
- costruire gli insiemi *UNDO* (transazioni da disfare) e *REDO* (transazioni da rifare)
- ripercorrere il log all'indietro, fino alla più vecchia azione delle transazioni in *UNDO* e *REDO*, disfacendo tutte le azioni delle transazioni in *UNDO*
- ripercorrere il log in avanti, rifacendo tutte le azioni delle transazioni in *REDO*

26

## Ripresa a freddo

- Si ripristinano i dati a partire dal backup
- Si eseguono le operazioni registrate sul giornale fino all'istante del guasto
- Si esegue una ripresa a caldo

27

## Controllo di concorrenza

- La concorrenza è fondamentale: decine o centinaia di transazioni al secondo, non possono essere seriali

**Problema**

- Anomalie causate dall'esecuzione concorrente, che quindi va governata

28

# Perdita di aggiornamento

- Due transazioni identiche:
  - $t$ 1 : $r(x)$, $x = x + 1$, $w(x)$
  - $t$ 2 : $r(x)$, $x = x + 1$, $w(x)$
- Inizialmente $x$=2; dopo un'esecuzione seriale $x$=4
- Un'esecuzione concorrente:

| $t_1$ | $t_2$ |
|---|---|
| bot | |
| $r_1(x)$ | |
| | bot |
| $x = x + 1$ | $r_2(x)$ |
| | $x = x + 1$ |
| $w_1(x)$ | |
| commit | |
| | $w_2(x)$ |
| | commit |

- Un aggiornamento viene perso: $x$=3

29

# Lettura sporca

| $t_1$ | $t_2$ |
|---|---|
| bot | |
| $r_1(x)$ | |
| $x = x + 1$ | |
| $w_1(x)$ | |
| | bot |
| | $r_2(x)$ |
| abort | |
| | commit |

- Aspetto critico: $t_2$ ha letto uno stato intermedio ("sporco") e lo può comunicare all'esterno

30

## Letture inconsistenti

- $t_1$ legge due volte:

| $t_1$ | $t_2$ |
|---|---|
| bot | |
| $r_1(x)$ | |
| | bot |
| | $r_2(x)$ |
| | $x = x + 1$ |
| | $w_2(x)$ |
| | commit |
| $r_1(x)$ | |
| commit | |

  - $t_1$ legge due valori diversi per $x$ !

31

## Aggiornamento fantasma

- Assumere ci sia un vincolo $y + z = 1000$;

| $t_1$ | $t_2$ |
|---|---|
| bot | |
| $r_1(y)$ | |
| | bot |
| | $r_2(y)$ |
| | $y = y - 100$ |
| | $r_2(z)$ |
| | $z = z + 100$ |
| | $w_2(y)$ |
| | $w_2(z)$ |
| | commit |
| $r_1(z)$ | |
| $s = y + z$ | |
| commit | |

- $s = 1100$: $t_1$ vede un aggiornamento non completo

32

## Inserimento fantasma

| $t_1$ | $t_2$ |
|---|---|
| bot | |
| "legge gli stipendi degli impiegati del dip A e calcola la media" | |
| | bot |
| | "inserisce un impiegato in A" |
| | commit |
| "legge gli stipendi degli impiegati del dip A e calcola la media" | |
| commit | |

33

## Anomalie

- Perdita di aggiornamento W-W
- Lettura sporca R-W (o W-W) con abort
- Letture inconsistenti R-W
- Aggiornamento fantasma R-W
- Inserimento fantasma R-W su dato "nuovo"

34

## Schedule

- Sequenza di operazioni di input/output di transazioni concorrenti
- Esempio:

$$S_1 : r_1(x)\ r_2(z)\ w_1(x)\ w_2(z)$$

35

## Controllo di concorrenza

- *Obiettivo*: evitare le anomalie
- *Soluzione:Scheduler* ( sistema che accetta o rifiuta, anche tramite riordino, le operazioni richieste dalle transazioni)
- *Schedule seriale:* le transazioni sono separate, una alla volta

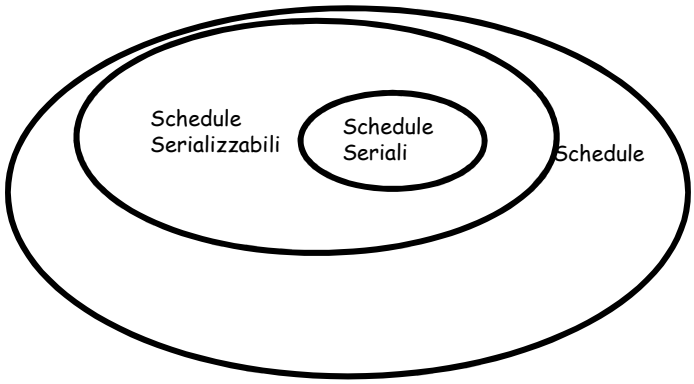
$$S_2 : r_0(x)\ r_0(y)\ w_0(x)\ r_1(y)\ r_1(x)\ w_1(y)\ r_2(x)\ r_2(y)\ r_2(z)\ w_2(z)$$

- *Schedule serializzabile:* produce lo stesso risultato sulle stesse transazioni di uno schedule seriale
  - Richiede una nozione di equivalenza fra schedule

36

# Idea base

- Individuare classi di schedule serializzabili la cui proprietà di serializzabilità sia verificabile a costo basso




37

# View-Serializzabilità

- Schedule ***view-equivalenti*** ($S_i \approx_V S_j$): hanno la stessa relazione *legge-da* e le stesse scritture finali su ogni oggetto.
- Uno schedule è ***view-serializzabile*** se è view-equivalente ad un qualche schedule seriale
- L'insieme degli schedule view-serializzabili è indicato con **VSR**

- Esiste la relazione legge-da tra $r_i(x)$ e $w_j(x)$ in $S$ se $w_j(x)$ precede $r_i(x)$ in $S$ e non c'è nessun $w_k(x)$ ($k \neq j$) tra di loro.
- $w_i(x)$ in $S$ è ***scrittura finale*** *se* è l'ultima scrittura sull'oggetto $x$ in $S$

38

## View serializzabilità: esempi

- $S_1$ : $w_{01}(x)\ r_{21}(x)\ r_{11}(x)\ w_{22}(x)\ w_{23}(z)$
  $S_2$ : $w_{01}(x)\ r_{11}(x)\ r_{21}(x)\ w_{22}(x)\ w_{23}(z)$
  - $S_1$ è view-equivalente allo schedule seriale $S_2$ (e quindi è view-serializzabile)

- $S_3$ : $r_{11}(x)\ r_{21}(x)\ w_{12}(x)\ w_{22}(x)$ (perdita di aggiornamento)
  $S_4$ : $r_{11}(x)\ r_{21}(x)\ w_{22}(x)\ r_{12}(x)$ (letture inconsistenti)
  $S_5$ : $r_{11}(x)\ r_{12}(y)\ r_{21}(z)\ r_{22}(y)\ w_{23}(y)\ w_{24}(z)\ r_{13}(z)$
  (aggiornamento fantasma)
  - $S_3$, $S_4$, $S_5$ non view-serializzabili, non view-equivalenti a nessun schedule seriale

39

## View serializzabilità

- Complessità:
  - la verifica della view-equivalenza di due schedule:
    - polinomiale
  - decidere la view-serializzabilità di uno schedule:
    - problema NP-completo
- Non è utilizzabile in pratica

40

# Conflict-serializzabilità

- Definizione preliminare:
  - Un'azione $a_i$ è in *conflitto* con $a_j$ ($i \neq j$), se operano sullo stesso oggetto e almeno una di esse è una scrittura. Due casi:
    - conflitto *read-write* (*rw* o *wr*)
    - conflitto *write-write* (*ww*).
- *Schedule conflict-equivalenti* ($S_i \approx_C S_j$): includono le stesse operazioni e ogni coppia di operazioni in conflitto compare nello stesso ordine in entrambi
- Uno schedule è *conflict-serializable* se è conflict-equivalente ad un qualche schedule seriale
- L'insieme degli schedule conflict-serializzabili è indicato con **CSR**

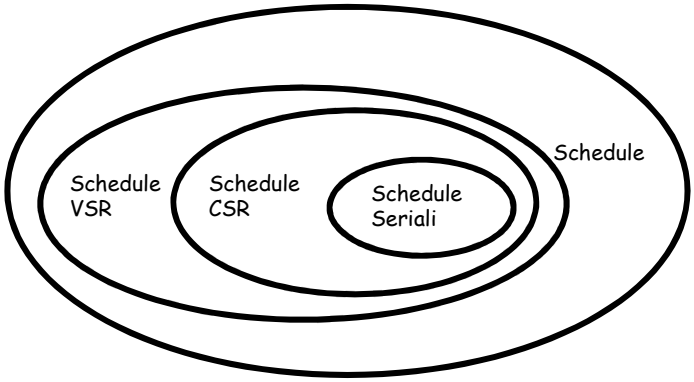
41

# VSR e CSR

- Ogni schedule conflict-serializable è anche view-serializable
  - CSR implica VSR

42

## CSR e VSR




43

## Verifica di conflict-serializzabilità

- Per mezzo del **grafo dei conflitti**:
  - un nodo per ogni transazione $t_i$
  - un arco (orientato) da $t_i$ a $t_j$ se c'è almeno un conflitto fra un'azione $a_i$ e un'azione $a_j$ tale che $a_i$ precede $a_j$
- Teorema
  - **Uno schedule è in CSR se e solo se il grafo è aciclico**

44

# Controllo della concorrenza in pratica

- Anche la conflict-serializabilità, pur più rapidamente verificabile (l'algoritmo, con opportune strutture dati richiede tempo lineare), è inutilizzabile in pratica
- La tecnica sarebbe efficiente se potessimo conoscere il grafo dall'inizio, ma così non è: uno scheduler deve operare "incrementalmente", cioè ad ogni richiesta di operazione decidere se eseguirla subito oppure fare qualcos'altro; non è praticabile mantenere il grafo, aggiornarlo e verificarne l'aciclicità ad ogni richiesta di operazione
- In pratica, si utilizzano tecniche che
  - garantiscono la conflict-serializzabilità senza dover costruire il grafo

45

# Lock

- Principio:
  - Tutte le letture sono precedute da *r_lock* (lock condiviso) e seguite da *unlock*
  - Tutte le scritture sono precedute da *w_lock* (lock esclusivo) e seguite da *unlock*
- Quando una transazione prima legge e poi scrive un oggetto, può:
  - richiedere subito un lock esclusivo
  - chiedere prima un lock condiviso e poi uno esclusivo (*lock escalation*)
- Il *lock manager* riceve queste richieste dalle transazioni e le accoglie o rifiuta, sulla base della tavola dei conflitti

46

# Gestione dei lock

- Basata sulla tavola dei conflitti

| Richiesta | Stato della risorsa | | |
|---|---|---|---|
| | *free* | *r_locked* | *w_locked* |
| *r_lock* | OK / r_locked | OK / r_locked | NO/ w_locked |
| *w_lock* | OK / w_locked | NO / r_locked | NO / w_locked |
| *unlock* | error | OK / depends | OK / free |

  - Un contatore tiene conto del numero di "lettori"; la risorsa è rilasciata quando il contatore scende a zero
- Se la risorsa non è concessa, la transazione richiedente è posta in attesa (eventualmente in coda), fino a quando la risorsa non diventa disponibile
- Il lock manager gestisce una tabella dei lock, per ricordare la situazione

47

# Locking a due fasi

- Usato da quasi tutti i sistemi
- Garantisce "a priori" la conflict-serializzabilità
- Due regole:
  - "proteggere" tutte le letture e scritture con lock
  - un vincolo sulle richieste e i rilasci dei lock:
    - **una transazione, dopo aver rilasciato un lock, non può acquisirne altri finchè tutti quelli che ha acquisito non sono stati rilasciati**

48

## 2PL e CSR

- Ogni schedule 2PL e' anche conflict serializzabile, ma non è vero il viceversa
  - 2PL implica CSR

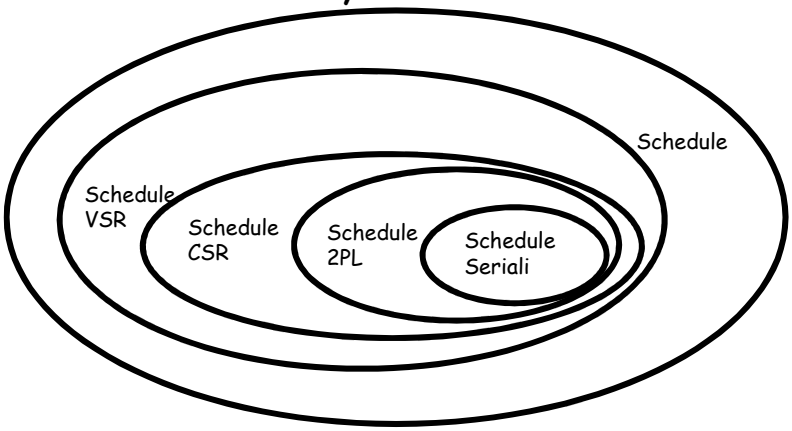
49

## Locking a due fasi stretto

- Condizione aggiuntiva:
  - **I lock possono essere rilasciati solo dopo il commit o abort**
- elimina il rischio di letture sporche

50

## CSR, VSR e 2PL




51

## Controllo di concorrenza basato su timestamp

- Tecnica alternativa al 2pL
- **Timestamp**:
  - identificatore che definisce un ordinamento totale sugli eventi di un sistema
- Ogni transazione ha un timestamp che rappresenta l'istante di inizio della transazione
- Uno schedule è accettato solo se riflette l'ordinamento seriale delle transazioni indotto dai timestamp

52

# Dettagli

- Lo scheduler ha due contatori RTM($x$) e WTM($x$) per ogni oggetto
- Lo scheduler riceve richieste di letture e scritture (con indicato il timestamp della transazione):
  - *read*($x$,ts):
    - se *ts* < WTM($x$) allora la richiesta è respinta e la transazione viene uccisa;
    - altrimenti, la richiesta viene accolta e RTM($x$) è posto uguale al maggiore fra RTM($x$) e *ts*
  - *write*($x$,*ts*):
    - se *ts* < WTM($x$) o *ts* < RTM($x$) allora la richiesta è respinta e la transazione viene uccisa,
    - altrimenti, la richiesta viene accolta e WTM($x$) è posto uguale a *ts*
- Vengono uccise molte transazioni

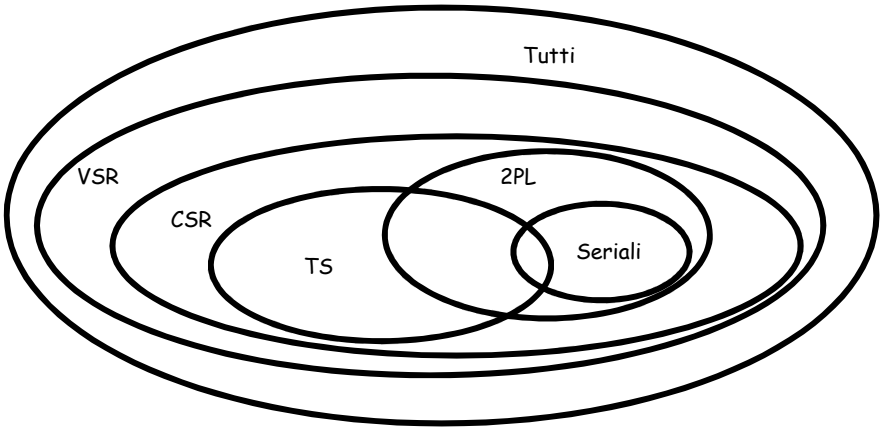
53

# 2PL vs TS

- Sono incomparabili

54

# CSR, VSR, 2PL e TS




55

# 2PL vs TS

- In 2PL le transazioni sono poste in attesa, in TS uccise e rilanciate
  - Le ripartenze sono di solito più costose delle attese:
  - conviene il 2PL
- 2PL può causare deadlock

56

## Stallo (deadlock)

- Attese incrociate: due transazioni detengono ciascuna una risorsa e aspetttano la risorsa detenuta dall'altra
- Esempio:
  - $t_1$: *read*($x$), *write*($y$)
  - $t_2$: *read*($y$), *write*($x$)
  - Schedule:

    $r\_lock_1(x)$, $r\_lock_2(y)$, $read_1(x)$, $read_2(y)$
    $w\_lock_1(y)$, $w\_lock_2(x)$

57

## Risoluzione dello stallo

- Uno stallo corrisponde ad un ciclo nel grafo delle attese
- Tre tecniche di risoluzione

1. Timeout (problema: scelta dell'intervallo, con trade-off)
2. Rilevamento dello stallo
   - ricerca di cicli nel grafo delle attese
3. Prevenzione dello stallo
   - Prevenzione: uccisione di transazioni "sospette"

58

## Livelli di isolamento in SQL:1999 (e JDBC)

- Le transazioni possono essere definite **`read-only`** (non possono richiedere lock esclusivi)
- Il livello di isolamento può essere scelto per ogni transazione
  - **`read uncommitted`** permette letture sporche, letture inconsistenti, aggiornamenti fantasma e inserimenti fantasma
  - **`read committed`** evita letture sporche ma permette letture inconsistenti, aggiornamenti fantasma e inserimenti fantasma
  - **`repeatable read`** evita tutte le anomalie esclusi gli inserimenti fantasma
  - **`serializable`** evita tutte le anomalie
- Nota:
  - la perdita di aggiornamento è sempre evitata

59

## Livelli di isolamento: implementazione

- Sulle scritture si ha sempre il 2PL stretto (e quindi si evita la perdita di aggiornamento)
- **`read uncommitted`**:
  - nessun lock in lettura (e non rispetta i lock altrui)
- **`read committed`**:
  - lock in lettura (e rispetta quelli altrui), ma senza 2PL
- **`repeatable read`**:
  - 2PL anche in lettura
- **`serializable`**:
  - 2PL

60

## Esempio

- Dire se i seguenti due schedule sono view-equivalenti o conflict-equivalenti o nessuna delle due cose.
-
- S1=w21(x) r22(x) w11(x) r12(x) w23(y) r24(y) w13(x) w25(z)
- S2= w11(x) r12(x) w21(x) r22(x) w13(x) w23(y) r24(y) w25(z)
-

61