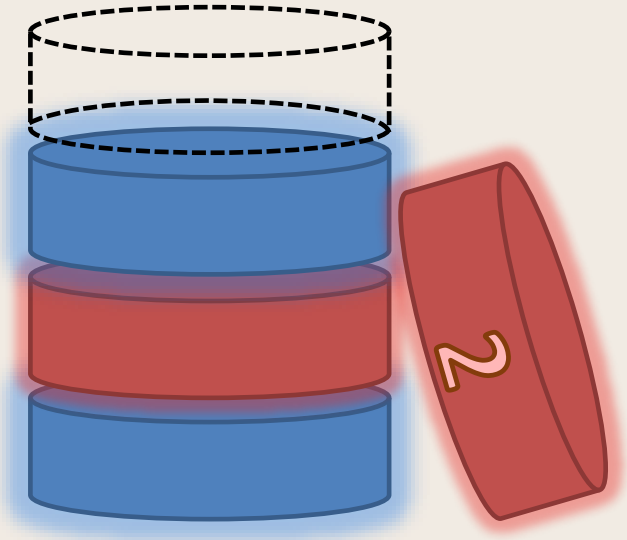
Evaluarea Operatorilor Relaționali



Operatori relaționali

- *Selecție* (σ) Selectează un subset de înregistrări a unei rel.
- *Proiecție* (π) Elimină anumite coloane ale relației.
- *Join* ($\otimes$) Permite combinarea a două relații.
- *Diferență* (—) Returnează înregistrări aflate într-o relație ce nu se găsesc în a doua.
- *Reuniune* ($\cup$) Returnează înregistrări aflate în ambele rel.
- *Agregare* (SUM, MIN, etc.) şi *grupare* (GROUP BY)

Operatori relaționali

- Tehnici de implementare a operatorilor
  - Iterare
  - Indexare
  - Partiționare

Evaluarea operatorilor relaționali

- Căi de acces
  - = alternative de parcurgere a înregistrărilor
  - Scanare tabelă
  - Parcurgere index
- Selectarea căii de acces
  - Număr de pagini returnate (pagini de index sau ale tabelei)
  - Se selectează calea ce minimizează costurile de acces

Structura folosită în exemple

Students (*sid*: integer, *sname*: string, *age*: integer)
Courses (*cid*: integer, *name*: string, *location*: string)
Evaluations (*sid*: integer, *cid*: integer, *day*: date, *grade*: integer)

- *Students*:
  - Fiecare înregistrare are o lungime de 50 bytes.
  - 80 înregistrări pe pagină, 500 pagini.
- *Courses*:
  - Lungime înregistrare 50 bytes,
  - 80 înregistrări pe pagină, 100 pagini.
- *Evaluations*:
  - Lungime înregistrare 40 bytes,
  - 100 înregistrări pe pagină, 1000 pagini.

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

```
SELECT  *
FROM Evaluations R
INNER JOIN Students S ON R.sid=S.sid
```

$$\equiv$$

$$R \otimes S$$

Produsul cartezian $R \times S$ este în general voluminos. Deci, implementarea prin $R \times S$ urmat de o selecție e ineficientă.

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

```
SELECT  *
FROM Evaluations R
INNER JOIN Students S ON R.sid=S.sid
```

Notație: M pagini în R, p_R înregistrări pe pagină, N pagini în S, p_S înregistrări pe pagină.

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

```
SELECT  *
FROM Evaluations R
INNER JOIN Students S ON R.sid=S.sid
```

Metrica folosită: numărul de pagini citite/salvate (I/Os)

Tehnici de implementare a operatorului *Join*

- Iterare
  - *Simple/Page-Oriented Nested Loops*
  - *Block Nested Loops*
- Indexare
  - *Index Nested Loops*
- Partiționare
  - *Sort Merge Join*
  - *Hash*

Simple Nested Loops Join

```
foreach tuple r in R do
        foreach tuple s in S do
                if r_i == s_j then add <r, s> to result
```

- Pentru fiecare înregistrare din tabela *externă* R, se scanează întreaga relație *internă* S.

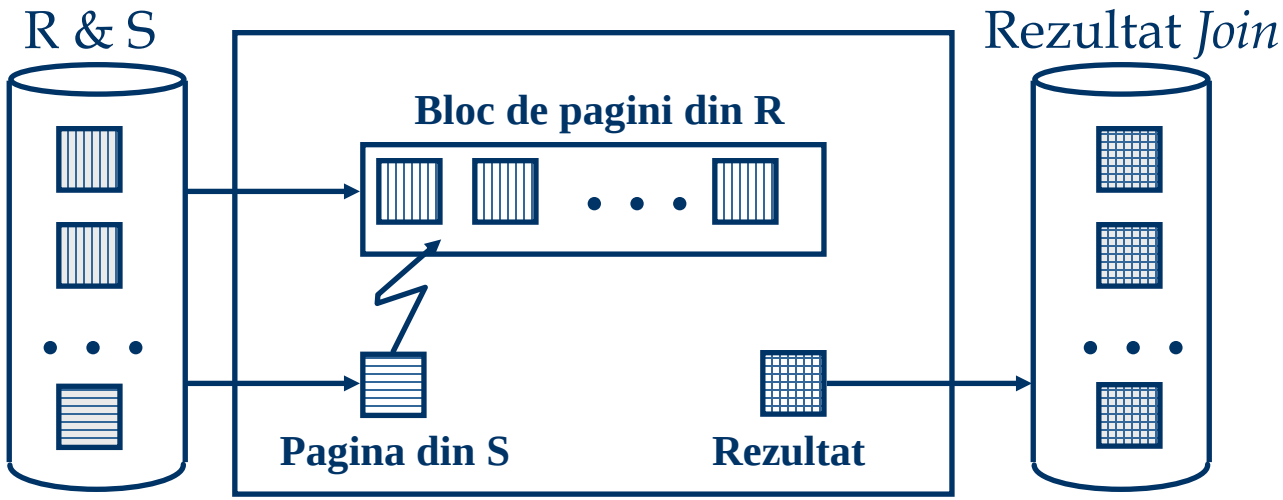
Cost: $M + p_R * M * N = 1000 + 100*1000*500$ I/Os.

Page Oriented Nested Loops Join

```
foreach page in R do
        foreach page in S do
                if r_i == s_j  then add <r, s> to result
```

- Pentru fiecare *pagină* din R, se citeşte fiecare *pagină* din S, iar perechile de înregistrări <*r*, *s*> ce verifică expresia *ri*=*sj* vor salvate în pagina rezultat, unde *r* este din pagina lui R iar *s* este din pagina lui S.
- Cost: M + M*N = 1000 + 1000*500 I/Os
- Dacă tabela mai mică (S) este tabela externă, atunci cost = 500 + 500*1000 I/Os

Block Nested Loops Join



Exemplu pentru Block Nested Loops

Cost: Scan. tabelă externă + #(blocuri externe) * scan. tabelă internă

#blocuri externe = ⌈nr de pagini / dim bloc⌉

- Cu *Evaluations* (R) ca tabelă externă, şi bloc de 100 pagini:
  - Cost scanare R este 1000 I/Os; un total de 10 *blocuri*.
  - Pt fiecare bloc din R, se scanează *Students:* 10*500 I/Os.
  - Dacă *bufferul* avea doar 90 pagini libere, S era scanat de 12 ori.
- Cu *Students* (S) ca tabelă externă (bloc de 100 pagini):
  - Cost scanare S este 500 I/Os; un total de 5 blocuri.
  - Pt fiecare bloc din S, scanăm *Evaluations*; 5*1000 I/Os.

Index Nested Loops Join

foreach tuple r in R do
    foreach tuple s in S where r_i == s_j do
        add <r, s> to result

- Dacă există un index definit pe coloana de join a unei tabele (ex. S), aceasta poate fi considerată tabelă internă şi poate fi exploatat indexul.

Cost: M + ((M*p_R) * cost găsire înreg. din S)

Index Nested Loops Join

foreach tuple r in R do
    foreach tuple s in S where r_i == s_j do
        add <r, s> to result

Cost găsire înregistrare =

Cost căutare în index +

Cost citire înregistrări

Index Nested Loops Join

foreach tuple r in R do
    foreach tuple s in S where r_i == s_j do
        add <r, s> to result

Cost căutare in index

- aproximativ 1.2 (pentru index cu acces direct),
- 2-4 pentru B-arbore.

Cost citire înregistrări

- Depinde de clusterizare:
  - Index grupat: 1 I/O (*tipic*)
  - Index negrupat: 1 I/O per înregistrare din S (*în cel mai rău caz*)

Exemplu pentru Index Nested Loops

- Index cu acces direct pt. *sid* din *Students*:
  - Scanare *Evaluations*: 1000 pagini I/Os, 100*1000 înreg.
  - Pentru fiecare înreg din *Evaluations*: 1.2 I/Os pentru a localiza intrarea în index, plus 1 I/O pentru a citi (exact o) înreg. din *Students* $\Rightarrow$ cost 220,000. Total: 221,000 I/Os.

Exemplu pentru Index Nested Loops

- Index cu acces direct pt. *sid* din *Evaluations*:
  - Scanare *Students*: 500 pagini I/Os, 80*500 înreg.
  - Pentru fiecare înreg din *Students*: 1.2 I/Os pentru a localiza intrarea în index, plus costul citirii înreg. din *Evaluations*. Presupunem o distribuție uniformă a notelor, deci 2.5 note per student (100,000 / 40,000). Costul citirii lor e 1 sau 2.5 I/Os (index grupat sau nu). Total: de la 88,500 la 148,500 I/Os

Sort-Merge Join ($R \otimes_{i=j} S$)

- Ordonare R şi S după câmpurile ce apar în condiția de join, apoi scanare pentru identificarea perechilor.
  - Scanarea lui R avansează până r_i curent > s_j curent, apoi se avansează cu scanarea lui S până s_j curent > r_i curent; până când r_i curent = s_j curent.
  - La acest punct toate perechile posibile între înregistrările din R cu aceeaşi valoare r_i şi toate înregistrările din S cu aceeaşi valoare s_j sunt salvate în pagina specială pentru rezultat.
  - Apoi se reia scanarea lui R şi S.
- R este scanat o dată; fiecare grup de înregistrări din S este scana pentru fiecare înregistrare "potrivită" din R .

Exemplu pentru Sort-Merge Join

sid	*sname*	*age*
22	dustin	20
28	yuppy	21
31	johnny	20
44	guppy	22
58	rusty	21

sid	*cid*	*day*	*grade*
28	101	15/6/04	8
28	102	22/6/04	8
31	101	15/6/04	9
31	102	22/6/04	10
31	103	30/6/04	10
58	101	16/6/04	7

- Cost: $M \log_2 M + N \log_2 N + (M+N)$
  - Costul scanării este M+N (poate fi M*N – f rar!)
- Cu 35, 100 sau 300 pagini în *buffer*, *Evaluations* şi *Students* pot fi sortate în 2 treceri. Cost total: 7500.

Rafinare algoritm Sort-Merge Join

- Se poate combina faza de interclasare din *sortarea* lui R şi S cu faza de scanare pentru join.
  - Având B > $\sqrt{L}$, unde L este numarul de pagini a celei mai mari tabele, şi folosind optimizarea algoritmului de sortare (ce produce subşiruri inițiale sortate de lungime 2B), numărul de subşiruri pentru fiecare relație este < B/2.
  - Alocând o pagină pentru câte un subşir al fiecărei relații, se va verifica expresia de join dintr-o singură trecere.
  - Cost: citire+salvare fiecare tabelă la Pas 0 + citire fiecare tabelă o dată pentru comparare (+ scriere rezultat).
  - În exemplu, costul coboară de la 7500 la 4500 I/Os.
- În practică, costul alg. *sort-merge join*, (la fel ca cel al sortării externe), este *liniar*.

Hash-Join

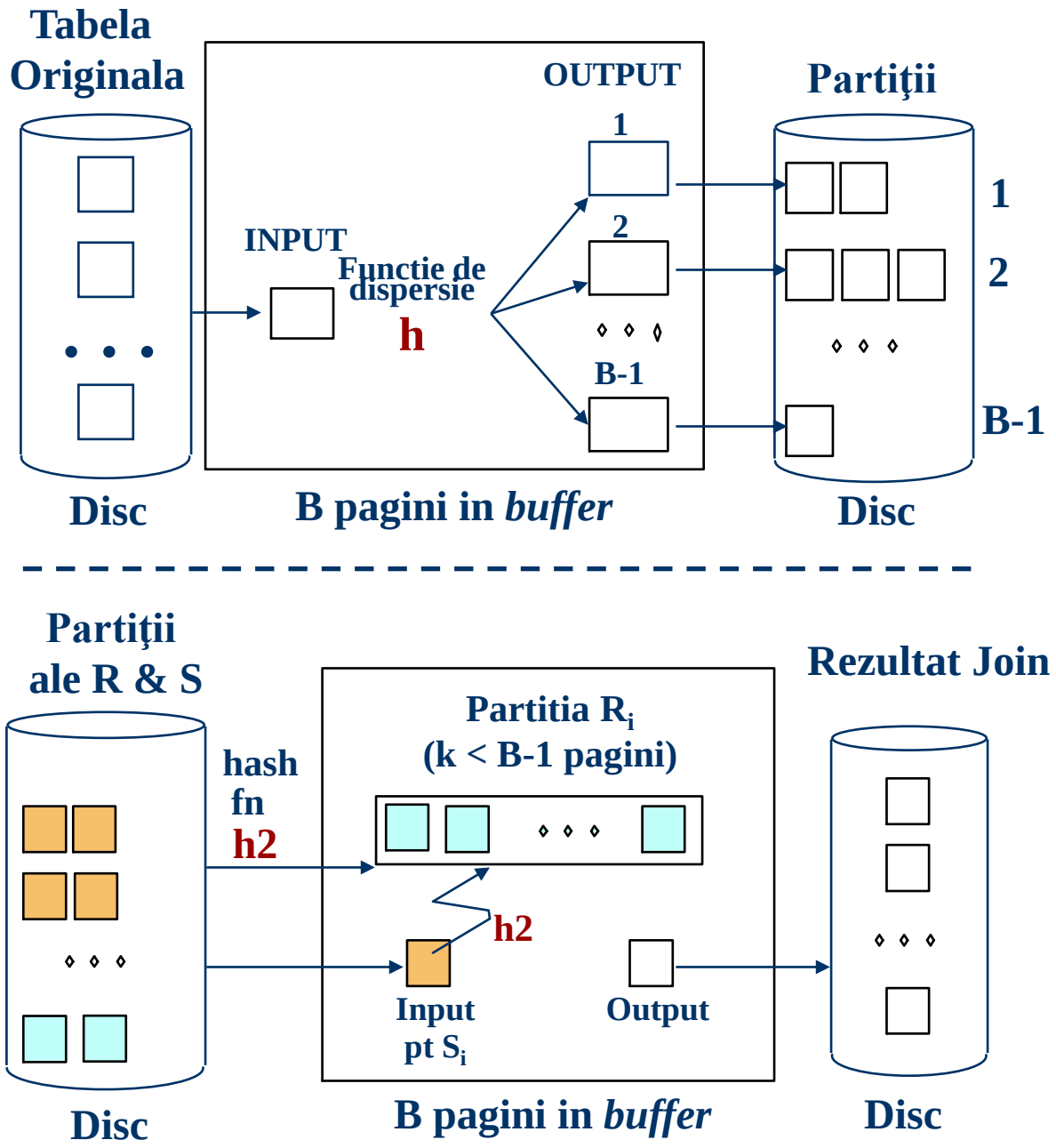


Tabela
Originala
OUTPUT
Partiţii
1
2
B-1
INPUT
Functie de
dispersie
h
1
2
B-1
Disc
B pagini in buffer
Disc
Partiţii
ale R & S
Rezultat Join
Partitia R_i
(k < B-1 pagini)
hash
fn
h2
h2
Input
pt S_i
Output
Disc
B pagini in buffer
Disc

Observații asupra Hash-Join

- Vrem ca numărul de partiții k < B-1, şi B-2 > dimensiunea celei mai mari partiții.
  - dacă B > $\sqrt{M}$ condiția este indeplinită
- Tabelă de dispersie (performanță)
- Dacă sunt partiții ce nu încap în memoria internă → *hash-join* recursiv

Costul Hash-Join

- 3(M+N) I/Os.

- Sort-Merge Join vs. Hash Join:
  - *Hash Join* e superior dacă dimensiunea tablelor diferă f mult si este paralelizabil.
  - *Sort-Merge Join* e mai puțin sensibil la modificări de dimensiune a datelor; rezultatul este sortat.