Επεξεργασία ερωτήσεων

Πολλές ευχαριστίες στους Πάνο Βασιλειάδη, Γ. Ιωαννίδη, Τ. Σελλή, Ε. Πιτουρά για την επαναχρησιμοποίηση κειμένων/διαφανειών τους

Θεματολόγιο

- Γενικές αρχές της αποτίμησης ερωτήσεων
- Επεξεργασία ερωτήσεων
  - Ερωτήσεις επιλογής
  - Ερωτήσεις σύνδεσης
  - Άλλες ερωτήσεις

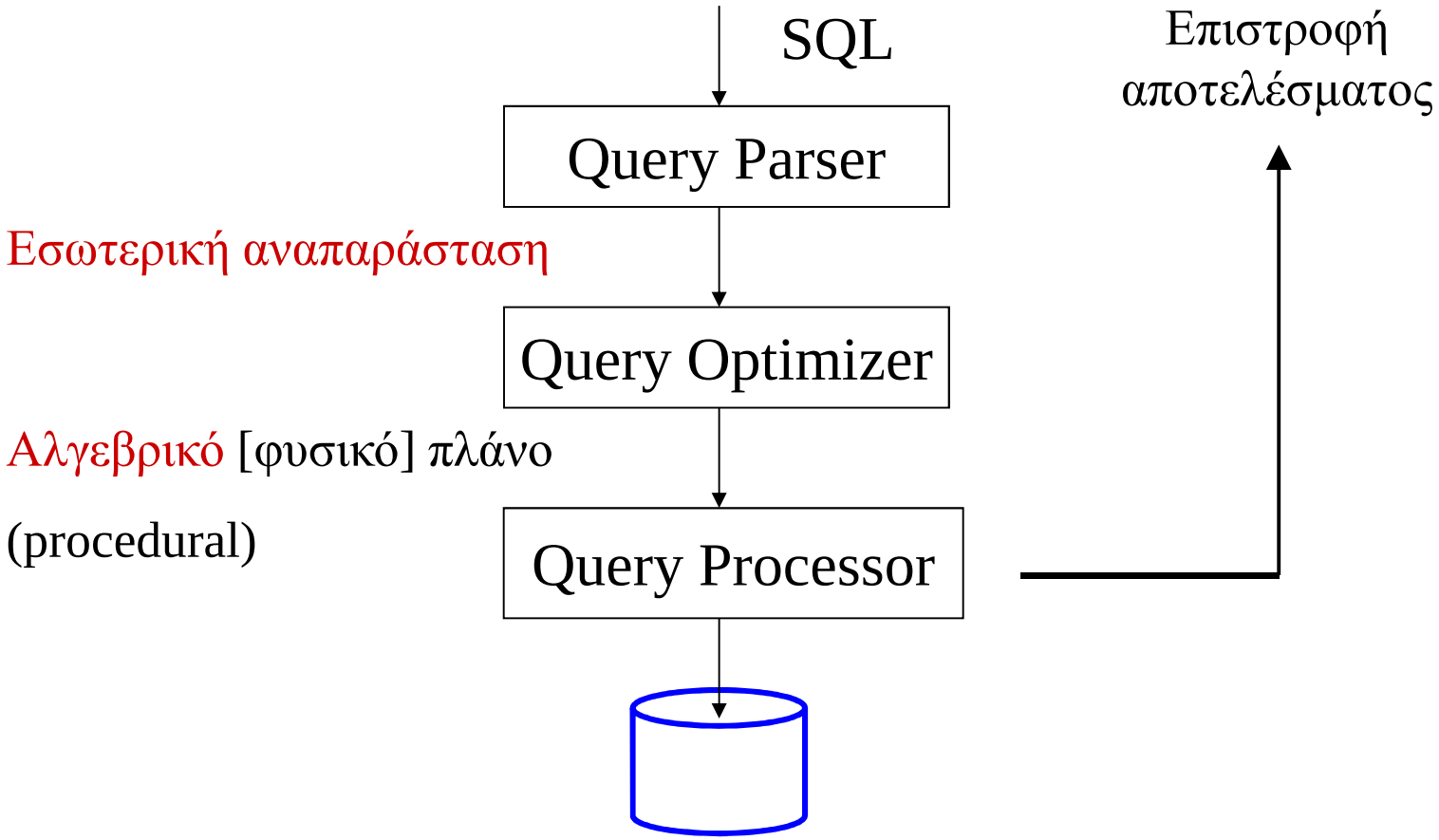
Θεματολόγιο

- Γενικές αρχές της αποτίμησης ερωτήσεων
- Επεξεργασία ερωτήσεων
  - Ερωτήσεις επιλογής
  - Ερωτήσεις σύνδεσης
  - Άλλες ερωτήσεις

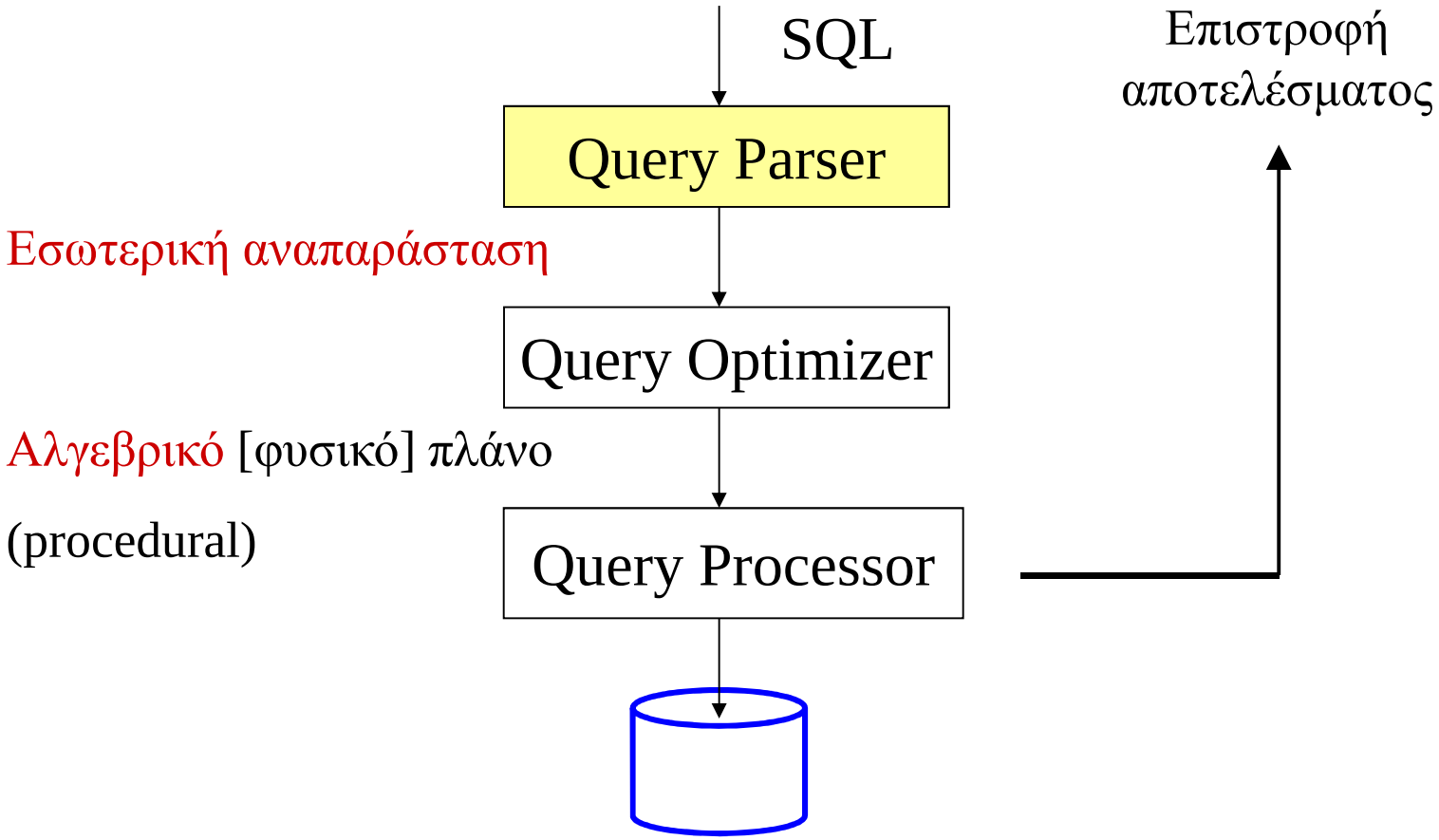
Επεξεργασία ερωτήσεων

- Οι clients θέτουν μια ερώτηση SQL στο server
- Χαρακτηριστικά: δηλωτική γλώσσα + το μόνο που πρέπει να ξέρει ο χρήστης είναι ονόματα πινάκων και γνωρισμάτων
- Το DBMS μέσω της server process κάνει τα εξής:
  - Parsing
  - Έλεγχο συντακτικής ορθότητας
  - Σύνθεση ενός αλγεβρικού πλάνου εκτέλεσης (μέσω ενός δέντρου τελεστών)
  - Εκτέλεση του πλάνου και επιστροφή του αποτελέσματος

Επεξεργασία ερωτήσεων



Επεξεργασία ερωτήσεων



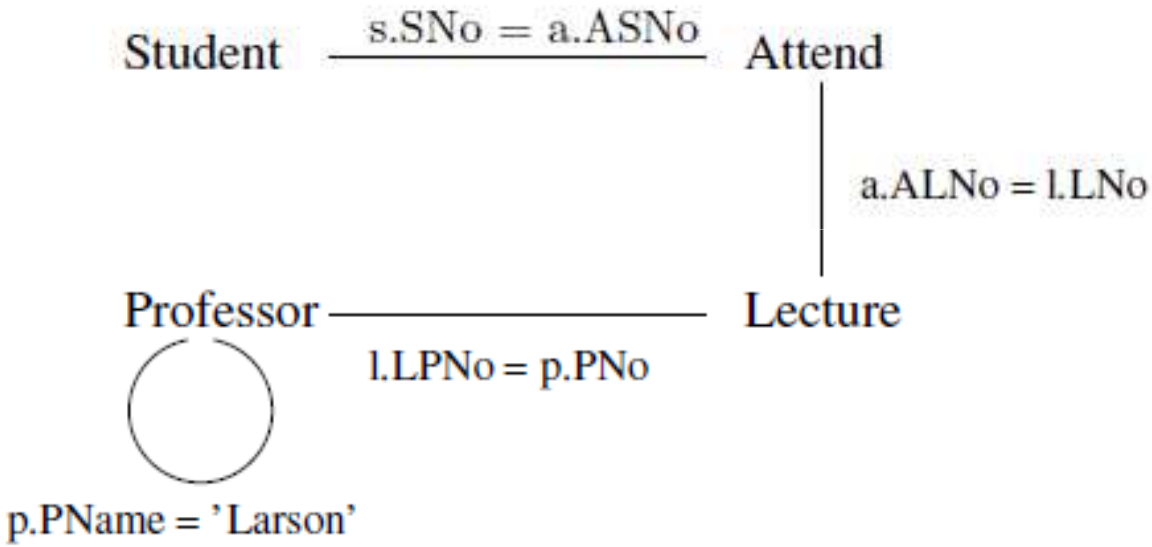
Παράδειγμα Ερώτησης

Student(SNo, SName, SAge, SYear)
Attend(ASNo, ALNo, AGrade)
Lecture(LNo, LTitle, LPNo)
Professor(PNo, PName)

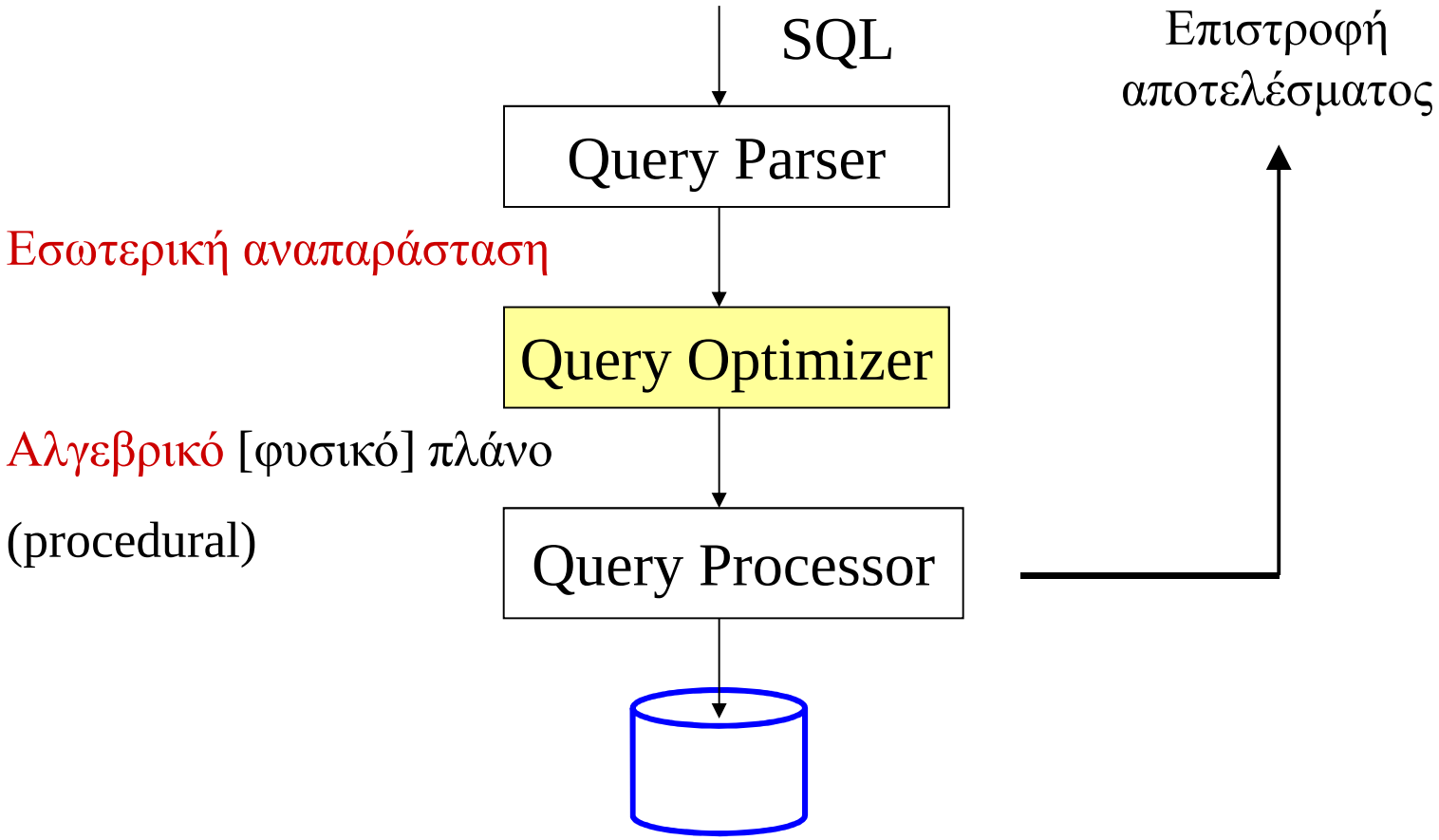
All students attending a lecture by a
Professor Larson

select distinct s.SName
from Student s, Attend a, Lecture l, Professor p
where s.SNo = a.ASNo and a.ALNo = l.LNo
and l.LPNo = p.PNo and p.PName = `Larson'

Query Graph Model



Επεξεργασία ερωτήσεων



Σε τι μας χρειάζεται ο βελτιστοποιητής ?

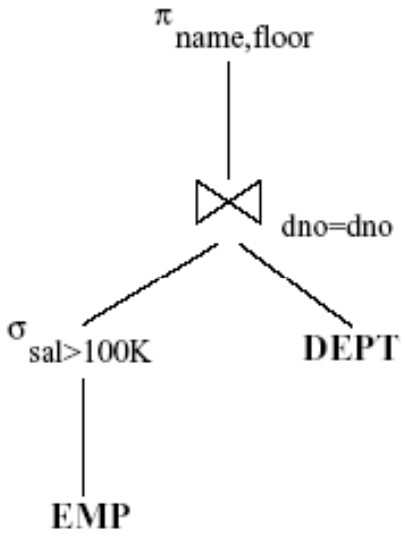
- Υπάρχουν πολλοί δυνατοί τρόποι για να εκτελέσουμε μια ερώτηση
- Μια λάθος επιλογή μπορεί να έχει σημαντικό αποτέλεσμα στην επίδοση μιας ερώτησης
- Σημαντικές παράμετροι:
  - Πώς θα προσπελάσω τα δεδομένα (table scan, full index scan, …)
  - Πώς θα εκτελέσω τις συνδέσεις
    - Λογικά: R ▷◁ S ▷◁ T ή S ▷◁ T ▷◁ R ή ... ?
    - Φυσικά: nested loops, merge join, ... ?

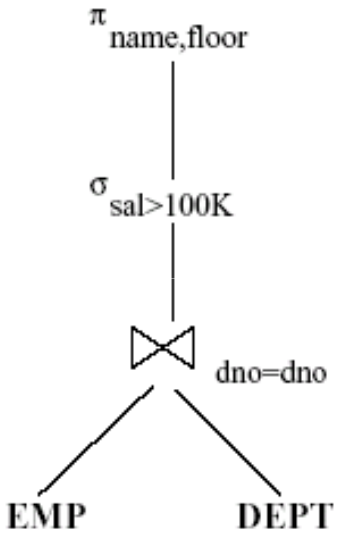
Παράδειγμα - Σχήμα και περιορισμοί

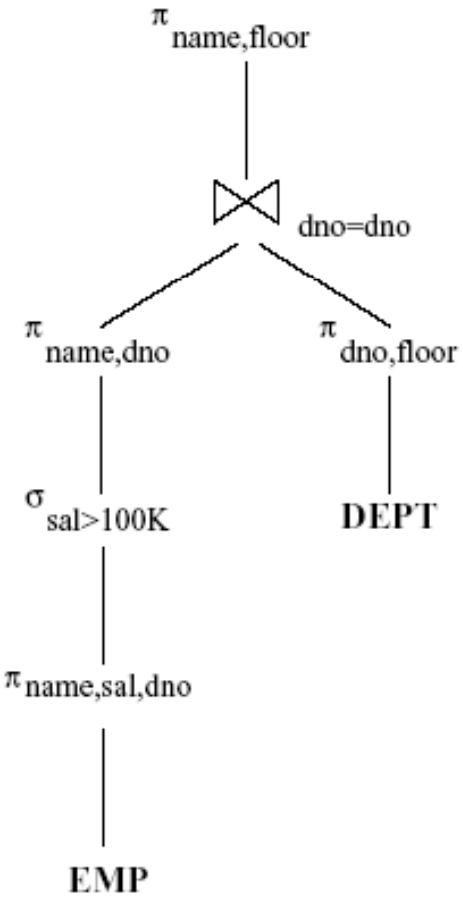
```
emp(name, age, sal, dno)
dept(dno, dname, floor, budget, mgr, ano)
```

- Κάθε υπάλληλος (emp) εργάζεται σε ένα τμήμα (dept)

Παράδειγμα ισοδύναμων, εναλλακτικών πλάνων

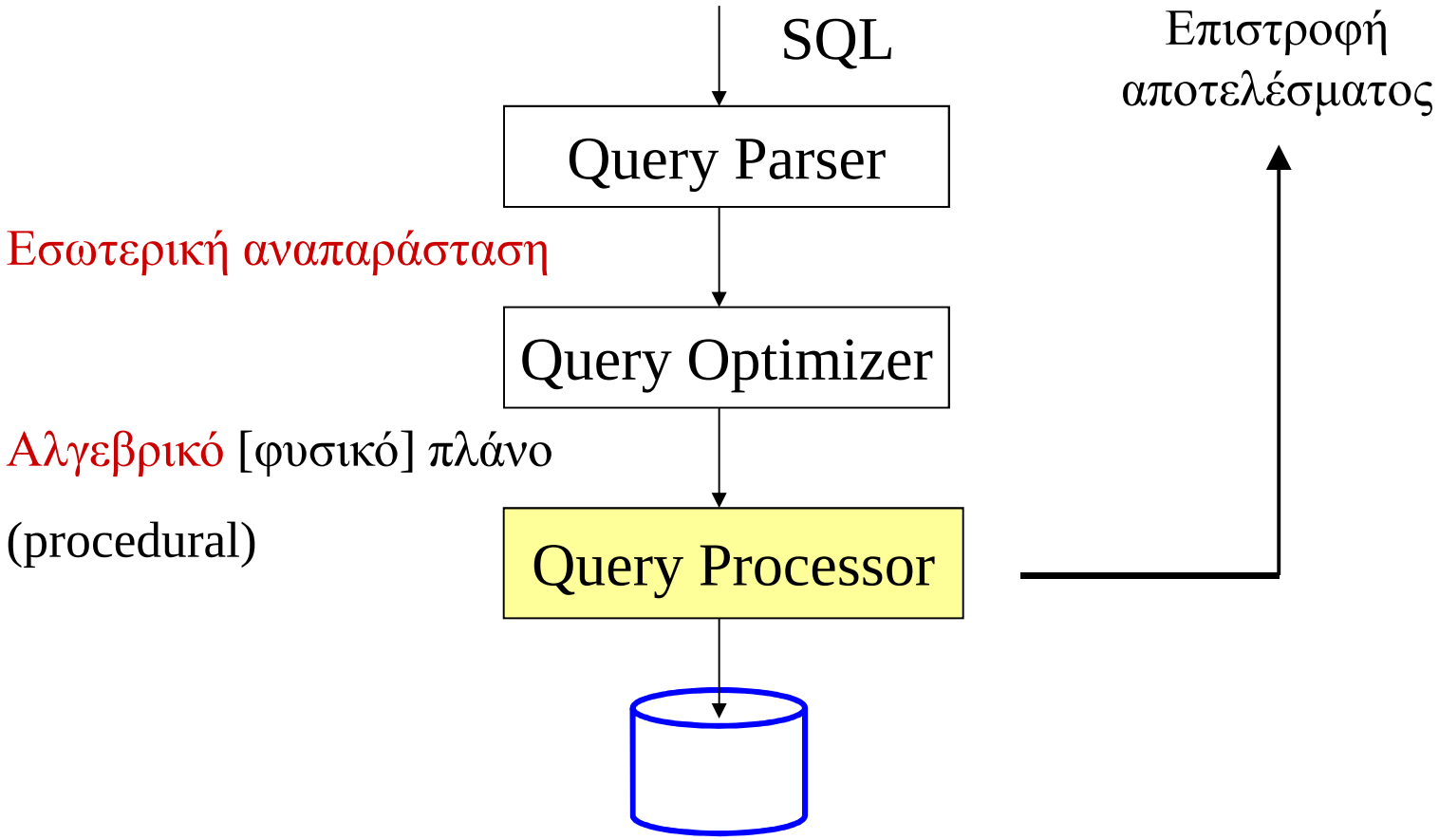







```
select name, floor
from emp, dept
where emp.dno = dept.dno
and sal > 100K
```

Επεξεργασία ερωτήσεων



Επεξεργασία ερωτήσεων

- Δοθέντος του πλάνου, κάθε λογικός τελεστής (π.χ., σ, π, ▷◁) έχει περισσότερους του ενός τρόπους να εκτελεστεί φυσικά (δηλ., στην πράξη).
- Στη συνέχεια θα εξετάσουμε τέτοιους διαφορετικούς φυσικούς τρόπους εκτέλεσης για τους πιο σημαντικούς τελεστές της σχεσιακής άλγεβρας.

Θεματολόγιο

- Γενικές αρχές της αποτίμησης ερωτήσεων
- Επεξεργασία ερωτήσεων
  - Ερωτήσεις επιλογής
  - Ερωτήσεις σύνδεσης
  - Άλλες ερωτήσεις

Notation

- B_R …: αριθμός σελίδων (blocks) μιας σχέσης R
- n …: αριθμός πλειάδων μιας σχέσης
- p_R…: αριθμός πλειάδων ανά block μιας σχέσης R

Επιλεκτικότητα μιας συνθήκης

- **Επιλεκτικότητα** (selectivity) είναι το ποσοστό των εγγραφών της σχέσης που πληρούν την συνθήκη, ήτοι:

$$\text{Sel}(\varphi) = \frac{\#\text{ εγγραφών που πληρούν τη συνθήκη}}{\#\text{ εγγραφών της σχέσης}}$$

- Προσοχή: στη βιβλιογραφία ο όρος *higher selectivity* έχει χρησιμοποιηθεί για δύο αντίθετα πράγματα:
  - Υψηλότερο ποσοστό αποδεκτών εγγραφών (ερμηνεία με βάση τη φόρμουλα)
  - Υψηλότερο ποσοστό απορριπτόμενων εγγραφών (ερμηνεία με βάση τη λογική – όσο πιο επιλεκτικός είσαι, τόσο λιγότερες εγγραφές γίνονται αποδεκτές)

Επιλογή

- Υπάρχουν διάφοροι τρόποι να εκτελέσουμε στην πράξη μια λειτουργία επιλογής (σ), ο οποίοι εξαρτώνται από τους εξής παράγοντες:
  - Είδος ερώτησης
    - Ερώτηση ισότητας $\sigma_{A=k}(R)$ ή εύρους $\sigma_{A<=k}(R)$
    - Απλή συνθήκη, σύζευξη ή διάζευξη απλών συνθηκών
  - Αποθήκευση των δεδομένων
    - Η σχέση στο δίσκο είναι αποθηκευμένη με τρόπο ordered ή unordered
  - Ύπαρξη ευρετηρίου ή όχι
    - B+ tree, hash index
  - Σημασιολογικά χαρακτηριστικά
    - Αν το εμπλεκόμενο πεδίο είναι πρωτεύον κλειδί ή όχι

Απλές ερωτήσεις ισότητας χωρίς ταξινομημένα δεδομένα στο δίσκο

$\sigma_{A=k}(R)$

- Η απλούστερη περίπτωση ερωτήσεων ισότητας (αγγλιστί: equality ή point queries).
- Απαιτείται η σάρωση όλων των blocks της σχέσης
- Κόστος: B_R

  - *Αλλάζει κάτι αν το πεδίο* **A** *είναι πρωτεύον κλειδί?*

Απλές ερωτήσεις ισότητας με ταξινομημένα δεδομένα στο δίσκο

$\sigma_{A=k}(R)$

- Δυαδική αναζήτηση!
- Αν το πεδίο **A** είναι πρωτεύον κλειδί, η απάντηση περιλαμβάνει ακριβώς μία εγγραφή
  - Κόστος: $\log(B_R)$
- Αν όχι, μετά την πρώτη, πρέπει να ανακτήσουμε και τις υπόλοιπες εγγραφές, οι οποίες είναι σειριακά αποθηκευμένες μετά την πρώτη
  - Κόστος: $\log(B_R) + \lceil sel(\varphi) * B_R \rceil - 1$

Απλές ερωτήσεις ισότητας μέσω πρωτεύοντος ευρετηρίου B+

$\sigma_{A=k}(R)$

- Ψάχνουμε όλο το δέντρο **I** μέχρι τα φύλλα. Μετά φέρνουμε όσες σελίδες δεικτοδοτούνται από το κατάλληλο φύλλο.
- Το ύψος του δέντρου είναι συνήθως 3 – 4.
- Αν το πεδίο **A** είναι πρωτεύον κλειδί
  - Κόστος: height(I) + 1
- Αν όχι,
  - Κόστος: height(I) + cost of retrieving R-tuples
- Το κόστος της ανάκτησης των πλειάδων της R που πληρούν την συνθήκη εξαρτάται από το αν είναι ταξινομημένες ή όχι από $\lceil (sel(\varphi) * B_R) \rceil$ ως $\lceil (sel(\varphi) * n) \rceil$

Απλές ερωτήσεις ισότητας μέσω πρωτεύοντος hash ευρετηρίου $\sigma_{A=k}(R)$

- Αλλάζει το κόστος στο ευρετήριο. Συνήθως θέλουμε 1 – 2 I/O για να φτάσουμε στον κάδο με τους δείκτες στις σελίδες της σχέσης R.

Ερωτήσεις εύρους (range queries)

$\sigma_{A<=k}(R)$

- Ενδιαφέρον παρουσιάζει η ορθή πρόβλεψη/εκτίμηση του μεγέθους του αποτελέσματος.
  - Default: |result| = n / 2
- Αν ξέρουμε [min, max] του εύρους τιμών του **A**:

$$|result| = \begin{cases} 0, & k < min \\ n, & k >= max \\ (k-min)/(max-min), & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

- Πλέον, διαθέτουμε ιστογράμματα που μας επιτρέπουν αξιοπρεπέστερη πρόβλεψη…

Ερωτήσεις εύρους

$\sigma_{A<=k}(R)$

- Αν δεν υπάρχει ευρετήριο, τι αλλάζει σε σχέση με τις point queries?
- Αν υπάρχει B+ δέντρο?
  - Τι αλλάζει αν η συνθήκη είναι **`A>=k`**?
- Αν υπάρχει hash index?

Θεματολόγιο

- Γενικές αρχές της αποτίμησης ερωτήσεων
- Επεξεργασία ερωτήσεων
  - Ερωτήσεις επιλογής
  - Ερωτήσεις σύνδεσης
  - Άλλες ερωτήσεις

- Nested Loops Join
- Sort-Merge Join
- Hash Join

Σχήμα αναφοράς

Sailors (*sid*: integer, *sname*: string, *rating*: integer, *age*: real)
Reserves (*sid*: integer, *bid*: integer, *day*: dates, *rname*: string)

- Reserves:
  - Κάθε εγγραφή έχει μέγεθος 40 bytes, 100 εγγραφές ανά σελίδα, 1000 σελίδες.
- Sailors:
  - Κάθε εγγραφή έχει μέγεθος 50 bytes, 80 εγγραφές ανά σελίδα, 500 σελίδες.

Συνδέσεις Ισότητας πάνω σε Ένα πεδίο

```
SELECT  *
FROM    Reserves R1, Sailors S1
WHERE   R1.sid=S1.sid
```

- Η πράξη της σύνδεσης R ▷◁ S είναι ιδιαίτερα κοινή και από τις πλέον χρονοβόρες => πρέπει να εκτελεσθεί με προσοχή!
- Το R×S είναι πολύ μεγάλο => ΔΕΝ μπορούμε να εκτελέσουμε τη σύνδεση κάνοντας πρώτα R × S και μετά μια επιλογή (σ).

Συνδέσεις Ισότητας πάνω σε Ένα πεδίο

- Έστω: B_R σελίδες στην R, p_R εγγραφές ανά σελίδα, B_S σελίδες στην S, p_S εγγραφές ανά σελίδα.
  - Στα παραδείγματα που ακολουθούν, R είναι η Reserves και S είναι η Sailors.
- *Μετρική Κόστους*: # I/Os (ήτοι, πόσα I/O κάνουμε για να μεταφέρουμε σελίδες από τον δίσκο στην κύρια μνήμη).
  - Θα αγνοήσουμε το κόστος του output.

Σύνδεση Εμφωλευμένων Βρόγχων (Simple Nested Loops Join)

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

- Η πλέον απλοϊκή σύνδεση εμφωλευμένων βρόγχων (με εγγραφές): Για κάθε εγγραφή στην εξωτερική σχέση R, εξετάζουμε (ελληνικά: scan) ολόκληρη την εσωτερική σχέση S.
  - Κόστος: $B_R + p_R * B_R * B_S = 1000 + 100*1000*500$ I/Os.

Σύνδεση Εμφωλευμένων Βρόγχων (Simple Nested Loops Join)

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

- Σύνδεση εμφωλευμένων βρόγχων με σελίδες (Page-oriented Nested Loops join): Για κάθε σελίδα της R, φέρε κάθε σελίδα της S, και επέστρεψε τις εγγραφές <r, s>, όπου η εγγραφή r είναι στην σελίδα της R, η εγγραφή s στην S και οι τιμές τους στα πεδία της σύνδεσης ταιριάζουν.
  - Κόστος: $B_R + B_R * B_S = 1000 + 1000*500$
- Αν η μικρότερη σχέση είναι εξωτερική τότε
  - Κόστος: $B_S + B_R * B_S = 500 + 1000*500$

Σύνδεση Εμφωλευμένων Βρόγχων μέσω Ευρετηρίου (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
```

- Αν υπάρχει ευρετήριο στην στήλη στην οποία γίνεται η σύνδεση για κάποια από τις δύο σχέσεις (έστω η S), μπορούμε να κάνουμε την σχέση αυτή εσωτερική και να εκμεταλλευθούμε το ευρετήριο.
  - Κόστος: $B_R + ((B_R * p_R) *$ cost of finding matching S tuples)

Σύνδεση Εμφωλευμένων Βρόγχων μέσω Ευρετηρίου (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
```

Κόστος: $B_R + ((B_R * p_R) *$ cost of finding matching S tuples)

- Τυπικές τιμές: για κάθε εγγραφή της R, το κόστος της προσπέλασης του ευρετηρίου της S index είναι
  - 1.2 for hash index,
  - 2-4 for B+ tree.
- Το κόστος της εύρεσης των εγγραφών της S εξαρτάται από το clustering και είναι γύρω στο 1 I/O.
  - Clustered index: 1 I/O (typical),
  - Unclustered: up to 1 I/O per matching S tuple.

Κόστος: B_R + ((B_R * pR) * cost of finding matching S tuples)

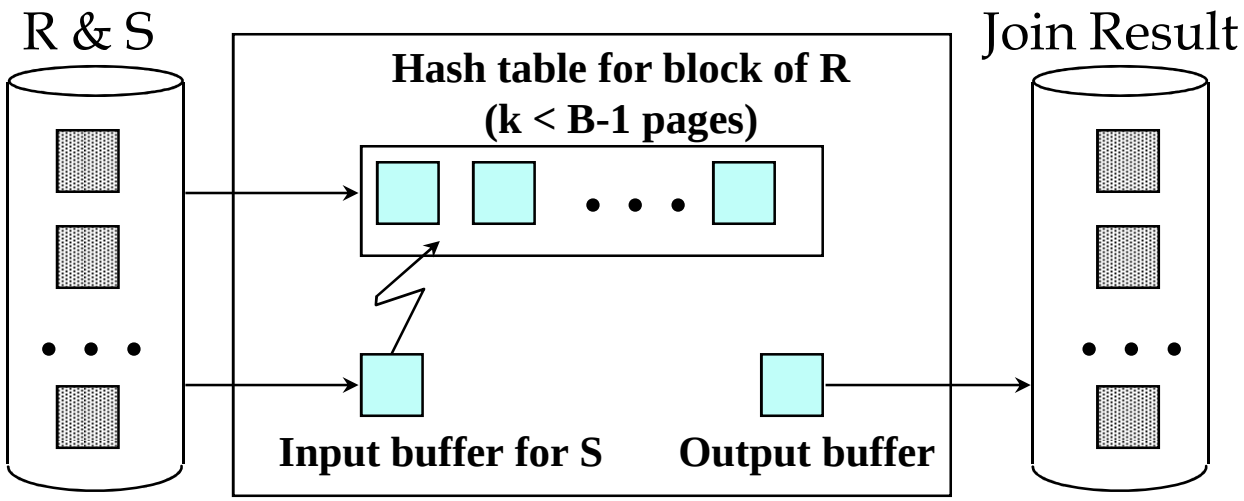
- Hash-index στο sid της Sailors (που είναι εσωτερική):
  - Διάβασε κάθε σελίδα της Reserves:
    - Κόστος = 1000 I/Os, #εγγραφών = 100*1000 εγγραφές.
  - Για κάθε εγγραφή της Reserves:
    - 1.2 I/Os για να βρεις την αντίστοιχη εγγραφή στον index της Sailors,
    - 1 I/O για να βρεις την (ακριβώς μία!) εγγραφή της Sailors που κάνει match.
    - Σύνολο: (1 + 1.2) * 100,000 = 220,000 I/Os.
  - Συνολικά: 1,000 + 220,000 = 221,000 I/O's.

Κόστος: B_R + ((B_R * pR) * cost of finding matching S tuples)

- Hash-index στο sid της Reserves (που είναι εσωτερική):
  - Διάβασε κάθε σελίδα της Sailors :
    - Κόστος = 500 I/Os, #εγγραφών = 80*500 = 40,000 εγγραφές.
  - Για κάθε εγγραφή της Sailors :
    - 1.2 I/Os για να βρεις την αντίστοιχη εγγραφή στον index της Reserves.
    - Πρέπει να βρούμε τώρα τις εγγραφές της Reserves που κάνουν match. Έστω ομοιόμορφη κατανομή με 2.5 κρατήσεις ανά ναύτη (100,000 / 40,000). Το κόστος για να ανακτήσουμε τις κρατήσεις κάθε ναύτη είναι:
      - 1 I/O αν ο index είναι clustered
      - 2.5 I/O αν δεν είναι
    - Σύνολο: (1.2 + X) * 40,000, X είναι είτε 1 είτε 2.5
  - Συνολικά: όπως πριν…

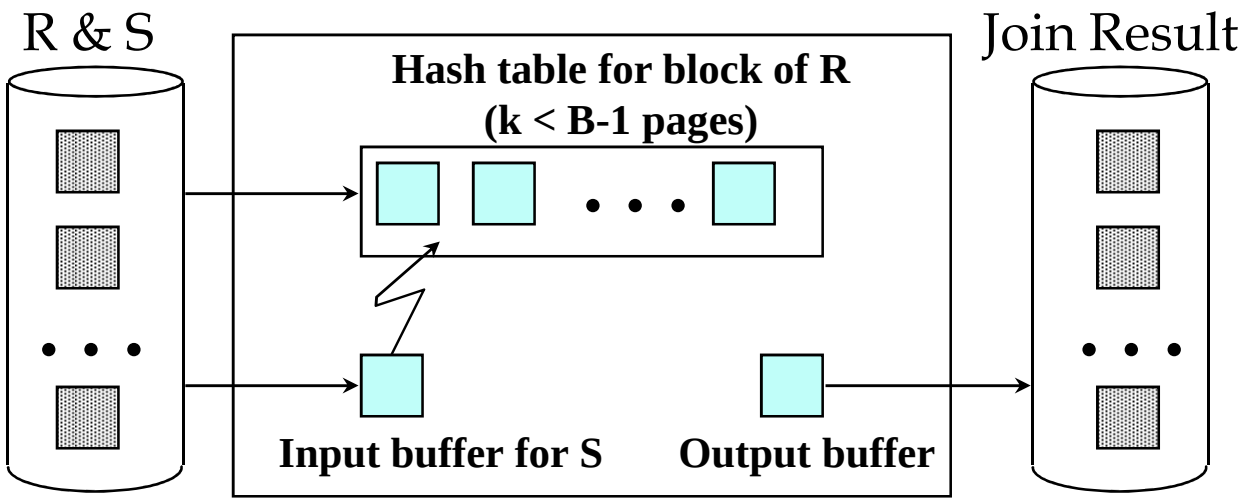
Block Nested Loops Join

- Κράτα μία σελίδα σαν input buffer για την εσωτερική S, μία σελίδα σαν buffer για το output, και όλους τους άλλους buffers δώστους στην εξωτερική R (όπου λέμε ότι κρατάμε ένα block της R).



Block Nested Loops Join

L0:Διάβασε ένα block της R (R-block)
    Για κάθε σελίδα της S (S-page)
        Αν μια εγγραφή r στο R-block και μια εγγραφή s στην
        S-page κάνουν match, output <r, s>
    Αν η R δεν εξαντλήθηκε, Goto L0 //διάβασε το επόμενο R-block, scan S, κ.ο.κ.



Παραδείγματα Block Nested Loops

- Cost: Scan of outer + #outer blocks * scan of inner
  - #outer blocks = $\lceil \#\ of\ pages\ of\ outer\ /\ blocksize \rceil$

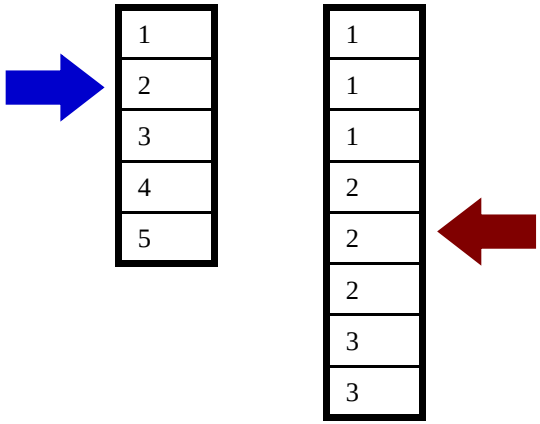
- Με την Reserves (R) ως εξωτερική, και 100 σελίδες στη μνήμη ως block buffers της R:
  - Cost of scanning R = 1000 I/Os, με αποτέλεσμα 10 outer blocks.
  - Για κάθε outer block της R, scan Sailors (S): 10*500 I/Os.
  - Σύνολο: 1000 + 5,000 = 6,000 I/O

Παραδείγματα Block Nested Loops

- Cost: Scan of outer + #outer blocks * scan of inner
  - #outer blocks = $\lceil \#\ of\ \ pages\ of\ \ outer\ /\ blocksize \rceil$

- Με 100-page block της Sailors ως εξωτερικής:
  - Cost of scanning S = 500 I/Os, με αποτέλεσμα 5 outer blocks.
  - Για κάθε outer block της S, scan Reserves: 5*1000 I/Os.
  - Σύνολο: 500 + 5,000 = 5,500

Σύνδεση με Sort-Merge Join




```
SELECT  S.sname, R.rname
FROM  Sailors S, Reserves R
WHERE  R.day='1/1/05' AND R.sid=S.sid
```

Ταξινόμησε τα R, S με βάση το πεδίο sid

Για κάθε r ∈ R [& day='1/1/05']

Για κάθε s ∈ S με ίδιο sid με το r

Επέστρεψε S.sname, R. rname

Ταξινόμηση

- Για να ταξινομήσουμε μια σχέση R σε ένα πεδίο A, μπορούμε να χτίσουμε ένα B+ ευρετήριο πάνω στο πεδίο A και να προσπελάζουμε τη σχέση από το ευρετήριο
- Αν μια σχέση χωρά στην κύρια μνήμη, μπορούμε να την ταξινομήσουμε με τεχνικές όπως η quicksort.
- Στη γενική περίπτωση, όμως, που μια σχέση δεν χωρά στην κύρια μνήμη, η τεχνική που χρησιμοποιούμε ονομάζεται εξωτερική ταξινόμηση (external sorting)

Εξωτερική ταξινόμηση

Έστω ότι έχουμε M διαθέσιμους buffers στην κύρια μνήμη

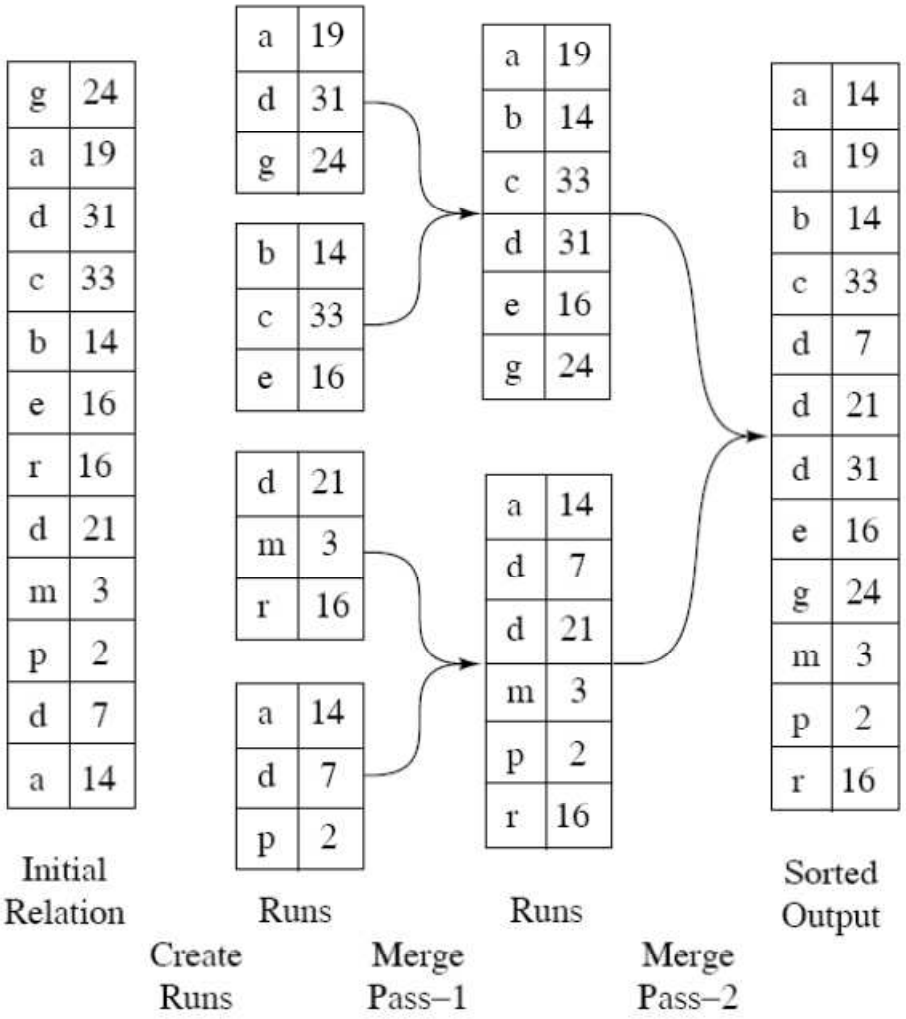
- Κατασκευάζουμε ταξινομημένες υποακολουθίες της σχέσης (sorted runs). Ο πιο απλός τρόπος είναι:
  - **i** = 1;
  - while (υπάρχουν μη επισκεφθείσες σελίδες της R){
    Γέμισε τους M buffers με M pages από το σκληρό δίσκο
    Ταξινόμησε τα περιεχόμενα των M αυτών σελίδων
    Γράψε το αποτέλεσμα της ταξινόμησης σε ένα αρχείο R**i** στο σκληρό δίσκο.
    i++

- Συγχώνευσε τις ταξινομημένες υποακολουθίες.

  if (i<M){
  Αφιέρωσε από ένα buffer για κάθε run
  Ώσπου να επισκεφθείς και την τελευταία σελίδα από όλα τα runs{
  – Διάβασε την εγγραφή με την επόμενη τιμή σε σχέση με την ταξινόμηση (π.χ., την πιο μικρή) από αυτές που είναι στην κύρια μνήμη και γράψτην στο τελικό ολικά ταξινομημένο αρχείο.
  – Αν είναι η τελευταία εγγραφή του buffer, φέρε την επόμενη σελίδα από αντίστοιχο run (αν υπάρχει)
  }
  }

Εξωτερική ταξινόμηση

από Siberschatz, Korth & Sudarsan



Εξωτερική ταξινόμηση

- Αν έχω πιο πολλά runs από M, επαναληπτικά συγχώνευσε M-1 runs σε ένα ενδιάμεσο run ώσπου να μείνουν λιγότερα από M runs

Εξωτερική ταξινόμηση

- Ανάλυση κόστους, για μια σχέση με B_R σελίδες, έχοντας M buffers:
- Αρχική κατασκευή runs: $2\ B_R$
- Συνολικός αριθμός συγχωνεύσεων: $\lceil \log_{M-1}[B_R/M] \rceil$
  - Για κάθε σελίδα στη συγχώνευση θα έχουμε ένα διάβασμα και ένα γράψιμο άρα για κάθε συγχώνευση θα έχουμε κόστος $2\ B_R$
- Τελικά: $2\ B_R + 2\ B_R * \lceil \log_{M-1}[B_R/M] \rceil$

Sort-Merge Join ($R \underset{i=j}{\triangleright\triangleleft} S$)

- Ταξινόμησε (Sort) και την R και την S στη στήλη της σύνδεσης, και μετά προσπέλασέ τις, ώστε να τις συνδέσεις (merge) πάνω στην στήλη της σύνδεσης (on join col.) ως εξής:
  - Διάβαζε την R μέχρι η τρέχουσα εγγραφή της R >= τρέχουσας εγγραφής της S.
  - Μετά, διάβασε την S μέχρι η τρέχουσα εγγραφή της S >= τρέχουσας εγγραφής της R tuple.
  - Σταμάτα όταν η τρέχουσα εγγραφής της R = τρέχουσα εγγραφή της S.
  - Τώρα έχουμε μαζέψει εγγραφές της R με την ίδια τιμή στο πεδίο Ri (current R group) και εγγραφές της S με την ίδια τιμή στο πεδίο Sj (current S group). Προφανώς αυτές οι εγγραφές κάνουν match; output <r, s> για όλους τους συνδυασμούς αυτών των εγγραφών.
  - Συνέχισε το παραπάνω μέχρι να τελειώσει μία από τις R και S.

Sort-Merge Join ($R \underset{i=j}{\triangleright\triangleleft} S$)

- Διαβάζουμε την R μία φορά.
- Κάθε S-group το διαβάζουμε μία φορά για κάθε εγγραφή του αντίστοιχου R tuple.
- Είναι πιθανό το S group μετά την πρώτη ανάγνωσή του να βρίσκεται ήδη στη μνήμη.
- Κόστος: sort R + sort S + merge R&S
- Κόστος: cost(sort R) + cost (sort S) + ($B_R + B_S$)
  - Το κόστος του merge τυπικά το θεωρούμε $B_R + B_S$ (δηλαδή διαβάζουμε κάθε σελίδα μία φορά), αν και στην χειρότερη περίπτωση μπορεί να φτάσει ως $B_R * B_S$ (όχι πιθανό, όμως!)

Παράδειγμα του Sort-Merge Join

sid	sname	rating	age
22	dustin	7	45.0
28	yuppy	9	35.0
31	lubber	8	55.5
44	guppy	5	35.0
58	rusty	10	35.0

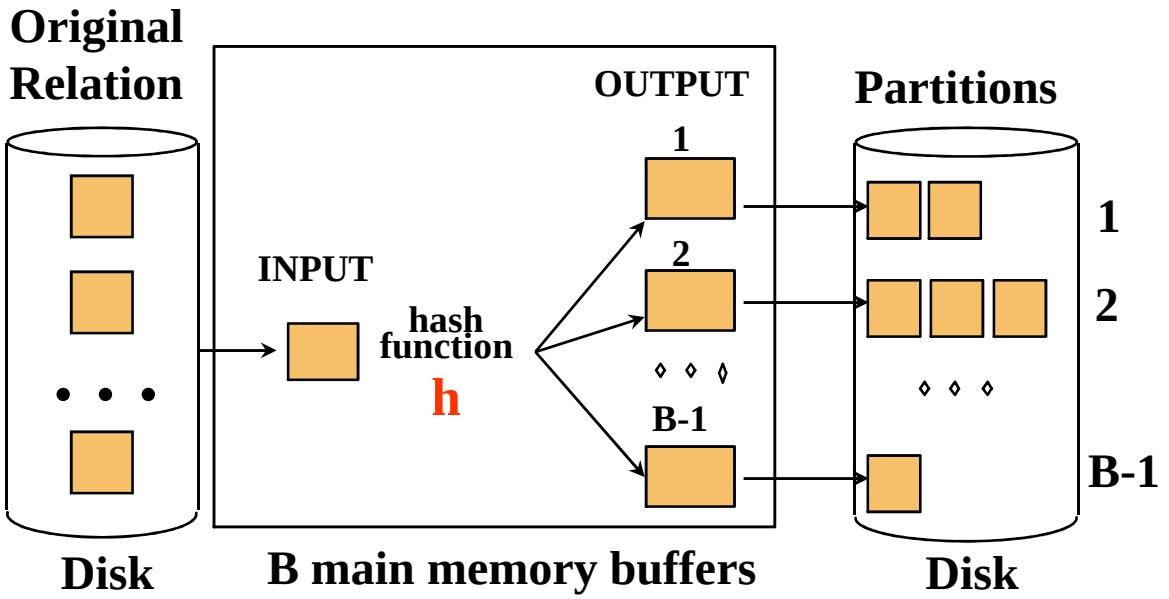
sid	bid	day	rname
28	103	12/4/96	guppy
28	103	11/3/96	yuppy
31	101	10/10/96	dustin
31	102	10/12/96	lubber
31	101	10/11/96	lubber
58	103	11/12/96	dustin

- Με 35, 100 ή 300 buffers στη μνήμη, και οι Reserves και οι Sailors μπορούν να ταξινομηθούν σε 2 περάσματα, οπότε το συνολικό κόστος: 7500 I/O.

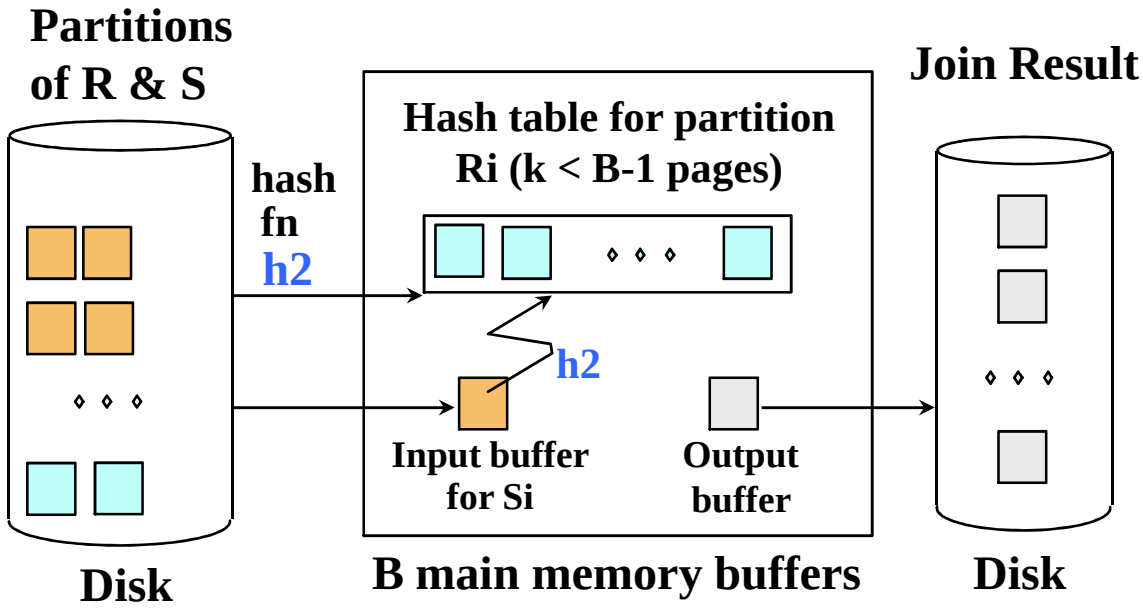
(*BNL cost: 2500 to 15000 I/Os*)

Hash-Join

- Σπάσε και τις δύο σχέσεις μέσω της hash function **h**: οι εγγραφές της R στο partition i θα αντιστοιχούν μόνο με της εγγραφές του partition i της S.



- Διάβασε ένα partition της R, κάνε του hash με μια συνάρτηση **h2 (<> h!)**. Ψάξε το αντίστοιχο partition της S, και βρες τις εγγραφές που κάνουν match.



Παρατηρήσεις στο Hash-Join

- Έστω B ο αριθμός των buffers στη μνήμη
- Θέλουμε #partitions k <= B-1 (γιατί?)
- Θέλουμε B-2 > μέγεθος του μέγιστου partition που θα κρατηθεί στην μνήμη (γιατί?)
- Θεωρώντας ομοιόμορφη κατανομή στο μέγεθος των partitions, και μεγιστοποιώντας το k, έχουμε:
  - k= B-1, και $B_R/(B-1) < B-2$, => πρέπει $B > \sqrt{B_R}$

Παρατηρήσεις στο Hash-Join

- Αν φτιάξουμε ένα in-memory hash table για να επιταχύνουμε το matching των εγγραφών, χρειαζόμαστε λίγο περισσότερη μνήμη.
- Αν η hash function δεν διαμοιράζει τις τιμές ομοιόμορφα, ένα ή παραπάνω partitions της R ενδέχεται να μη χωρά στη μνήμη. Μπορούμε να εφαρμόσουμε την μέθοδο του hash-join αναδρομικά (recursively) για το join του συγκεκριμένου R-partition με το αντίστοιχο S-partition.

Κόστος του Hash-Join

- Στη φάση του partitioning, read+write και τις δύο σχέσεις: $2(B_R + B_S)$.
- Στη φάση του matching, read και τις δύο σχέσεις: $B_R + B_S$ I/Os.

- Στο παράδειγμά μας, αυτό βγάζει 4500 I/Os.

Sort-Merge Join vs. Hash Join:

- Υπάρχει κάποιο όριο στο ελάχιστο μέγεθος της διαθέσιμης μνήμης (*βρέστε το για κάθε μία τεχνική*) όπου το κόστος είναι $3(B_R + B_S)$ I/Os και για τις δύο τεχνικές.
- Το hash join είναι καλύτερο όταν τα μεγέθη των σχέσεων έχουν μεγάλη απόκλιση. Επίσης, hash join είναι ιδιαίτερα παραλληλοποιήσιμο.
- Το sort-merge είναι λιγότερο ευαίσθητο στην ανομοιομορφία των δεδομένων. Επίσης, το αποτέλεσμά του βγαίνει ταξινομημένο (εξαιρετική ιδιότητα αν έχουμε σύνδεση παραπάνω από δύο σχέσεων – γιατί?).

Άλλες περιπτώσεις σύνδεσης

- Ισότητα πολλών πεδίων (π.χ., R.sid=S.sid AND R.rname=S.sname):
  - Για το Index NL, φτιάξε index στο <sid, sname> (αν η S είναι εσωτερική), ή χρησιμοποίησε υπάρχοντες indexes στα sid και sname.
  - Για τα Sort-Merge και Hash Join, sort/partition στο συνδυασμό των στηλών της σύνδεσης.

Άλλες περιπτώσεις σύνδεσης

- Συνθήκες Ανισότητας:
  - Για το Index NL, χρειάζεται (clustered!) B+ tree index.
    - Όταν ψάχνουμε στην εσωτερική σχέση, κάνουμε αναζητήσεις εύρους με τον αριθμό των matches να είναι λογικά πολύ μεγαλύτερος απ' ότι στην ισότητα.
  - Hash Join, Sort Merge Join δεν μπορούν να εφαρμοσθούν.
  - Ο Block NL είναι πιθανότατα η καλύτερη μέθοδος σε αυτή την περίπτωση.

- **Παρατήρηση**: η μέθοδος εμφωλευμένων βρόγχων είναι η **γενικότερη μέθοδος** που μπορεί να εφαρμοσθεί σε **όλες** τις περιπτώσεις σύνδεσης

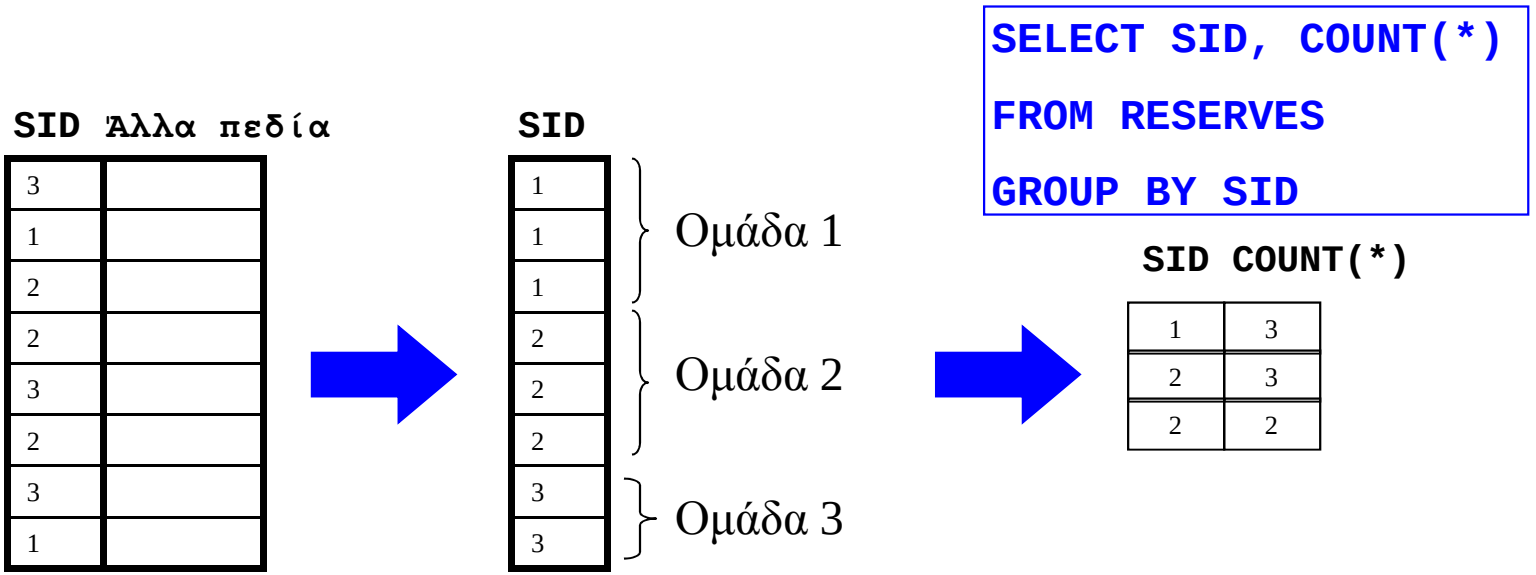
Θεματολόγιο

- Γενικές αρχές της αποτίμησης ερωτήσεων
- Επεξεργασία ερωτήσεων
  - Ερωτήσεις επιλογής
  - Ερωτήσεις σύνδεσης
  - Άλλες ερωτήσεις

Συνάθροιση

- Η συνάθροιση είναι μια λειτουργία που εκτελείται σε δύο βήματα:
  - Την κατανομή των εγγραφών της σχέσης επί της οποίας εφαρμόζεται η συνάθροιση σε ομάδες, με βάση τα πεδία ομαδοποίησης (του GROUP BY clause, δηλ.).
  - Την εφαρμογή μιας συναθροιστικής συνάρτησης (συγκεκριμένα, αυτής που βρίσκεται στο SELECT clause) επί των ομάδων αυτών
- Αν δεν υπάρχει GROUP BY clause, τότε εκτελείται μόνο το δεύτερο τμήμα

Συνάθροιση



- Όλη η δυσκολία στην συνάθροιση είναι η κατασκευή και η δημιουργία των ομάδων
- Συνήθως χρησιμοποιούμε ταξινόμηση ή hashing για το σκοπό αυτό

Συνάθροιση

- Αν δεν υπάρχει GROUP BY clause, τότε όλη η σχέση είναι ένα τμήμα, οπότε απλώς διαβάζουμε όλη τη σχέση
  - Αν υπάρχει ευρετήριο, μπορεί να καταφέρουμε να απαντήσουμε την ερώτηση μόνο από το ευρετήριο.
- Αν υπάρχει GROUP BY clause, τότε μπορούμε να κάνουμε ένα εκ των κάτωθι:
  - Ταξινόμηση στα πεδία του GROUP BY clause (οπότε η ομαδοποίηση των εγγραφών προκύπτει φυσιολογικά) και υπολογισμός του συναθροισμένου ποσού για κάθε ομάδα
  - Χρήση hash functions στα πεδία του GROUP BY clause, ώστε να κατασκευαστούν οι ομάδες
  - Χρήση ευρετηρίου στα πεδία της συνάθροισης (είτε B+, είτε hash) για να επιταχύνουμε την δημιουργία των ομάδων

Λειτουργίες συνόλων

- Η τομή και το καρτεσιανό γινόμενο είναι ειδικές περιπτώσεις σύνδεσης
- Η απλή ένωση (UNION) εκτελείται ως δύο ερωτήσεις
- Η UNION DISTINCT και η αφαίρεση (EXCEPT) είναι βαριάντες της σύνδεσης και μπορεί να εκτελεστεί είτε με sort-merge join είτε με hash-join. Η μόνη διαφορά είναι στο τι στέλνουμε στο output (τροφή για σκέψη: πώς γίνεται –αναλυτικά- η διαδικασία?)

Ανακεφαλαίωση

- Είδαμε ότι μια ερώτηση ανάγεται στον υπολογισμό βασικών τελεστών όπως η επιλογή, η σύνδεση, η συνάθροιση κλπ.
- Ανάλογα με τη φύση των δεδομένων, μπορούμε κάθε φορά να επιλέξουμε και τον ταχύτερο τρόπο εκτέλεσης ενός τελεστή
- Μια αρετή του σχεσιακού μοντέλου και των σχεσιακών DBMS's είναι ότι οι τελεστές μπορούν να συντίθενται.
- Αφού οι τελεστές συντεθούν σε ένα σχεσιακό πλάνο, το ερώτημα παραμένει: ποιο το βέλτιστο πλάνο?
- Η απάντηση δίνεται από τον **βελτιστοποιητή ερωτήσεων**…