GIUNZIONE


```
SELECT *
FROM   Studenti S, Esami E
WHERE  S.Matricola=E.Matricola
```

- R x S è grande; pertanto, R x S seguito da una restrizione è inefficiente.

NESTED LOOPS

- Per ogni record della relazione esterna R, si visita tutta la relazione interna S.
  - Costo: Npag(R) + Nreg(R) * Npag(S)
    ≈ Npag(R) * $\frac{\text{Nreg(R)}}{\text{Npag(R)}}$ * Npag(S)

  con S esterna:
  - Costo: Npag(S) + Nreg(S) * Npag(R)
    ≈ Npag(S) * $\frac{\text{Nreg(S)}}{\text{Npag(S)}}$ * Npag(R)
- Come esterna conviene la relazione con record più lunghi

```
foreach record r in R do
  foreach record s in S do
    if r_i = s_j then
       aggiungi <r, s> al risultato
```

ALTRI METODI

- Nested loop a pagine:
  - Per ogni pagina di R, si visitano le pagine di S, e si trovano i record <r, s> della giunzione, con r in R-pagina e s in S-pagina.
- Nested loop con indice:
  - Si usa quando esiste l'indice ISj sull'attributo di giunzione j della relazione interna S
- Merge-join:
  - Si usa quando R e S sono ordinate sull'attributo di giunzione: si visitano in R ed S in parallelo

PageNestedLoop

```
foreach r in R do
  foreach s in S where r.i = s.j do
    aggiungi <r, s> al risultato
```

IndexNestedLoop

```
foreach r in R do
  foreach s in get-through-
index(ISj,=r.i)
    aggiungi <r,s> al risultato
```

MergeJoin

```
r = first(R); s = first(S);
while r in R and s in S do
  if r.i = s.j
    avanza r ed s fino a che r.i ed s.j non
    cambiano entrambe, aggiungendo
    ciascun <r,s> al risultato
  else if r.i < s.j avanza r dentro R
  else if r.i > s.j avanza s dentro S
```


OPERATORI FISICI

- Gli algoritmi per realizzare gli operatori relazionali si codificano in opportuni operatori fisici.
  - Ad esempio **TableScan (R),** è l'operatore fisico per la scansione di R.
- Ogni operatore fisico è un **iteratore**, un oggetto con metodi open, next, isDone, reset e close realizzati usando gli operatori della macchina fisica, con next che ritorna un record.
- Come esempio di operatori fisici prenderemo in considerazione quelli del sistema JRS e poi vedremo come utilizzarli per descrivere un algoritmo per eseguire un'interrogazione SQL (**piano di accesso**).

OPERATORI LOGICI E FISICI

Operatore logico	Operatore fisico
R	**TableScan (R)** per la scansione di R;
	IndexScan (R, Idx) per la scansione di R con l'indice Idx;
	SortScan (R, {A_i}) per la scansione di R ordinata sugli {A_i};
$\pi^{b}_{\{Ai\}}$	**Project (O, {A_i})** per la proiezione dei record di O senza l'eliminazione dei duplicati;
$\pi_{\{Ai\}}$	**Distinct (O)** per eliminare i duplicati dei record ordinati di O;

OPERATORI LOGICI E FISICI (cont.)

Operatore logico	Operatore fisico
σ_{ψ}	**Filter (O, ψ)** per la restrizione senza indici dei record di O;
	IndexFilter (R, Idx, ψ) per la restrizione con indice dei record di R;
$\tau_{\{Ai\}}$	**Sort (O, {A_i})** per ordinare i record di O sugli {A_i}, per valori crescenti;

OPERATORI LOGICI E FISICI (cont.)

Operatore logico	Operatore fisico
$\{Ai\}\ \gamma\ \{fi\}$	**GroupBy (O, $\{A_i\}$, $\{f_i\}$)** per raggruppare i record di O sugli $\{A_i\}$ usando le funzioni di aggregazione in $\{f_i\}$. • Nell'insieme $\{f_i\}$ vi sono le funzioni di aggregazione presenti nella SELECT e nella HAVING. • L'operatore ritorna record con attributi gli $\{A_i\}$ e le funzioni in $\{f_i\}$. • I record di O sono ordinati sugli $\{A_i\}$;

OPERATORI LOGICI E FISICI (cont.)

Operatore logico	Operatore fisico
$\bowtie_{\psi_J}$	**NestedLoop (O_E, O_I, ψ_J)** per la giunzione con il nested loop e ψ_J la condizione di giunzione;
	PageNestedLoop (O_E, O_I, ψ_J) per la giunzione con il page nested loop;
	IndexNestedLoop (O_E, O_I, ψ_J) per la giunzione con il index nested loop. L'operando interno O_I è un IndexFilter(R, Idx, ψ_J) oppure Filter (O,ψ'): con O un IndexFilter(R, Idx, ψ_J); per ogni record r di O_E, la condizione ψ_J dell'IndexFilter è quella di giunzione con gli attributi di O_E sostituiti dai valori in r.
	MergeJoin (O_E, O_I, ψ_J) per la giunzione con il merge-join, con i record di O_E e O_I ordinati sugli attributi di giunzione e la condizione di giunzione fra la chiave di O_E e la chiave esterna di O_E.

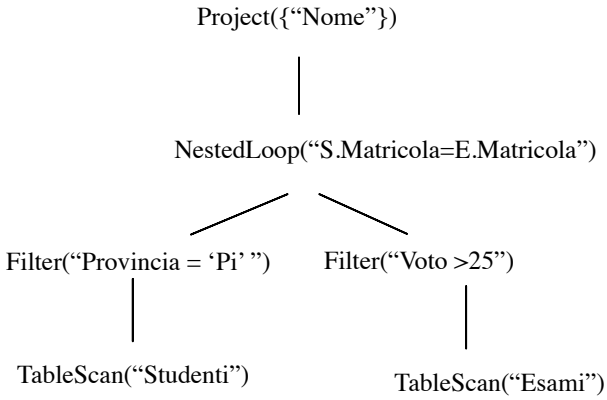
PIANI DI ACCESSO

Un piano di accesso è un algoritmo per eseguire un'interrogazione usando gli operatori fisici disponibili.

Interrogazione:

```
SELECT  Nome
FROM    Studenti S, Esami E
WHERE   S.Matricola=E.Matricola AND
        Provincia='PI' AND Voto>25
```

Piano di accesso:



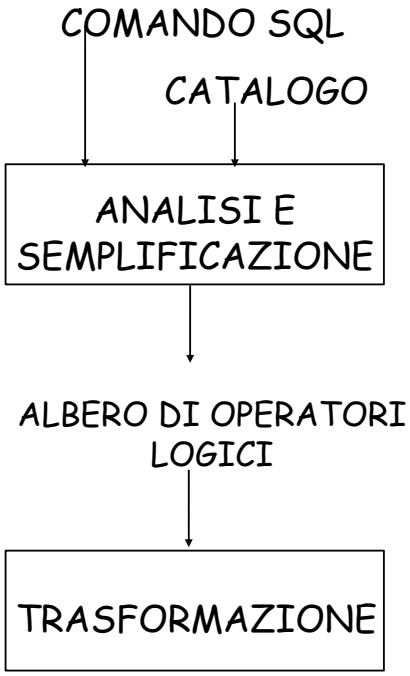
ESECUZIONE DI UN'INTERROGAZIONE


```
// analisi lessicale e sintattica del comando SQL Q
SQLCommand parseTree = Parser.parseStatement(Q);

// analisi semantica del comando
Type type = parseTree.check();

// ottimizzazione dell'interrogazione
Value pianoDiAccesso = parseTree.Optimize();

// esecuzione del piano di accesso
pianoDiAccesso.open();
while !pianoDiAccesso.isDone() do
{ Record rec = pianoDiAccesso.next();
  print(rec);
}
pianoDiAccesso.close();
```

OTTIMIZZATORE DELLE INTERROGAZIONI

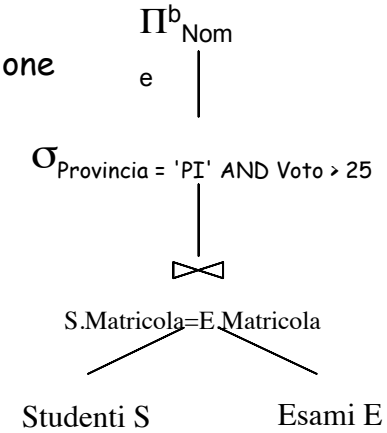
- L'ottimizzazione delle interrogazione è fondamentale nei DBMS.
- E' necessario conoscere il funzionamento dell'ottimizzatore per una buona progettazione fisica.
- Obiettivo dell'ottimizzatore:
  - Scegliere il piano con costo minimo, fra possibili piani alternativi, usando le statistiche presenti nel catalogo.

FASI DEL PROCESSO DI OTTIMIZZAZIONE



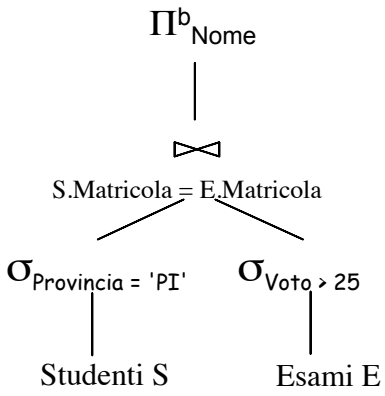

```
SELECT  Nome
FROM    Studenti S, Esami E
WHERE   S.Matricola=E.Matricola AND
        Provincia='PI' AND Voto>25
```

Verifica correttezza del comando, normalizzazione e semplificazione della condizione



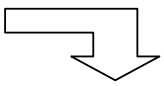
FASI DEL PROCESSO (cont)

Trasformazione dell'albero con regole di equivalenza



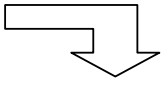
TRASFORMAZIONI INTERESSANTI

```
SELECT  Matricola, Nome
FROM    Studenti
WHERE   Matricola IN ( SELECT Matricola
                       FROM   Esami
                       WHERE Materia = 'BD');
```



```
SELECT  Matricola, Nome
FROM    Studenti S, Esami E
WHERE   S.Matricola = E.Matricola AND Materia = 'BD';
```

```
SELECT  Matricola, Nome
FROM    VistaStudentiPisani S, VistaEsamiBD E
WHERE   S.Matricola = E.Matricola ;
```



?

FASI DEL PROCESSO (cont.)

OTTIMIZZAZIONE FISICA

↓

PIANO DI ACCESSO: ALBERO DI OPERATORI FISICI

↓

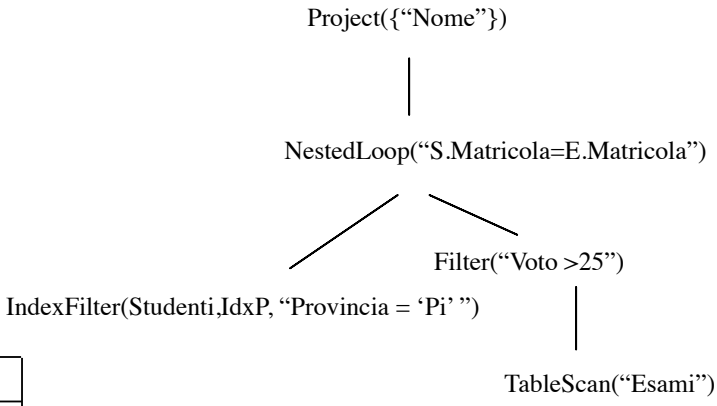
ESECUZIONE PIANO DI ACCESSO

↓

RISULTATO

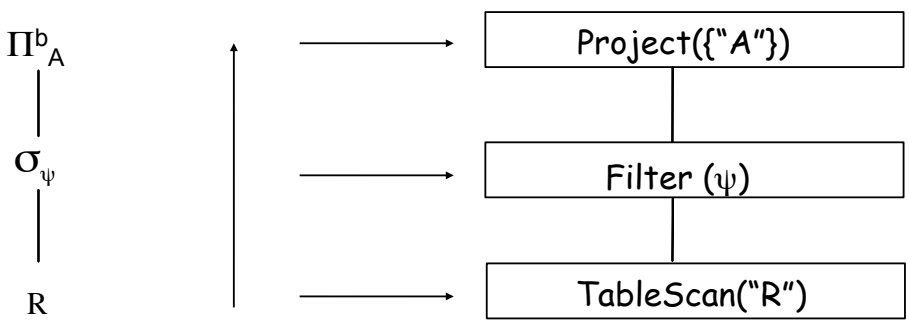
nome
Tonio
Pino

Piano di accesso: scelta dell'algoritmo per eseguire ogni operatore. **Ideale**: Trovare il piano migliore
Euristica: evitare i piani peggiori!



1) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO: SFW

```
SELECT  A
FROM    R
WHERE   A BETWEEN 50 AND 100;
```

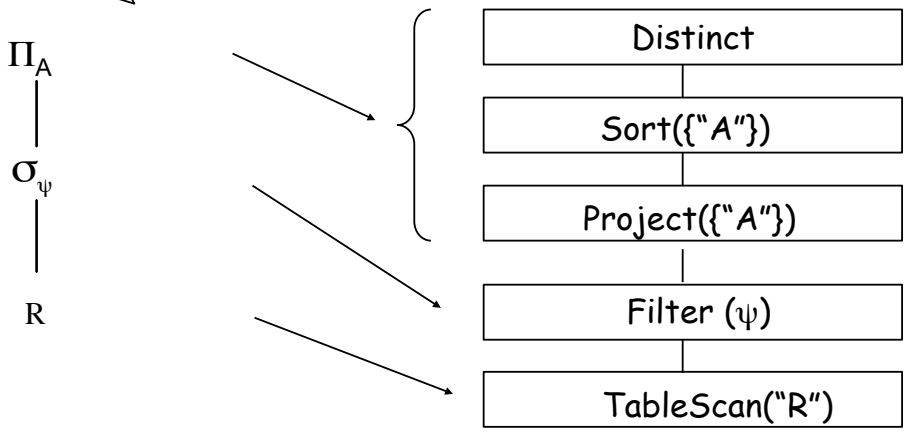


Albero logico ⇨ Albero Fisico (Piano di accesso)

ψ = A BETWEEN 50 AND 100

2) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO: DISTINCT


```
SELECT   DISTINCT A
FROM     R
WHERE    A BETWEEN 50 AND 100;
```



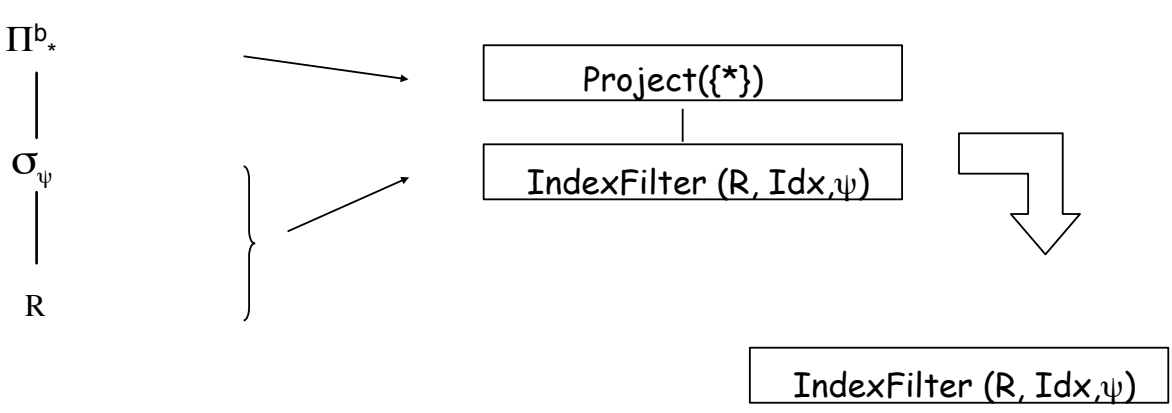
Albero logico ⇨ Albero Fisico (Piano di accesso)

ψ = *A* **BETWEEN** 50 **AND** 100

3) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO CON INDICE


```
SELECT   *
FROM     R
WHERE    A BETWEEN 50 AND 100;
```

con Idx un indice su *A*



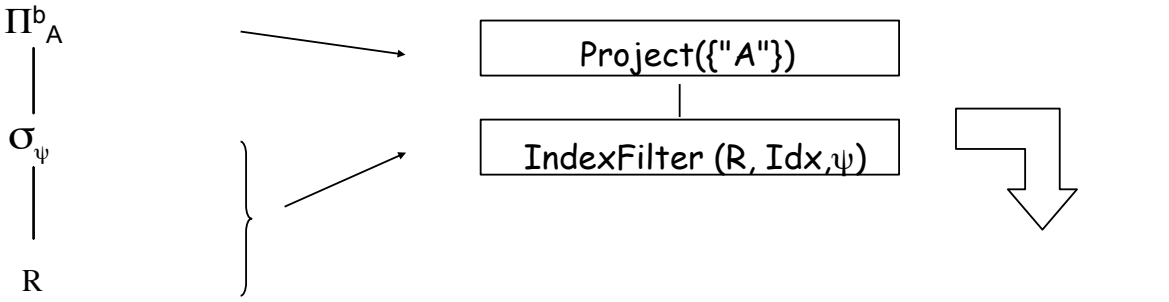
Albero logico ⇨ Albero Fisico (Piano di accesso)

ψ = *A* **BETWEEN** 50 **AND** 100

4) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO CON INDICE


```
SELECT A
FROM   R
WHERE  A BETWEEN 50 AND 100;
```

con Idx un indice su *A*

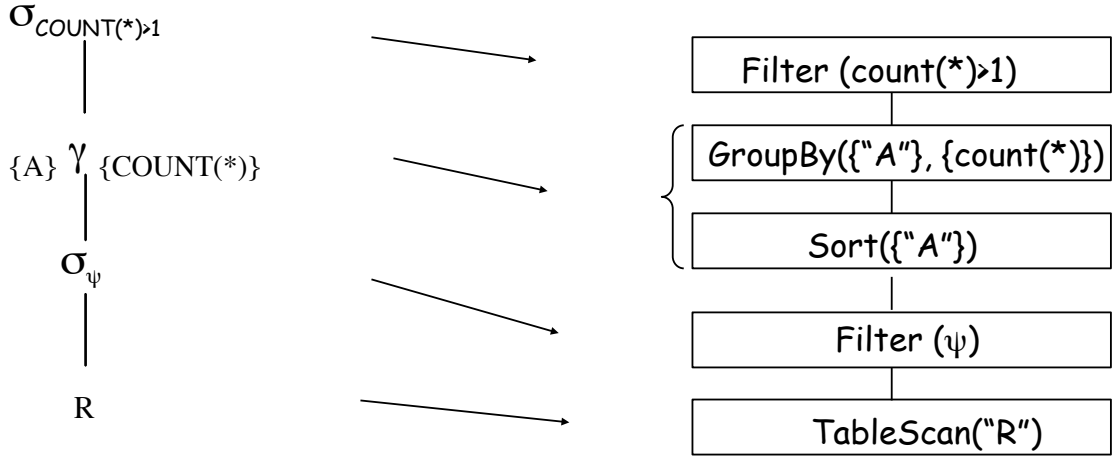


Albero logico ⇒ Albero Fisico (Piano di accesso)

ψ = *A* **BETWEEN** 50 **AND** 100

5) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO: GROUP BY

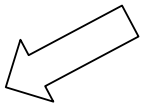

```
SELECT A, COUNT(*)
FROM   R
WHERE  A BETWEEN 50 AND 100
GROUP BY A HAVING COUNT(*) > 1;
```



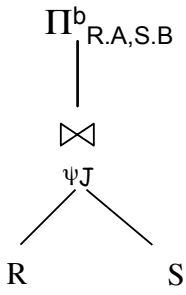
Albero logico ⇒ Albero Fisico (Piano di accesso)

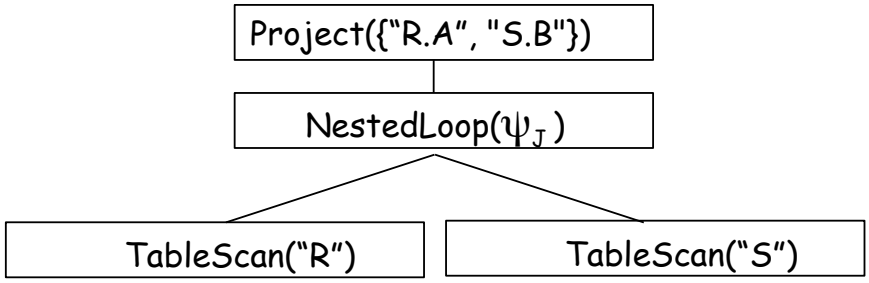
ψ = *A* **BETWEEN** 50 **AND** 100

6) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO: GIUNZIONE



SELECT R.A, S.B
FROM R , S
WHERE R.A = S.B;



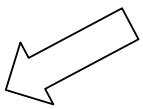


Albero logico

Albero Fisico
(Piano di accesso)

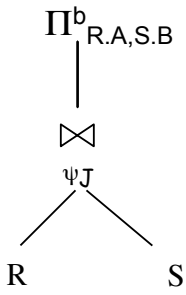
ψ_J = R.A = S.B

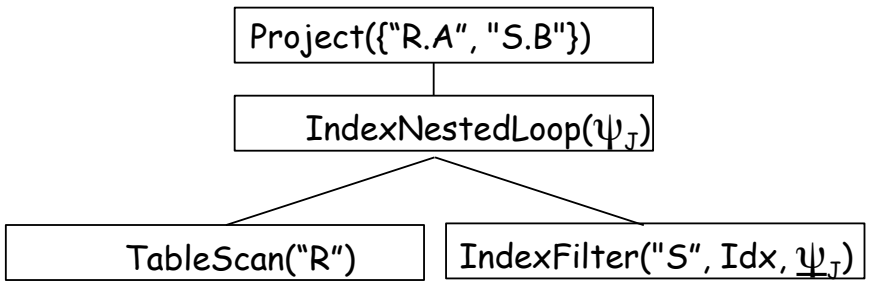
7) ESEMPIO DI PIANO DI ACCESSO: GIUNZIONE CON INDICE



SELECT R.A, S.B
FROM R , S
WHERE R.A = S.B;

con Idx un indice su S.B





Albero logico

Albero Fisico
(Piano di accesso)

ψ_J = R.A = S.B

ESERCIZI

1)
```
SELECT  A
FROM    R
WHERE   A BETWEEN 50 AND 100
ORDER BY A;
```

2)
```
SELECT  DISTINCT A
FROM    R
WHERE   A BETWEEN 50 AND 100
ORDER BY A;
```

3)
```
SELECT  DISTINCT A
FROM    R
WHERE   A BETWEEN 50 AND 100
ORDER BY A;
```

ed esiste un indice su A

4)
```
SELECT  DISTINCT A
FROM    R
WHERE   A = 100
ORDER BY A;
```

1) A e' una chiave
2) A non è una chiave

5)
```
SELECT  A, COUNT(*)
FROM    R
WHERE   A > 100
GROUP   BY A;
```

6)
```
SELECT  DISTINCT A, COUNT(*)
FROM    R
WHERE   A > 100
GROUP   BY A;
```


ESERCIZI

7)
```
SELECT  DISTINCT A, SUM(B)
FROM    R
WHERE   A > 100
GROUP   BY A
HAVING COUNT(*) >1;
```

8)
```
SELECT Matricola, Nome, Materia
FROM   Studenti S, Esami E
WHERE S. Matricola = E.Matricola;
```

1) Senza indici
2) Con indice su S.Matricola

9)
```
SELECT Matricola, Nome, Materia
FROM   Studenti S, Esami E
WHERE S. Matricola = E.Matricola
AND Provincia = 'PI' AND Materia = 'BD'
```

1) Senza indici
2) Con indice su S.Matricola

GESTIONE DELLE TRANSAZIONI

- Una funzionalità essenziale di un DBMS è la protezione dei dati da malfunzionamenti e da interferenze dovute all'accesso contemporaneo ai dati da parte di più utenti.
- La transazione per il programmatore: Una transazione è un programma sequenziale costituito da operazioni che il sistema deve eseguire garantendo:
  - Atomicità, Serializzabilità , Persistenza
  - (**A**tomicity, **C**onsistency, **I**solation, **D**urability - **ACID**)

LA TRANSAZIONE PER IL DBMS

- Una transazione può eseguire molte operazioni sui dati recuperati da una base di dati, ma al DBMS interessano solo quelle di lettura o scrittura della base di dati, indicate con $r_i[x]$ e $w_i[x]$.
- Un dato letto o scritto può essere un record, un campo di un record o una pagina. Per semplicità supporremo che sia una pagina.
- Un'operazione $r_i[x]$ comporta la lettura di una pagina nel buffer, se non già presente.
- Un'operazione $w_i[x]$ comporta l'eventuale lettura nel buffer di una pagina e la sua modifica nel buffer, ma non necessariamente la sua scrittura in memoria permanente. Per questa ragione, in caso di malfunzionamento, si potrebbe perdere l'effetto dell'operazione.

TIPI DI MALFUNZIONAMENTO

- Fallimenti di transazioni: non comportano la perdita di dati in memoria temporanea né persistente (es.: violazione di vincoli, violazione di protezione, stallo)
- Fallimenti di sistema: comportano la perdita di dati in memoria temporanea ma non di dati in memoria persistente (es.: comportamento anomalo del sistema, caduta di corrente)
- Disastri: comportano la perdita di dati in memoria persistente (es.: danneggiamento di periferica)

PROTEZIONE DEI DATI DA MALFUNZIONAMENTI

- Copia della BD.
- Giornale: durante l'uso della BD, il sistema registra nel giornale la storia delle azioni effettuate sulla BD dal momento in cui ne è stata fatta l'ultima copia.
- Contenuto del giornale:
  - (T, begin);
  - Per ogni operazione di modifica:
    la transazione responsabile;
    il tipo di ogni operazione eseguita;
    la nuova e vecchia versione del dato modificato: (T,write, oldV, newV);
  - (T, commit) o (T, abort).

PUNTO DI ALLINEAMENTO ("CHECKPOINT")

- Al momento del ripristino, solo gli aggiornamenti più recenti tra quelli riportati sul giornale potrebbero non essere stati ancora riportati sulla base di dati. Come ottenere la certezza che non è necessario rieseguire le operazioni più vecchie?
- Periodicamente si fa un Checkpoint (CKP): si scrive la marca CKP sul giornale per indicare che tutte le operazioni che la precedono sono state effettivamente effettuate sulla BD.
- Un modo (troppo semplice) per fare il CKP: si sospende l'attivazione di nuove transazioni, si completano le precedenti, si allinea la base di dati (ovvero si riportano su disco tutte le pagine "sporche" dei buffer), si scri ve nel giornale la marca CKP.

GESTIONE DELL'AFFIDABILITÀ

- Gli algoritmi si differenziano a seconda del modo in cui si trattano le scritture sulla BD e la terminazione delle transazioni
  - Disfare–Rifare ←
  - Disfare–NonRifare
  - NonDisfare–Rifare
  - NonDisfare–NonRifare
- Ipotesi: Le scritture nel giornale vengono portate subito nella memoria permanente!

DISFARE

- Quando si portano le modifiche nella BD ?
  - Politica della modifica libera : le modifiche possono essere portate nella BD stabile prima che la T termini (disfare o steal).
- Regola per poter disfare: prescrittura nel giornale ("Log Ahead Rule" o "Write Ahead Log"):
  - se la nuova versione di una pagina rimpiazza la vecchia sulla BD stabile prima che la T abbia raggiunto il punto di Commit, allora la vecchia versione della pagina deve essere portata prima sul giornale in modo permanente.

RIFARE

- Come si gestisce la terminazione ?
  - Commit libero : una T può essere considerata terminata normalmente prima che tutte le modifiche vengano riportate nella BD stabile (occorre rifare).
- Regola per poter rifare una T: ("Commit Rule")
  - Le modifiche (nuove versioni delle pagine) di una T devono essere portate stabilmente nel giornale prima che la T raggiunga il Commit (condizione per rifare).

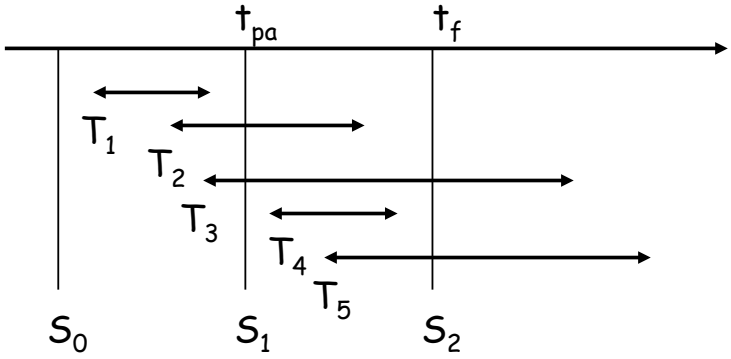
RIPRESA DAI MALFUNZIONAMENTI (disfare-rifare)

- Fallimenti di transazioni: si scrive nel giornale (T, abort) e si applica la procedura disfare.
- Fallimenti di sistema:
  - La BD viene ripristinata con il comando Restart (ripartenza di emergenza), a partire dallo stato al punto di allineamento, procedendo come segue:

    Le T non terminate vanno disfatte

    Le T terminate devono essere rifatte.
- Disastri: si riporta in linea la copia più recente della BD e la si aggiorna rifacendo le modifiche delle T terminate normalmente (ripartenza a freddo).

ESEMPIO



S_0 Stato iniziale
S_1 Stato al punto di allineamento
S_2 Stato persistente al momento del fallimento

- T_1 va ignorata
- T_2 e T_4 vanno rifatte
- T_3 e T_5 vanno disfatte

- L'esecuzione concorrente di transazioni è essenziale per un buon funzionamento del DBMS.
- Il DBMS deve però garantire che l'esecuzione concorrente di transazioni avvenga senza interferenze in caso di accessi agli stessi dati.

T1	tempo	T2
	↓	
begin	t1	–
r[x]	↓	begin
–	t2	r[x]
–	↓	x := x – 800
x := x + 500	t3	–
–	t4	w[x]
w[x]	t5	*Commit*
Commit	t6	
	↓	

- **Definizione** Un'esecuzione di un insieme di transazioni $\{T_1, \ldots, T_n\}$ si dice seriale se, per ogni coppia di transazioni T_i e T_j, tutte le operazioni di T_i vengono eseguite prima di qualsiasi operazione T_j o viceversa.

- **Definizione** Una esecuzione di un insieme di transazioni si dice serializzabile se produce lo stesso effetto sulla base di dati di quello ottenibile eseguento serialmente, in un qualche ordine, le sole transazioni terminate normalmente.

SERIALIZZATORE 2PL STRETTO

- Il gestore della concorrenza (serializzatore) dei DBMS ha il compito di stabilire l'ordine secondo il quale vanno eseguite le singole operazioni per rendere serializzabile l'esecuzione di un insieme di transazioni.
- **Definizione** Il protocollo del blocco a due fasi stretto (Strict Two Phase Locking) è definito dalle seguenti regole:

1. Transazioni diverse non ottengono blocchi in conflitto.
2. Ogni transazione, prima di effettuare un'operazione acquisisce il blocco corrispondente .
3. I blocchi si rilasciano alla terminazione della transazione.

CONDIZIONI DI STALLO

- Il problema si può risolvere con tecniche che prevengono queste situazioni (deadlock prevention), oppure con tecniche che rivelano una situazione di stallo e la sbloccano facendo abortire una o più transazioni in attesa (deadlock detection and recovery).