BASI DI DATI

TECNOLOGIA DEI SERVER PER BASI DI DATI

Prof. Fabio A. Schreiber

Dipartimento di Elettronica e Informazione

Politecnico di Milano

tratto da: Atzeni, Ceri, Paraboschi, Torlone - Basi di Dati - McGraw-Hill

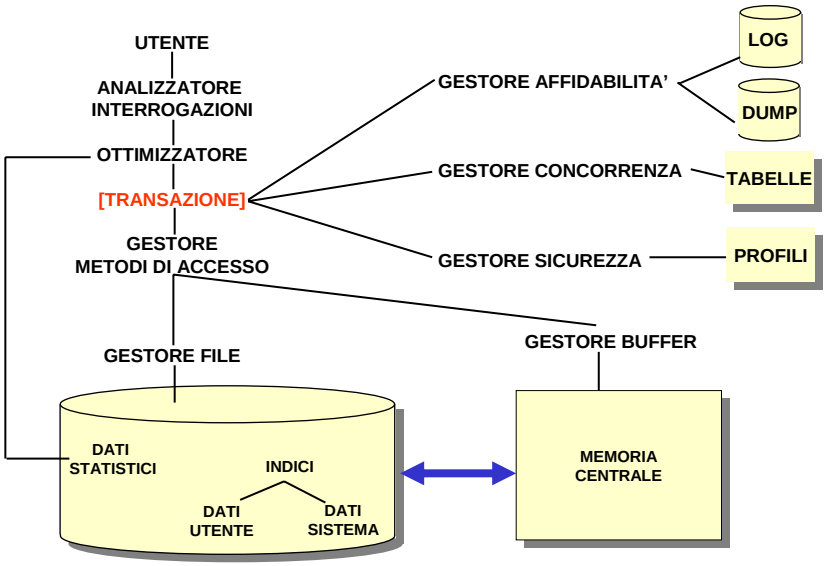
COMPONENTI DI UN SERVER PER DB

- ANALIZZATORE DELLE INTERROGAZIONI
- OTTIMIZZATORE
  - SCEGLIE LE STRATEGIE DI ACCESSO
- GESTORE DEI METODI DI ACCESSO
  - GESTISCE LE STRATEGIE
    - RSS (RELATIONAL STORAGE SYSTEM)
    - OM (OBJECT MANAGER)
- GESTORE DEI BUFFER
  - GESTISCE GLI SCAMBI TRA DISCO E MEMORIA CENTRALE

COMPONENTI DI UN SERVER PER DB

- **GESTORE DELL'AFFIDABILITA'**
  - GESTISCE I PROBLEMI LEGATI AI GUASTI E ALLA RIPARTENZA DEL SISTEMA
- **GESTORE DEL CONTROLLO DELLA CONCORRENZA**
  - GESTISCE LE INTERFERENZE DOVUTE ALLA MULTIUTENZA
- **GESTORE DELLA SICUREZZA**
  - GESTISCE GLI ACCESSI IN MODO CHE VENGANO RISPETTATE LE AUTORIZZAZIONI

COMPONENTI DI UN SERVER PER DB



DEFINIZIONE DI TRANSAZIONE

UNITA' ELEMENTARE DI LAVORO EFFETTUATO DA UN'APPLICAZIONE, TALE DA POSSEDERE CARATTERISTICHE DI

- **CORRETTEZZA**
- **ROBUSTEZZA**
- **ISOLAMENTO**

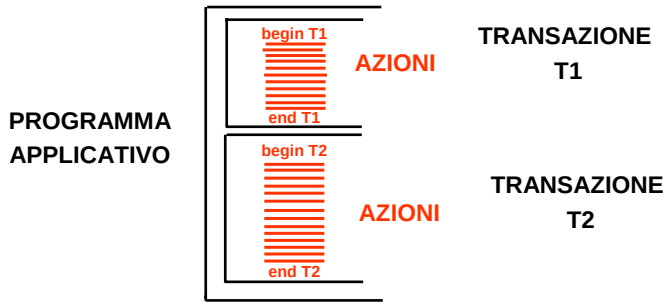
- **OGNI TRANSAZIONE E' INCAPSULATA TRA DUE COMANDI**
  - **BEGIN TRANSACTION (`bot`)**
  - **END TRANSACTION (`eot`)**

DEFINIZIONE DI TRANSAZIONE

- **ENTRO UNA TRANSAZIONE 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 (OLTP) E' IN GRADO DI DEFINIRE ED ESEGUIRE TRANSAZIONI PER CONTO DI UN CERTO NUMERO DI APPLICAZIONI CONCORRENTI

STRUTTURA DELLE TRANSAZIONI

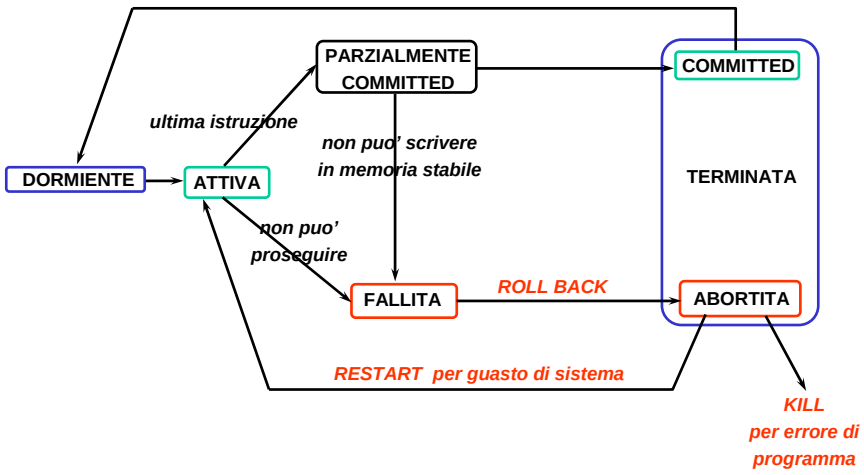


UNA TRANSAZIONE CHE COMINCIA CON `begin transaction` E TERMINA CON `end transaction`, NELLA QUALE VIENE ESEGUITO UNO SOLO DEI DUE COMANDI `commit work` O `rollback work` DOPO IL QUALE NON VIENE ESEGUITA ALCUN'ALTRA OPERAZIONE SUI DATI E' UNA TRANSAZIONE BEN FORMATA

ESEMPIO DI TRANSAZIONE

```
begin transaction
x:=x-10
y:=y+10
commit work
end transaction
```

STATI DI UNA TRANSAZIONE



PROPRIETA' DELLE TRANSAZIONI E MECCANISMI

ATOMICITA'
- PROTOCOLLI DI COMMIT
- ABORT-ROLLBACK-RESTART

CONSISTENZA
- CONTROLLO DELLA CONCORRENZA
- VERIFICHE DI INTEGRITA' DEL DBMS

ISOLAMENTO
- CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

DURABILITA' (PERSISTENZA)
- PROTOCOLLI DI COMMIT
- RECOVERY MANAGEMENT

ATOMICITA'

UNA TRANSAZIONE E' UN'UNITA' DI LAVORO ATOMICA

- **NON PUO' LASCIARE LA BASE DI DATI IN UNO STATO INTERMEDIO (INCONSISTENTE)**
  - **UN ERRORE O UN GUASTO CHE INTERVENGA PRIMA DEL `COMMIT` PROVOCA L'ANNULLAMENTO (UNDO) DEL LAVORO FATTO FINO A QUEL PUNTO**
  - **UN ERRORE O UN GUASTO CHE INTERVENGA DOPO IL `COMMIT` PUO' RICHIEDERE IL RIFACIMENTO (REDO) DI QUANTO GIA' SVOLTO QUALORA NON SIA GARANTITA LA REGISTRAZIONE SULLA BASE DI DATI**
- **COMPORTAMENTI POSSIBILI**
  - **`COMMIT` = CASO NORMALE (99.9%)**
  - **`ROLLBACK` RICHIESTO DALL'APPLICAZIONE = SUICIDIO**
  - **`ROLLBACK` RICHIESTO DAL SISTEMA = OMICIDIO**

CONSISTENZA

NON DEVE ESSERE VIOLATO ALCUN VINCOLO DI INTEGRITA'

- **LA VERIFICA DEI VINCOLI DI INTEGRITA' PUO' ESSERE**
  - **IMMEDIATA - L'OPERAZIONE CHE CAUSA LA VIOLAZIONE VIENE RIGETTATA**
  - **DIFFERITA - SE VIENE VIOLATO QUALCHE VINCOLO TUTTA LA TRANSAZIONE VIENE RIGETTATA**

ISOLAMENTO

OGNI TRANSAZIONE VIENE ESEGUITA INDIPENDENTEMENTE DALL'ESECUZIONE DI QUALSIASI ALTRA TRANSAZIONE CONCORRENTE

- **L'ISOLAMENTO RICHIEDE CHE L'ESECUZIONE CONCORRENTE DI UN INSIEME DI TRANSAZIONI TERMINATE CORRETTAMENTE (COMMITTED) FORNISCA LO STESSO RISULTATO DI UN'ARBITRARIA ESECUZIONE SEQUENZIALE DELLE STESSE TRANSAZIONI**

PERSISTENZA

L'EFFETTO DI UNA TRANSAZIONE CHE SIA TERMINATA CORRETTAMENTE DEVE PERMANERE NEL SISTEMA A TEMPO INDEFINITO E NON DEVE VENIR PERSO PER QUALSIASI MOTIVO

CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

- **L'ESECUZIONE CONCORRENTE DI TRANSAZIONI E' UNO DEGLI OBIETTIVI DEI DBMS**
  - **IL *THROUGHPUT* PUO' VARIARE TRA QUALCHE DECINA E QUALCHE MIGLIAIO DI TRANSAZIONI AL SECONDO (*tps*)**
  - **ESEMPI TIPICI**
    - **SISTEMI BANCARI**
    - **PRENOTAZIONE E *CHECK-IN* DI VOLI**
    - **……**

CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

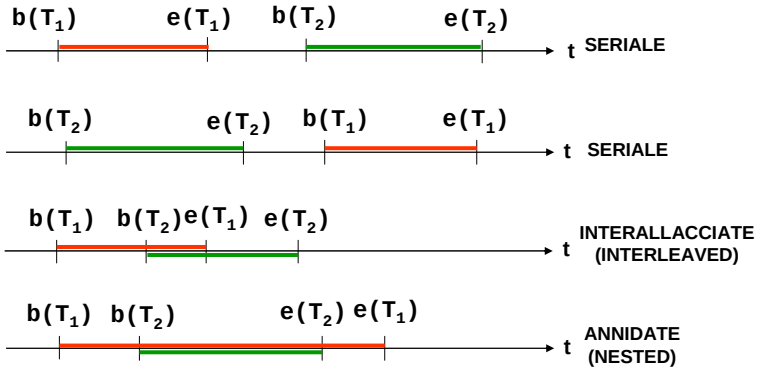
ARCHITETTURA

- **IL GRANULO E' L'UNITA' DI DATI AD ACCESSO CONCORRENTE**
- **SI CONSIDERANO OPERAZIONI DI INPUT-OUTPUT SU OGGETTI ASTRATTI *x*, *y*, *z*, …**
- **LE OPERAZIONI DI INPUT-OUTPUT LEGGONO/ SCRIVONO BLOCCHI DI DISCO IN PAGINE DI MEMORIA E VICEVERSA**

PROBLEMI

- **LE ANOMALIE DOVUTE ALL'ESECUZIONE CONCORRENTE**

ESECUZIONI CONCORRENTI



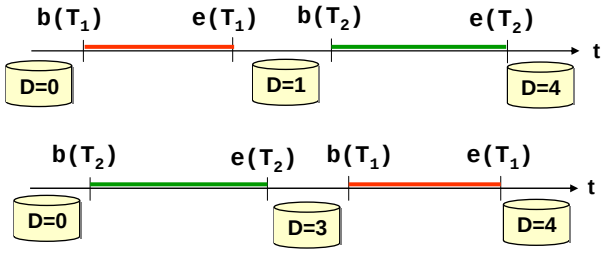
ESECUZIONI CONCORRENTI

CASI SERIALI

```
bot(T1)
   read(D,x)
   x=x+1
   write(D,x)
   commit
eot(T1)
```

```
bot(T2)
   read(D,y)
   y=y+3
   write(D,y)
   commit
eot(T2)
```

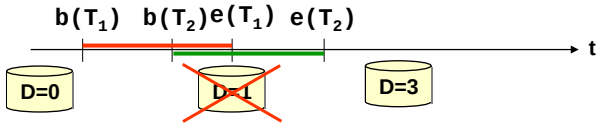
$D(t_0)=0$



ESECUZIONI CONCORRENTI

ANOMALIA 1 - PERDITA DI UN AGGIORNAMENTO

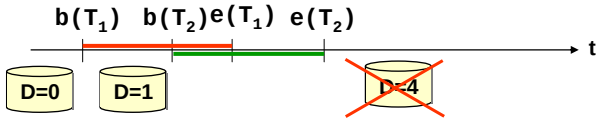
```
bot(T1)
   read(D,x)
   x=x+1
                    bot(T2)                    D(t0)=0
                       read(D,y)
                       y=y+3
   write(D,x)
   commit
eot(T1)
                       write(D,y)
                       commit
                    eot(T2)
```



ESECUZIONI CONCORRENTI

ANOMALIA 2 - LETTURA SPORCA

```
bot(T1)
   read(D,x)
   x=x+1
   write(D,x)                                  D(t0)=0
                    bot(T2)
                       read(D,y)
                       y=y+3
   abort
eot(T1)
                       write(D,y)
                       commit
                    eot(T2)
```

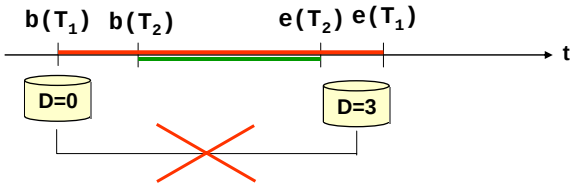


ESECUZIONI CONCORRENTI

ANOMALIA 3 - LETTURA INCONSISTENTE

```
bot(T1)
   read(D,x)
                    bot(T2)
                       read(D,y)
                       y=y+3
                       write(D,y)
                       commit
                    eot(T2)
   read(D,x)
   commit
eot(T1)
```

$D(t_0)=0$



ESECUZIONI CONCORRENTI

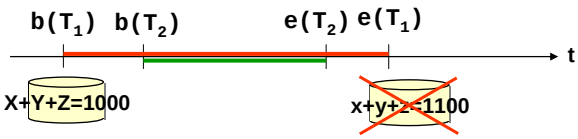
ANOMALIA 4 - AGGIORNAMENTO FANTASMA

```
bot(T1)
   read(X,x)
                    bot(T2)
                       read(Y,y)
   read(Y,y)
                       y=y-100
                       read(Z,z)
                       z=z+100
                       write(Y,y)
                       write(Z,z)
   read(Z,z)           commit
   s=x+y+z          eot(T2)
commit
eot(T1)
```

INVARIANTE
X+Y+Z=1000

$X(t_0)=300$
$Y(t_0)=300$
$Z(t_0)=400$

IL VINCOLO DI INTEGRITA' VIENE VIOLATO PERCHE' T_1 VEDE UN AGGIORNAMENTO FANTASMA



CONCETTO DI SCHEDULAZIONE

RAPPRESENTA LA SEQUENZA DELLE OPERAZIONI DI INPUT/OUTPUT EFFETTUATE DALLE TRANSAZIONI CONCORRENTI

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

$r_1, w_1 \in T_1$

$r_2, w_2 \in T_2$

PRINCIPI FONDAMENTALI DEL CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

- **OBIETTIVO**
  - RIFIUTARE LE SCHEDULAZIONI CHE PROVOCANO ANOMALIE
- **SCHEDULATORE**
  - COMPONENTE CHE ACCETTA O RIFIUTA LE OPERAZIONI RICHIESTE DALLE TRANSAZIONI
- **SCHEDULAZIONE SERIALE**
  - LE AZIONI DI OGNI TRANSAZIONE APPAIONO IN SEQUENZE CONTIGUE
  - S_2: $r_0(x)$ $r_0(y)$ $w_0(x)$ $r_1(y)$ $r_1(x)$ $w_1(y)$ $r_2(x)$ $r_2(y)$ $r_2(z)$ $w_2(z)$

PRINCIPI FONDAMENTALI DEL CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

- **SCHEDULAZIONE SERIALIZZABILE**

  PRODUCE GLI STESSI RISULTATI DI UNA QUALCHE SCHEDULAZIONE SERIALE SULLE STESSE TRANSAZIONI

  - **RICHIEDE LA NOZIONE DI EQUIVALENZA TRA LE SCHEDULAZIONI**
    - **EQUIVALENZA DI VIEW**
    - **EQUIVALENZA DI CONFLITTI**
    - **LOCKING A DUE FASI (2PL)**
    - **BASATA SULLE MARCHE DI TEMPO (TIME STAMPING)**
- **OSSERVAZIONE**

  UNO SCHEDULATORE PERMETTE DI INDIVIDUARE CLASSI PIU' O MENO AMPIE DI SCHEDULAZIONI ACCETTABILI IN FUNZIONE DEL COSTO DELLA VERIFICA DELL'EQUIVALENZA

PRINCIPI FONDAMENTALI DEL CONTROLLO DELLA CONCORRENZA

- **VIEW-SERIALIZZABILITA' (VSR)**
  - **SI BASA SUL CONFRONTO DELLE SEQUENZE DI LETTURA/SCRITTURA SULLO STESSO OGGETTO**
  - **IN GENERALE E' UN PROBLEMA NP-hard**
- **CONFLITTO-SERIALIZZABILITA' (CSR)**
  - **SI BASA SUL CONFRONTO DELLA SEQUENZA DELLE OPERAZIONI IN CONFLITTO**
    - **AGISCONO SULLO STESSO OGGETTO E ALMENO UNA DI ESSE E' UNA SCRITTURA**
  - **RICHIEDE LA VERIFICA DELL'ACICLICITA' DI UN GRAFO**
    - **NONOSTANTE LA COMPLESSITA' DEL PROBLEMA SIA LINEARE E' ANCORA INACCETTABILE SOPRATTUTTO IN CONTESTI DISTRIBUITI**

LOCKING

E' IL METODO PIU' USATO NEI SISTEMI COMMERCIALI

- **UNA TRANSAZIONE E' BEN FORMATA RISPETTO AL LOCKING SE**
  - **LE OPERAZIONI DI LETTURA SONO PRECEDUTE DA `r_lock` (LOCK CONDIVISO) E SEGUITE DA `unlock`**
  - **LE OPERAZIONI DI SCRITTURA SONO PRECEDUTE DA `w_lock` (LOCK ESCLUSIVO) E SEGUITE DA `unlock`**
- **QUANDO UNA TRANSAZIONE PRIMA LEGGE E POI SCRIVE UN OGGETTO PUO'**
  - **USARE UN `w_lock`**
  - **MODIFICARE UN `r_lock` IN UN `w_lock` (INNALZAMENTO DEL LOCK)**

COMPORTAMENTO DEL LOCK MANAGER

- **IL LOCK MANAGER RICEVE LE PRIMITIVE DALLE TRANSAZIONI E CONCEDE LE RISORSE SECONDO LA TABELLA DEI CONFLITTI**
  - **QUANDO VIENE CONCESSO IL *LOCK* LA RISORSA VIENE ACQUISITA**
  - **QUANDO VIENE ESEGUITO *UNLOCK* LA RISORSA VIENE RILASCIATA**

RICHIESTA	STATO DELLA RISORSA		
	LIBERA	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`	ERRORE	OK DIPENDE	OK LIBERA

LOCKING A DUE FASI (2PL)

- PER LA SERIALIZZABILITA' E' NECESSARIO CHE IL LOCKING SIA A DUE FASI
  - UNA TRANSAZIONE NON PUO' ACQUISIRE ALTRI LOCK DOPO AVERNE RILASCIATO UNO
  - C'E' UNA FASE DI CRESCITA E UNA DI RESTRINGIMENTO
  - SE UNO SCHEDULATORE
    - USA TRANSAZIONI BEN FORMATE
    - CONCEDE I LOCK IN BASE AI CONFLITTI
    - E' A DUE FASI

    ALLORA PRODUCE LA CLASSE DELLE SCHEDULAZIONI *2PL*

LOCKING A DUE FASI (2PL)

- LE SCHEDULAZIONI *2PL* SONO SERIALIZZABILI E STRETTAMENTE INCLUSE IN *CSR*
- ESEMPIO DI SCHEDULAZIONE *CSR*, MA NON *2PL*

  S_{12}: $r_1(x)\ w_1(x)\ r_2(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ w_1(y)$

- QUANTO DETTO FINORA VALE NELL'IPOTESI CHE NESSUNA TRANSAZIONE ABORTISCA
- TALE IPOTESI NON SI VERIFICA IN PRATICA
- OCCORRE AGGIUNGERE UN VINCOLO

LOCKING A DUE FASI STRETTO

- **I LOCK SU UNA TRANSAZIONE POSSONO ESSERE RILASCIATI SOLO SUCCESSIVAMENTE ALLE OPERAZIONI DI COMMIT/ABORT**
- **QUESTA VERSIONE DEL *2PL* E' USATA NEI DBMS COMMERCIALI E ELIMINA L'ANOMALIA DELLE LETTURE SPORCHE**

DEADLOCK

SI VERIFICA PER IL FATTO CHE TRANSAZIONI CONCORRENTI TRATTENGONO E A LORO VOLTA RICHIEDONO RISORSE OCCUPATE DALLE ALTRE

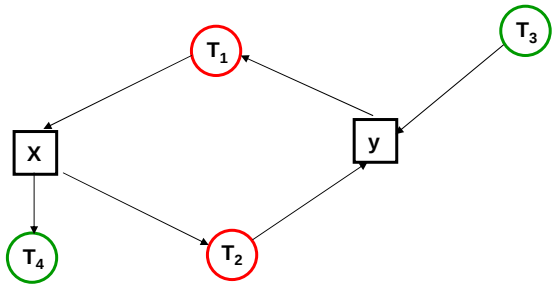
- **T_1: $r_1(x)$ $w_1(y)$**
- **T_2: $r_2(y)$ $w_2(x)$**

S: $r\_lock_1(x)$ $r\_lock_2(y)$ $r_1(x)$ $r_2(y)$ $w\_lock_1(y)$ $w\_lock_2(x)$

LA PROBABILITA' DI UN DEADLOCK CRESCE LINEARMENTE CON IL NUMERO DELLE TRANSAZIONI E CON IL QUADRATO DEL NUMERO DI LOCK DI CIASCUNA TRANSAZIONE

DEADLOCK

- UN DEADLOCK E' RAPPRESENTATO DA UN CICLO NEL GRAFO DI ATTESA (*WAIT-FOR GRAPH*) PER LE RISORSE

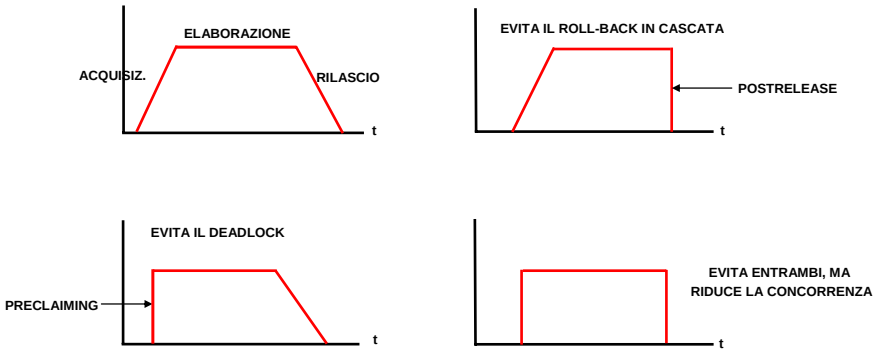


TECNICHE DI RISOLUZIONE DEI DEADLOCK

- TIMEOUT
  - IL PROBLEMA E' LA SCELTA DEL VALORE ADATTO
- INDIVIDUAZIONE DEL DEADLOCK
  - CERCA I CICLI NEL GRAFO *WAIT-FOR*
- PREVENZIONE DEI DEADLOCK
  - UCCIDE LE TRANSAZIONI CHE POTREBBERO CAUSARE DEI CICLI
    - OPZIONI PER INDIVIDUARE LA TRANSAZIONE DA UCCIDERE
      - PREEMPTIVE
      - NON PREEMPTIVE

LOCKING A DUE FASI

TECNICHE DI ACQUISIZIONE E RILASCIO DELLE RISORSE



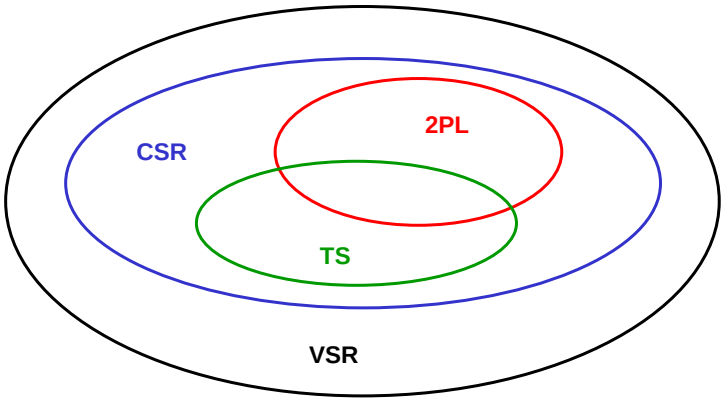
CONTROLLO DELLA CONCORRENZA CON MARCATURE TEMPORALI (TIME STAMP)

- IL *TIME STAMP* (*TS*) DEFINISCE UN ORDINAMENTO TOTALE DEGLI EVENTI NEL SISTEMA
- AD OGNI TRANSAZIONE VIENE ASSEGNATO UN *TS* CORRISPONDENTE AL SUO MOMENTO DI INIZIO
- UNA SCHEDULAZIONE VIENE ACCETTATA SOLAMENTE SE RIFLETTE L'ORDINAMENTO SERIALE DELLE TRANSAZIONI BASATO SUL *TS* DI CIASCUNA DI ESSE

CONFRONTO TRA *2PL* E *TS*

- CON *2PL* LE TRANSAZIONI SONO POSTE IN ATTESA
- CON *TS* VENGONO UCCISE E FATTE RIPARTIRE
- L'ORDINE DI SERIALIZZAZIONE CON *2PL* E' IMPOSTO DAI CONFLITTI
- CON *TS* E' IMPOSTO DALLA MARCATURA
- LA NECESSITA' DI ATTENDERE IL COMMIT DELLE TRANSAZIONI RICHIEDE IL *2PL* STRETTO E LA MEMORIZZAZIONE TEMPORANEA DELLE OPERAZIONI DI SCRITTURA CON TS
- *2PL* PUO' DAR LUOGO A DEADLOCK
- FAR RIPARTIRE UNA TRANSAZIONE COSTA PIU' CHE ASPETTARE: *2PL* VINCE!

PRINCIPI FONDAMENTALI DEL CONTROLLO DELLA CONCORRENZA



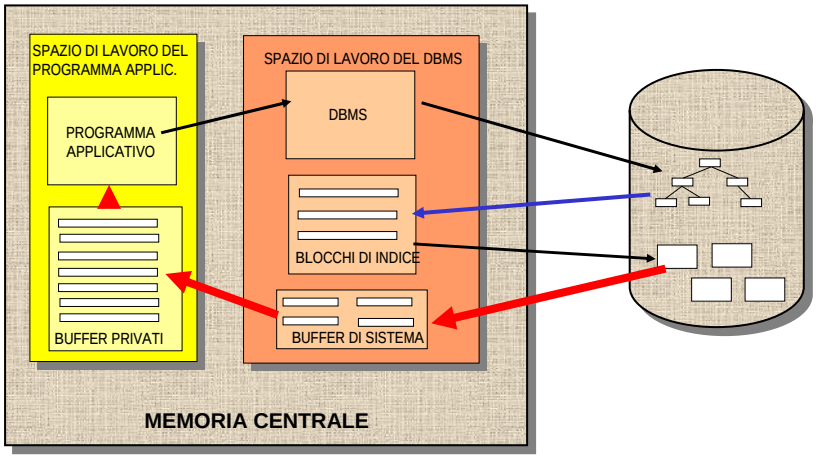
GESTIONE DELLA MEMORIA

IL *BUFFER* E' UN'AREA DELLA MEMORIA CENTRALE ALLOCATA AL DBMS E CONDIVISA DALLE TRANSAZIONI

- **E' ORGANIZZATA IN PAGINE DI DIMENSIONI UGUALI O MULTIPLE DI QUELLE DEL BLOCCO DI I/O USATO DAL SISTEMA OPERATIVO**
  - **1 |-----| 100 KBYTE**
  - **ACCESSO 6 ORDINI DI GRANDEZZA PIU' VELOCE CHE VERSO IL DISCO**

PUO' ASSUMERE DIMENSIONI MOLTO RILEVANTI

INTERFACCIA CON I PROGRAMMI APPLICATIVI



GESTORE DEL *BUFFER*

- FORNISCE LE PRIMITIVE
  - `fix, use, unfix, flush, force`
  - GESTISCE LE OPERAZIONI DI I/O IN RISPOSTA A QUESTE PRIMITIVE
- LE POLITICHE DI GESTIONE DEL *BUFFER* SONO SIMILI A QUELLE CHE IL SISTEMA OPERATIVO USA PER GESTIRE LA MEMORIA CON LE CONDIZIONI
  - PRINCIPIO DELLA LOCALITA' DEI DATI
    - I DATI CUI SI ACCEDE CORRENTEMENTE HANNO MAGGIOR PROBABILITA' DI ESSERE USATI ANCHE IN FUTURO
  - LEGGE EMPIRICA
    - L' 80% DELLE TRANSAZIONI ACCEDE SOLAMENTE AL 20% DEI DATI

PRIMITIVE DEL GESTORE DEL *BUFFER*

- `fix`
  - E' USATA PER CARICARE UNA PAGINA NEL *BUFFER*
  - RICHIEDE UNA LETTURA DA DISCO SOLO QUANDO LA PAGINA NON E' GIA' IN MEMORIA
  - LA PAGINA CARICATA E' VALIDA, CIOE' ALLOCATA AD UNA TRANSAZIONE
  - ALLA TRANSAZIONE VIENE FORNITO UN PUNTATORE ALLA PAGINA
- `use`
  - E' USATA DALLA TRANSAZIONE PER ACCEDERE ALLA PAGINA CARICATA PRECEDENTEMENTE
    - CONFERMA DELLA SUA ALLOCAZIONE NEL BUFFER
    - CONFERMA DELLO STATO DI VALIDITA'

PRIMITIVE DEL GESTORE DEL *BUFFER*

- `unfix`
  - INDICA CHE LA TRANSAZIONE HA TERMINATO L'USO DELLA PAGINA
    - LA PAGINA NON E' PIU' VALIDA
- `force`
  - TRASFERISCE IN MODO SINCRONO UNA PAGINA DAL *BUFFER* AL DISCO
- `flush`
  - TRASFERISCE IN MODO ASINCRONO LE PAGINE NON PIU' VALIDE INDIPENDENTEMENTE DALLE TRANSAZIONI ATTIVE

POLITICHE DEL GESTORE DEL *BUFFER*

SOSTITUZIONE DELLE PAGINE (REPLACEMENT)

- QUANDO IL *BUFFER* E' PIENO, UN'OPERAZIONE DI `fix` COMPORTA LA SOSTITUZIONE DI UNA (O PIU') PAGINA
  - PREFERENZA ALLE PAGINE NON VALIDE (*NO-STEAL*)
  - SOSTITUZIONE DI PAGINE VALIDE (*STEAL*)
    - SPESSO CON POLITICA *MRU* (Most Recently Used)
- LA SCRITTURA SU DISCO DELLE PAGINE VALIDE DI UNA TRANSAZIONE PUO' ESSERE
  - FORZATA PRIMA DEL COMMIT (*FORCE*)
  - LASCIATA ALL'INIZIATIVA DEL GESTORE DEL *BUFFER* (*NO-FORCE*)
- NEI DBMS VIENE GENERALMENTE ATTUATA LA POLITICA *NO-STEAL/NO-FORCE*

GESTORE DEL *BUFFER* E FILE SYSTEM

- IL FILE SYSTEM CONOSCE LA STRUTTURA A DIRETTORI DELLA MEMORIA SECONDARIA E IL SUO STATO DI USO
  - TIENE CONTO DEI BLOCHHI LIBERI E DI QUELLI ALLOCATI A FILE
- IL DBMS USA IL FILE SYSTEM PER
  - CREARE (`create`) ED ELIMINARE (`delete`) UN FILE
  - APRIRE (`open`) E CHIUDERE (`close`) UN FILE
  - LEGGERE CON ACCESSO DIRETTO UN BLOCCO IN UNA PAGINA DEL BUFFER `read (fileid, block, buffer)`
  - LEGGERE SEQUENZIALMENTE UN NUMERO DI BLOCCHI DEL FILE NEL BUFFER `read_seq (fileid, f-block, count, f-buffer)`
  - LE OPERAZIONI DUALI IN SCRITTURA `write` E `write_seq`

STABILITA' DELLA MEMORIA

- VOLATILE ($\lambda = 10^{3}$ ORE): MEMORIA CENTRALE E REGISTRI
  - L'INFORMAZIONE VIENE DISTRUTTA DA QUALSIASI GUASTO DEL SISTEMA
- NON VOLATILE (λ = QUALCHE ANNO): DISCHI E NASTRI
  - L'INFORMAZIONE SOPRAVVIVE AI GUASTI DEL SISTEMA, MA NON A QUELLI DELL'UNITA' DI MEMORIZZAZIONE
- STABILE ($\lambda = 7*10^{2}$ ANNI)
  - L'INFORMAZIONE NON VIENE MAI DISTRUTTA
  - E' UN'ASTRAZIONE REALIZZATA FISICAMENTE CON COMPONENTI RIDONDANTI

STATI DELLA BASE DI DATI

- **CORRETTO**
  - **ULTIMA VERSIONE COMPLETA E AGGIORNATA**
- **VALIDO**
  - **PARTE DI UNO STATO CORRETTO (PARTE DELL'INFORMAZIONE E' ANDATA PERSA)**
- **CONSISTENTE**
  - **STATO VALIDO NEL QUALE SONO RISPETTATI I VINCOLI DI CONSISTENZA**

TIPI DI ERRORI O GUASTI

- **LOGICO**
  - **IL PROGRAMMA CHE ESEGUE LA TRANSAZIONE NON PUO' PROSEGUIRE A CAUSA DI UN ERRORE**
    - **INPUT ERRATO**
    - **ECCEZIONE**
    - **DATO INESISTENTE**
    - **DIVISIONE PER ZERO**
    - **OVERFLOW …..**

  BISOGNA VERIFICARE IL PROGRAMMA
- **DI SISTEMA**
  - **L' ISTANZA DI ESECUZIONE DEL PROGRAMMA NON PUO' PROSEGUIRE PER PROBLEMI DI SISTEMA**
    - **CONFLITTO DI TRANSAZIONI CONCORRENTI**
    - **DEADLOCK**

  BISOGNA RILANCIARE LA TRANSAZIONE

TIPI DI ERRORI O GUASTI

- **CRASH DI SISTEMA**
  - GUASTO HW O SW A LIVELLO DEL SISTEMA DI ELABORAZIONE
    - GUASTO AD UNA SCHEDA
    - MANCANZA DI ALIMENTAZIONE
    - PROBLEMI DEL SISTEMA OPERATIVO

  PUO' ANDAR PERSO IL CONTENUTO DEL *BUFFER*
- **GUASTO DELLA MEMORIA SECONDARIA**
  - PUO' INTERESSARE
    - QUALCHE BLOCCO
    - LA "ARATURA" DI GRAN PARTE DEL DISCO

  VIENE PERSO IL CONTENUTO DELLA BASE DI DATI
- **CATASTROFE FISICA**
  - INCENDIO, ALLAGAMENTO, TERREMOTO, …

  SI SALVI CHI PUO'!

STRUMENTI PER IL RECUPERO DAI GUASTI

- **DUMP**
  - SCARICAMENTO DEL CONTENUTO DELL'INTERA MEMORIA SU ALTRO SUPPORTO
- **LOG (GIORNALE)**
  - REGISTRAZIONE SEQUENZIALE SU ALTRO SUPPORTO DI TUTTE LE OPERAZIONI SVOLTE SULLA MEMORIA (A PARTIRE DALL'ULTIMO DUMP)
- **CHECKPOINT (MARCA)**
  - SPECIALE SEGNALAZIONE PERIODICA DELLO STATO DELLE TRANSAZIONI IN QUELL'ISTANTE MEMORIZZATA SUL LOG

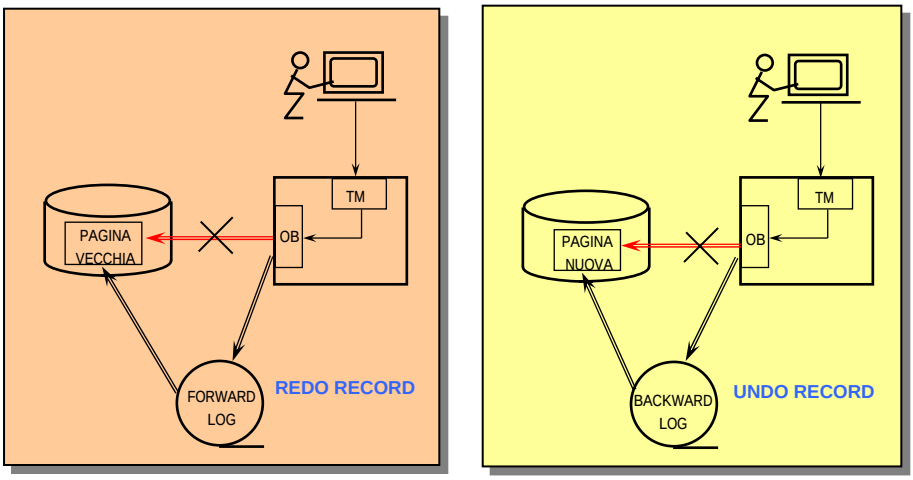
STRUTTURA DEL LOG

- IL LOG E' UN FILE SEQUENZIALE CREATO E GESTITO DAL SOTTOSISTEMA DI AFFIDABILITA'
- IL FORMATO PIU' GENERALE DI UN RECORD DI LOG CONTIENE
  - IDENTIFICATORE DELLA TRANSAZIONE `t_id`
  - IDENTIFICAZIONE DEL RECORD FISICO DEL DB `r_id`
  - IL VALORE PRECEDENTE LA MODIFICA (BEFORE IMAGE) `bi`
  - IL VALORE CONSEGUENTE ALLA MODIFICA (AFTER IMAGE) `ai`

TIPI DI RECORD DI LOG

- PER LE TRANSAZIONI
  - `begin (t_id)`
  - `insert (t_id, r_id, ai)`
  - `delete (t_id, r_id, bi)`
  - `update (t_id, r_id, bi, ai)`
  - `commit (t_id)`
  - `abort (t_id)`
  - `read (t_id, r_id)` IN GENERE NON E' NECCESSARIO
- PER IL SISTEMA
  - `dump`
  - `checkpoint (t_id`$_1$`, t_id`$_2$`, …, t_id`$_n$`)`

TECNICHE DI LOGGING



OPERAZIONI PER IL RIPRISTINO

- **UNDO**
  - **PER `update` E `delete`**
    COPIA NEL RECORD `r_id` IL VALORE `bi`
  - **PER `insert`**
    CANCELLA IL RECORD `r_id`
- **REDO**
  - **PER `insert` E `update`**
    COPIA NEL RECORD `r_id` IL VALORE `ai`
  - **PER `delete`**
    RISCRIVE IL RECORD `r_id`

UNDO E REDO SONO OPERAZIONI IDEMPOTENTI

- `undo(undo(undo(A))) = undo(A)`
- `redo(redo(redo(A))) = redo(A)`

OPERAZIONI PER IL RIPRISTINO

- **CHECKPOINT**
  - REGISTRA **PERIODICAMENTE** LE TRANSAZIONI ATTIVE
    - TEMPO
    - NUMERO DI TRANSAZIONI COMMITTED
  - AGGIORNA LA MEMORIA SECONDARIA PER QUEL CHE RIGUARDA LE TRANSAZIONI COMPLETATE
    - DOPO L'INIZIO DI UN CHECKPOINT NON VENGONO PIU' ACCETTATE OPERAZIONI DI `commit` DA PARTE DELLE TRANSAZIONI ATTIVE
    - IL CHECKPOINT FINISCE CON UN'OPERAZIONE DI `force` DI UN RECORD `checkpoint(t_id`$_1$`, t_id`$_2$`, …, t_id`$_n$`)` CONTENENTE GLI IDENTIFICATORI DELLE TRANSAZIONI ATTIVE

OPERAZIONI PER IL RIPRISTINO

- **DUMP**
  - COPIA **COMPLETA** DELLA BASE DI DATI (*BACKUP*) CREATA QUANDO IL SISTEMA E' **A RIPOSO**
  - VIENE MEMORIZZATA SU **SUPPORTI DIVERSI**
    - NASTRI
    - CD JUKE-BOX
  - IL RECORD DI `dump` NEL LOG IDENTIFICA LA COPIA E IL SUPPORTO

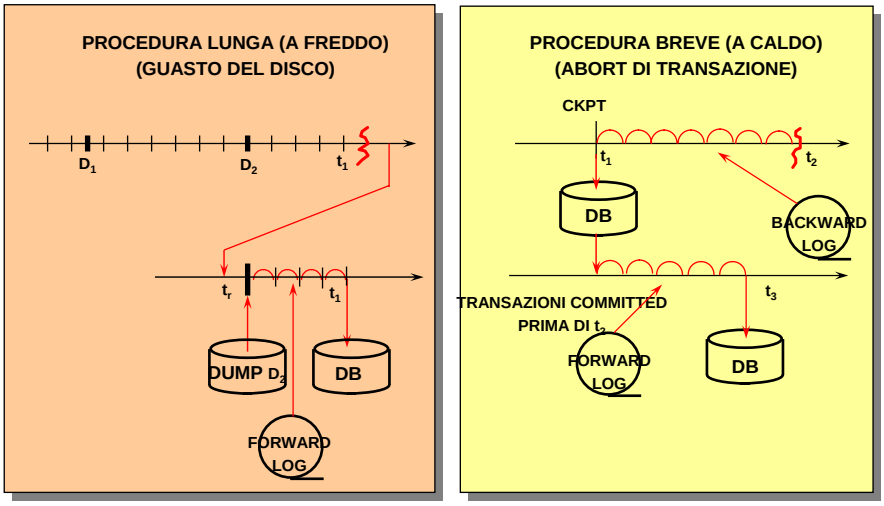
PROCEDURE DI RIPRISTINO

LE TRANSAZIONI VENGONO CLASSIFICATE COME

- **COMPLETATE**
  - I RISULTATTI SONO MEMORIZZATI IN MEMORIA STABILE
- **COMMITTED MA NON COMPLETATE**
  - I RISULTATI DEVONO ESSERE RIFATTI (REDO PROCESS)
- **NON COMMITTED (O ATTIVE)**
  - LE AZIONI DEVONO ESSERE DISFATTE (UNDO PROCESS)

- **RIPARTENZA A CALDO (WARM RESTART)**
  - VIENE USATA PER GUASTI O ERRORI CHE NON RICHIEDONO L'ARRESTO DEL SISTEMA
- **RIPARTENZA A FREDDO (COLD RESTART)**
  - VIENE USATA PER I GUASTI PIU' GRAVI CHE RICHIEDONO L'ARRESTO DEL SISTEMA E IL CARICAMENTO DEL DUMP
  - VIENE SEGUITA DA UNA RIPARTENZA A CALDO

PROCEDURE DI RIPRISTINO



IL SEGUITO … ALLA PROSSIMA PUNTATA

- **ARCHITETTURE DI SERVER PER BASI DI DATI**
  - **BASI DI DATI 2 (L. S.)**
- **GESTORE DELLA SICUREZZA**
  - **TECNOLOGIE DEI SISTEMI INFORMATIVI (L. S.)**
  - **SISTEMI INFORMATIVI AVANZATI (L. S.)**