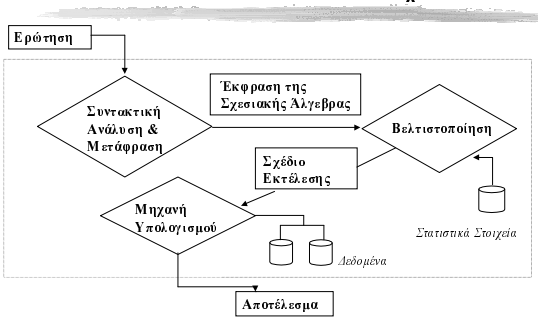
Επεξεργασία Ερωτήσεων

Εισαγωγή

1. ΜΟΝΤΕΛΑ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ
   - Μοντέλα
   - Γλώσσες Ερωτήσεων
   - Επεξεργασία Ερωτήσεων
     - Επεξεργασία Ερωτήσεων σε Σχεσιακά ΣΔΒΔ
     - Επεξεργασία Ερωτήσεων σε Κατανεμημένα Σχεσιακά ΣΔΒΔ
     - → **Επεξεργασία Ερωτήσεων σε Ημιδομημένα Δεδομένα**
2. ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΕΣ
3. ΤΡΟΠΟΙ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ

Ανακεφαλαίωση

Επεξεργασία Ερωτήσεων σε Σχεσιακά ΣΔΒΔ



Επεξεργασία Ερωτήσεων

Τα βασικά βήματα στην επεξεργασία μιας ερώτησης είναι

1. Συντακτική Ανάλυση & Μετάφραση
2. Βελτιστοποίηση
3. Υπολογισμός

Επεξεργασία Ερωτήσεων

1. Συντακτική Ανάλυση (Parsing) & Μετάφραση

Η ερώτηση μεταφράζεται σε μια εσωτερική μορφή αφού γίνει ο απαραίτητος συντακτικός και σημασιολογικός έλεγχος (π.χ., τα ονόματα που αναφέρονται είναι ονόματα σχέσεων που υπάρχουν)

Αντικατάσταση των όψεων από τον ορισμό τους

Εσωτερική μορφή: Έκφραση της σχεσιακής άλγεβρας

select $A_1, A_2, \ldots, A_n$
from $R_1, R_2, \ldots, R_m$
where P

$\pi_{A1, A2, \ldots, An} (\sigma_P (R_1 \times R_2 \times \ldots \times R_m))$

2. Βελτιστοποίηση

Μια SQL ερώτηση μπορεί να μεταφραστεί σε διαφορετικές (ισοδύναμες) εκφράσεις της σχεσιακής άλγεβρας

select balance
from account
where balance < 25000

- $\sigma_{balance < 2500}(\pi_{balance}(account))$
- $\pi_{balance}(\sigma_{balance < 2500}(account))$

2. Βελτιστοποίηση

Άρα δεν αρκεί ο προσδιορισμός της πράξης - πρέπει να προσδιορίζεται και ο αλγόριθμος που θα χρησιμοποιηθεί για την υλοποίηση της

π.χ., για την υλοποίηση της επιλογής μπορεί

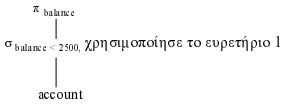
είτε να σαρώσουμε (scan) όλο το αρχείο ελέγχοντας κάθε εγγραφή

είτε αν υπάρχει π.χ., ένα B^+ ευρετήριο στο γνώρισμα balance να χρησιμοποιήσουμε το ευρετήριο

2. Βελτιστοποίηση

Κάθε πράξη της σχεσιακής άλγεβρας μπορεί να υλοποιηθεί με διαφορετικούς αλγορίθμους: βασικές (primitive) πράξεις (πράξη + αλγόριθμος)

Σχέδιο εκτέλεσης (execution plan): μια ακολουθία από βασικές πράξεις



2. Βελτιστοποίηση

- Τα διαφορετικά σχέδια εκτέλεσης έχουν και διαφορικό κόστος
- Βελτιστοποίηση: η διαδικασία επιλογής του σχεδίου εκτέλεσης που έχει το μικρότερο κόστος
- Εκτίμηση του κόστους (συνήθως χρήση στατιστικών στοιχείων)

3. Εκτέλεση

Μηχανή εκτέλεσης που εκτελεί τις βασικές πράξεις

Δέντρο ερώτησης

Φύλλα: σχέσεις εισόδου

Εσωτερικοί κόμβοι: πράξεις της σχεσιακής άλγεβρας

Εκτέλεση δέντρου ερώτησης

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

- Data is stored *across several sites*
- Each site is (typically) managed by a DBMS that can run independently of the other sites

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

Transparency

- **Distributed data independence**

  ask queries *without specifying where* the referenced relations, or copies of fragments of the relations are located

  queries that span multiple sites should be *optimized* systematically in a cost-based manner (taking into account communications costs and differences in local computation costs)

- **Distributed transaction processing**

  atomicity

Not always efficiently achievable

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

Είδη

- **Ομοιογένεια**

- **Ετερογένεια**

  gateway protocols: API that exposes DBMS functionality to external applications (e.g., ODBC, JDBC)

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

Αρχιτεκτονικές

- **Client/server**

clients (user-interface issues)

servers (manage data and execute transactions)

(client cache)

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

Αρχιτεκτονικές

- **Collaborating server systems**

  a single query spans multiple servers

a collection of database servers, each capable of running transactions against local data which *cooperatively* execute transactions spanning multiple servers

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

Αρχιτεκτονικές

- **Middleware systems**

just one special database server (layer of software) that coordinates the execution of queries and transactions across one or more independent database servers

Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

- Τμηματοποίηση (partitioning) σχέσεων

Global relations:

EMP(ENO,ENAME,TITLE)

ASG(ENO,PNO,RESP,DUR)

PRJ(PNO,PNAME,BUDGET)

SAL(TITLE,SALARY)

Vertical Partitioning:

PRJ_1:$\pi_{PNO,PNAME}$(PRJ)

PRJ_2:$\pi_{PNO,BUDGET}$(PRJ)

Horizontal Partitioning:

EMP_1:$\sigma_{ENO<="E3"}$(EMP)

EMP_2:$\sigma_{"E3"<ENO<="E6"}$(EMP)

EMP_1:$\sigma_{ENO>"E6"}$(EMP)

ASG_1:$\sigma_{ENO<="E3"}$(ASG)

ASG_2:$\sigma_{ENO>"E3"}$(ASG)

Query Optimization Objectives

Minimize a cost function

I/O cost + CPU cost + communication cost

These might have different weights in different distributed environments

Wide area networks

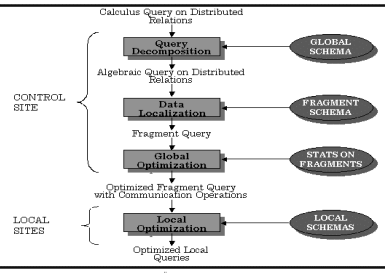
- communication cost will dominate
  - low bandwidth
  - low speed
  - high protocol overhead
- most algorithms ignore all other cost components

Local area networks

- communication cost not that dominant
- total cost function should be considered

Can also maximize throughput

Distributed Query Processing Methodology



Στόχοι Βελτιστοποίησης Ερωτήσεων σε Κατανεμημένα ΣΔΒΔ

- types of optimization (deterministic, randomized)
- optimization timing (dynamic, static)
- statistics
- decision sites
- exploitation of network topology
- exploitation of replicated fragments
- use of semijoins

Step 2 – Data Localization

Input: Algebraic query on distributed relations

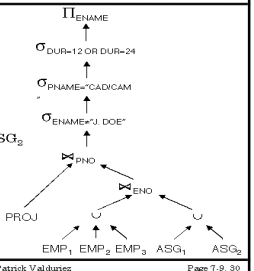
- Determine which fragments are involved
- Localization program
  - substitute for each global query its materialization program
  - optimize

Example

Assume

- EMP is fragmented into EMP_1, EMP_2, EMP_3 as follows:
  - $EMP_1=\sigma_{ENO\leq"E3"}(EMP)$
  - $EMP_2=\sigma_{"E3"<ENO\leq"E6"}(EMP)$
  - $EMP_3=\sigma_{ENO>"E6"}(EMP)$
- ASG fragmented into ASG_1 and ASG_2 as follows:
  - $ASG_1=\sigma_{ENO\leq"E3"}(ASG)$
  - $ASG_2=\sigma_{ENO>"E3"}(ASG)$

Replace EMP by $(EMP_1 \cup EMP_2 \cup EMP_3)$ and ASG by $(ASG_1 \cup ASG_2)$ in any query



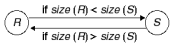
Step 3 – Global Query Optimization

Input: Fragment query

- Find the *best* (not necessarily optimal) global schedule
  - Minimize a cost function
  - Distributed join processing
    - Bushy vs. linear trees
    - Which relation to ship where?
    - Ship-whole vs ship-as-needed
  - Decide on the use of semijoins
    - Semijoin saves on communication at the expense of more local processing.
  - Join methods
    - nested loop vs ordered joins (merge join or hash join)

Join Ordering

- Consider two relations only



- Multiple relations more difficult because too many alternatives.
  - Compute the cost of all alternatives and select the best one.
    - Necessary to compute the size of intermediate relations which is difficult.
  - Use heuristics

Semijoin of R with S is the subset of tuples of R that participate in the join of R with S

Semijoin Algorithms

- Consider the join of two relations:
  - $R[A]$ (located at site 1)
  - $S[A]$ (located at site 2)
- Alternatives:
  1. Do the join $R \bowtie_A S$
  2. Perform one of the semijoin equivalents

$$R \bowtie_A S \Leftrightarrow (R \ltimes_A S) \bowtie_A S$$
$$\Leftrightarrow R \bowtie_A (S \ltimes_A R)$$
$$\Leftrightarrow (R \ltimes_A S) \bowtie_A (S \ltimes_A R)$$

Semijoin Algorithms

- Perform the join
  - send R to Site 2
  - Site 2 computes $R \bowtie_A S$
- Consider semijoin $(R \ltimes_A S) \bowtie_A S$
  - $S' \leftarrow \Pi_A(S)$
  - $S' \rightarrow$ Site 1
  - Site 1 computes $R' = R \ltimes_A S'$
  - $R' \rightarrow$ Site 2
  - Site 2 computes $R' \bowtie_A S$

Semijoin is better if

$$size(\Pi_A(S)) + size(R \ltimes_A S)) < size(R)$$

Step 4 – Local Optimization

Input: Best global execution schedule

- Select the best access path
- Use the centralized optimization techniques

Επεξεργασία Ερωτήσεων για Ημι-δομημένα Δεδομένα

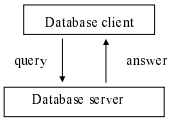
Επεξεργασία Ερωτήσεων

Τα ίδια βασικά στάδια

1. Μετάφραση - ένα σχέδιο εκτέλεσης
2. Βελτιστοποίηση
3. Μηχανή Εκτέλεσης

- Κατανομή/Αρχιτεκτονικές
- Έλλειψη σχήματος

Αρχιτεκτονικές



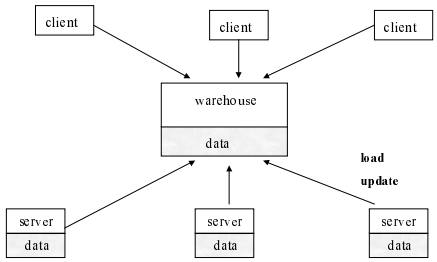
Συνήθως από τον ίδιο vendor

Αρχιτεκτονικές

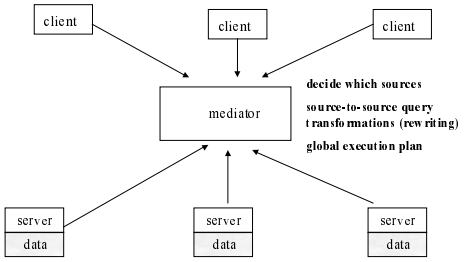
Middleware systems

just one special database server (layer of software) that coordinates the execution of queries and transactions across one or more independent database servers

Αρχιτεκτονικές



Αρχιτεκτονικές



Αρχιτεκτονικές

- Multitier system

Αποθήκευση

- Storage back-end
- Type information

Αποθήκευση

Τρόποι Αποθήκευσης

1. Κείμενο
2. Σχεσιακή Βάση Δεδομένων
3. Αντικειμενο-στραφή Βάση Δεδομένων
4. Αυτο-οργάνωση - Υβριδική αποθήκευση

Αποθήκευση

Text File

```
<family id = "o1">
  <person id = "p1"> <name Joan </name>
      <age> 36 </age>
      <profession> database administrator </profession>
      <hobby> gardening </hobby>
      <cellular> 555-6234 </cellular>
  </person>
<person id = "p2"> <name John </name>
      <age> 38 </age>
      <profession> systems administrator </profession>
      <beeper> 555-3322 </beeper>
  </person>
```


Αποθήκευση

Text File

- subobjects are naturally grouped together
- fixed granularity (an XML document)

  ok for parts of an XML document

Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

- Σχεσιακά ΣΔΒΔ παρέχουν χρήσιμα χαρακτηριστικά (concurrency control, indexes, etc)
- Δύσκολο

Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

Δύο σχέσεις ref(src, label, dst) Val(oid, value)

<family id = 'o1'>	src	label	dst		
<person id = 'p1'> <name Joan </name>	'root'	'family'	'o1'	oid	value
<age> 36 </age>	'o1'	'person'	'p1'	'p11'	'Joan'
<profession> database administrator </profession>	'o1'	'person'	'p2'	p11'	36
<hobby> gardening </hobby>	'p1'	'name'	'p11'	'p13'	'database admin'
<cellular> 555-6234 </cellular>	'p1'	'age'	'p12'	'p14'	'gardening'
</person>	'p1'	'profession'	'p13'	'p15'	'555-6234'
<person id = 'p2'> <name John </name>	'p1'	'hobby'	'p14'	'p21'	'John'
<age> 38 </age>	'p1'	'cellular'	'p15'	'p22'	38
<profession> systems administrator </profession>	'p2'	'name'	'p21'	'o23'	'systems admin'
<beeper> 555-3322 </beeper>	'p2'	'age'	'p22'	p24'	'555-3322'
</person>	'p2'	'profession'	'p23'		
	'p2'	'beeper'	'p24'		

Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

```
<family id = 'o1'>
  <person id = 'p1'> <name Joan </name>
       <age> 36 </age>
       <profession> database administrator </profession>
       <hobby > gardening </hobby>
       <cellular> 555-6234 </cellular>
  </person>
<person id = 'p2'> <name John </name>
       <age> 38 </age>
       <profession> systems administrator </profession>
       <beeper> 555-3322 </beeper>
  </person>
```

```
select X
from family.person.hobby X
```


Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

src	label	dst
'root'	'family'	'o1'
'o1'	'person'	'p1'
'o1'	'person'	'p2'
'p1'	'name'	'p11'
'p1'	'age'	'p12'
'p1'	'profession'	'p13'
'p1'	'hobby'	'p14'
'p1'	'cellular'	'p15'
'p2'	'name'	'p21'
'p2'	'age'	'p22'
'p2'	'profession'	'p23'
'p2'	'beeper'	'p24'

Refs

oid	value
'p11'	'Joan'
'p11'	36
'p13'	'database admin'
'p14'	'gardening'
'p15'	'555-6234'
'p21'	'John'
'p22'	38
'o23'	'systems admin'
p24'	'555-3322'

Value

```
select X
from family.person.hobby X
select v.value
from Refs r1, Refs r2, Refs r3, Value v
where  r1.src ="root" and
       r1.label = "family and
       r1.dst = r2.src and
       r2.label= person and
       r2.dst =r3.src and
       r3.label = hobby and
       r3.dst = v.oid
```

4-way join! index?

Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

- μεγάλο αριθμό Join
- οργάνωση στο δίσκο (clustering, indexing)

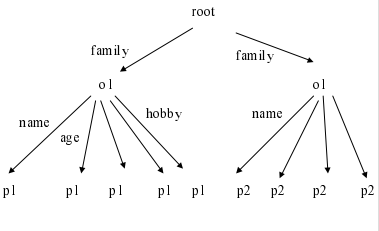
Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

src	label	dst
'root'	'family'	'o1'
'o1'	'person'	'p1'
'o1'	'person'	'p2'
'p1'	'name'	'p11'
'p1'	'age'	'p12'
'p1'	'profession'	'p13'
'p1'	'hobby'	'p14'
'p1'	'cellular'	'p15'
'p2'	'name'	'p21'
'p2'	'age'	'p22'
'p2'	'profession'	'p23'
'p2'	'beeper'	'p24'

Refs

Breadth-first search!



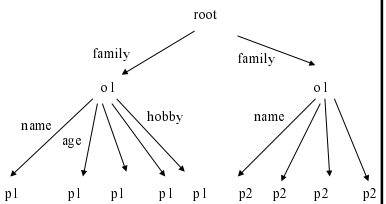
Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

src	label	dst
'root'	'family'	'o1'
'o1'	'person'	'p1'
'p1'	'name'	'p11'
'p1'	'name'	'p11'
'p1'	'age'	'p12'
'p1'	'profession'	'p13'
'p1'	'hobby'	'p14'
'p1'	'cellular'	'p15'
'o1'	'person'	'p2'
'p2'	'name'	'p21'
'p2'	'age'	'p22'
'p2'	'profession'	'p23'
'p2'	'beeper'	'p24'

Refs

Depth-first search!



Αποθήκευση

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

Παρατήρηση

incorrect: values of different types are mixed in the value column of Val

Ένα διαφορετικό πίνακα για κάθε διαφορετική ατομική τιμή (ένα ακόμα join!!!)

Βελτιστοποίηση

Inline the values of the Ref relation

Σχεσιακή Βάση Δεδομένων

src	label	dst	flag	ValString	ValInt	ValData
'root'	'family'	'o1'	0	null	null	null
'o1'	'person'	'p1'	0	null	null	null
'o1'	'person'	'p2'	0	null	null	null
'p1'	'name'	'p11'	1	'Joan'	null	null
'p1'	'age'	'p12'	2	null	36	null
'p1'	'profession'	'p13'	1	'dba'	null	null
'p1'	'hobby'	'p14'	1	'gardening'	null	null
'p1'	'cellular'	'p15'	1	'555-6234'	null	null
'p2'	'name'	'p21'	1	'John'	null	null
'p2'	'age'	'p22'	2	null	38	null
'p2'	'profession'	'p23'	1	'sa'	null	null
'p2'	'beeper'	'p24'	1	'555-3322'	null	null

Αντικειμενο-στραφή Βάση Δεδομένων

DTDs → ιεραρχία κλάσεων

```
<!ELEMENT company (employee)*>
<!ELEMENT employee (name, address, project*, (phone|email))>
<!ELEMENT name (#PCDATA)>
<!ELEMENT address (city, country)>
<!ELEMENT city (#PCDATA)>
<!ELEMENT country (#PCDATA)>
!ELEMENT project (name, deadline)>
<!ELEMENT phone (#PCDATA)>
<!ELEMENT email (#PCDATA)>
<!ELEMENT deadline (#PCDATA)>
```

στοιχείο → κλάση
PCDATA → strings
regular expressions?

Αντικειμενο-στραφή Βάση Δεδομένων

DTDs → ιεραρχία κλάσεων

```
class Company  public type set(Employee)
class Employee public type tuple  (name: string,
                                   address: Address,
                                   projects: list(Project),   (order)
                                   pe: PE)
class Address public type tuple  (city: string, country:string)
class Project public type tuple (name:string, deadline:string),
class PE public type union (phone:int, email:string),
```


Αντικειμενο-στραφή Βάση Δεδομένων

- η ακριβής μετάφραση εξαρτάται από τον τύπο του αντικειμενο-στραφούς μοντέλου
- αλλαγή τύπων
- δεδομένα για τα οποία δε γνωρίζουμε τον τύπο τους
- αποθήκευση μικρών XML document ως text

Αυτο-οργάνωση

- στατιστικά στοιχεία (πιο συχνές ερωτήσεις, είδος αποθηκευμένων δεδομένων)

Υβριδική αποθήκευση

- διαχωρισμός της αποθήκευσης σε structured και unstructured

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Σχήμα 8.8 (σελίδα 181)

Ερωτήσεις:

(R1) part.name

(R2) part.supplier.name

(R3) _*.supplier.name

(R4) part._*.subpart.name

Ευρετήρια

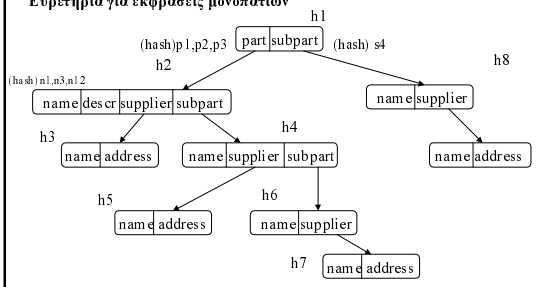
Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Ευρετήριο

- δέντρο
- ρίζα: όλα τα labels που εμφανίζονται στον root data node
- ένα κόμβο για κάθε ακολουθία labels που οδηγεί σε ένα εσωτερικό κόμβο του data tree
- κάθε κόμβος του δέντρου: hash table - κάθε θέση στο hash table δείχνει στους αντίστοιχους κόμβους του data tree

Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών



Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Ερωτήσεις:

(R1) part.name

h1 → h2 → use hash at name

(R2) part.supplier.name

h1 → h2 → h3 → use hash at name

(R3) _*.supplier.name

??

(R4) part._*.subpart.name

search all nodes in the subtree rooted at h2

Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

κόμβοι που ακριβώς τα ίδια μονοπάτια από τη ρίζα (π.χ., κόμβοι n1, n3 και n12 - n2, n13 και n4 στο 8.8 --- p1 και p2 στο 8.11)

p1 and p2 **language-equivalent**: for any path expression query, either both p1 and p2 are in the answer or none is

Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Για κάθε κόμβο x

$L_x \equiv \{w \mid \exists$ path from the root to x labeled w$\}$

L_x

- μπορεί να είναι άπειρο αν ο γράφος έχει κύκλους
- γενικά περιγράφεται από μια κανονική έκφραση

x and y **language-equivalent**: $(x \equiv y)$ if $L_x = L_y$

Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Έστω [x] η κλάση ισοδυναμίας για το x

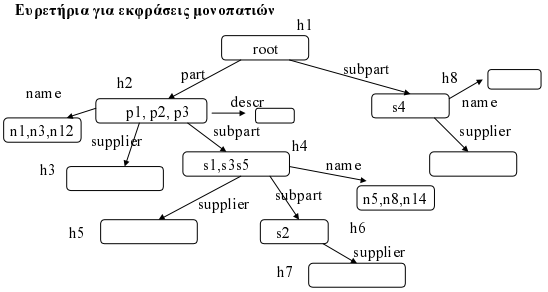
Κατασκευή του ευρετηρίου

ένα κόμβο για κάθε κλάση ισοδυναμίας

υπάρχει ακμή από το [x] στο [y] με label a αν υπάρχουν κόμβοι x' στο [x] και y' στο [y] που συνδέονται με κάποια ακμή με label a

Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών



Ευρετήρια

Ευρετήρια για εκφράσεις μονοπατιών

Πως θα υπολογίσουμε αν $x \equiv y$;

Reverse graph

ισχύει

$\forall x,y,\ x \approx y \Rightarrow x \equiv y$

Ευρετήρια

Bisimulation: δυαδική σχέση μεταξύ των κόμβων δύο γράφων t1 και t2 (έστω x, x' κόμβοι του t1 και y, y' κόμβοι του t2)

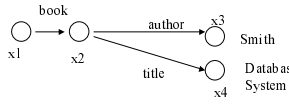
1. Αν x και y είναι ρίζες του t1 και t2 τότε x ~ y.

2. Αν x ~ y και ένας εκ των x και y είναι ρίζα, τότε και ο άλλος κόμβος είναι ρίζα

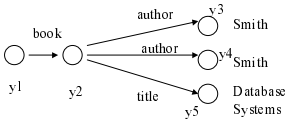
3. Αν x ~ y και (x, l, x') στο t1 τότε υπάρχει ακμή (y, l, y') στο t2 με την ίδια ετικέτα και x' ~ y'Αντίστοιχα, αν x ~ y και (y, l, y') στο t2 τότε υπάρχει ακμή (x, l, x') στο t1 με την ίδια ετικέτα και x'~ y'

4. Αν x ~ y και το x είναι φύλλο με τιμή v στο t1, τότε και το y είναι φύλλο με τιμή v στο t2. Αντίστοιχα, αν x ~ y και το y είναι φύλλο με τιμή v στο t2, τότε και το x είναι φύλλο με τιμή v στο t1.

Ευρετήρια



x1 ~ y1 x3 ~ y3 x3 ~ y4
x4 ~ y5 x2 ~ y2



Ευρετήρια

Bisimulation: $x \approx y$

1. Αν $x \approx y$, x είναι ρίζα, τότε y είναι ρίζα, αντίστοιχα αν y είναι ρίζα, τότε το x είναι ρίζα

2. Αν $x \approx y$ και υπάρχει ακμή $x' \rightarrow^a x$, τότε υπάρχει ακμή $y' \rightarrow^a y$ και $x' \approx y'$, αντίστοιχα αν υπάρχει ακμή $y' \rightarrow^a y$, τότε υπάρχει ακμή $x' \rightarrow^a x$ και $x' \approx y'$

Ευρετήρια

Ευρετήρια για XML text

- **region**: a (contiguous) segment of text in the file
- **region set**: set of regions such that any two regions are either disjoint or one is included in the other

Στη δεντρική αναπαράσταση:

κάθε κόμβος ορίζει μια region (π.χ., ο κόμβος p2 αντιστοιχεί στο κείμενο κάτω από τον κόμβο p2)

region set: σύνολο κόμβων

Ευρετήρια για XML text

Ιδιαίτερο ενδιαφέρον - region sets που αντιστοιχούν σε XML tags

π.χ., part ορίζει το region set {p1, p2, p3}

subpart ορίζει το region set {s1,s2,s3,s4,s5}

Ευρετήρια για XML text

Region

ζεύγος (x, y) x: start and end position of the region in the text file

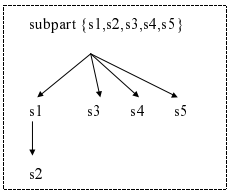
Region Set

ordered tree: κάθε κόμβος μια region

- r = (x, y) *ancestor* of r'(x', y') (r' ⊆ r)

  if x ≤ x' ≤ y' ≤ y
- r to the *left* of r'

  if x ≤ y ≤ x' ≤ y'



Ευρετήρια για XML text

Region Algebra (άλγεβρα για περιοχές)

- πάνω σε σύνολα περιοχών
- τελεστές που δίνουν ως αποτέλεσμα σύνολα περιοχών: s1 op s2

νέα σύνολα περιοχών -- όχι νέες περιοχές, αυτές θεωρούνται προκαθορισμένες (αντιστοιχούν στους κόμβους)

Ευρετήρια για XML text

Παραδείγματα τελεστών μιας region algebra

s1 **intersect** s2 ≡ {r | r ∈ s1, r ∈ s2}

s1 **included** s2 ≡ {r | r ∈ s1, ∃ r ' ∈ s2, r ⊆ r' }

s1 **including** s2 ≡ {r | r ∈ s1, ∃ r ' ∈ s2, r ⊇ r'}

s1 **parent** s2 ≡ {r | r ∈ s1, ∃ r ' ∈ s2, r is a parent of r' }

s1 **child** s2 ≡ {r | r ∈ s1, ∃ r ' ∈ s2, r is a child of r' }

Ευρετήρια για XML text

Παραδείγματα

- subpart {s1,s2,s3,s4,s5} part {p1, p2, p3}

  subpart included part {s1, s2, s3, s5}

  part including subpart {p2, p3}

- name {n1, n2, …, n12} part {p1, p2, p3}

  name child part {n1, n3, n12}

  name included part {n1, n2, .., n9, n12}

Ευρετήρια για XML text

Υπολογισμός Τελεστών

s1 op s2

traverse the tree representations of s1 and s2 simultaneously

similar to a merge join

Ευρετήρια

Ευρετήρια για XML text

s1 included s2

assuming that s1 and s2 are sets of disjoint regions

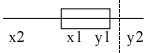
Αρχικά (x1, y1) το πρώτο στοιχείο του s1 και (x2, y2) το πρώτο στοιχείο του s2

Μέχρι το τέλος της λίστας s1 ή s2

Αν x1 < x2, advance s1

Αν y1 > y2, advance s2

Αλλιώς, πρόσθεσε το (x1, y1) στο αποτέλεσμα, advance s1



Ευρετήρια

Ευρετήρια για XML text

Ερωτήσεις:

(R1) part.name

name child (part child root)

(R2) part.supplier.name

name child (supplier child (part child root))

(R3) _*.supplier.name

name child supplier

(R4) part._*.subpart.name

name child (subpart included (part child root))

Ευρετήρια

Ευρετήρια για XML text

(R5)

```
select X
from _*.subpart: {name: X, _*.supplier.address: "Philadelphia"
```

name child (subpart includes (supplier parent (address intersect "Philadelphia")))

Ευρετήρια

Ευρετήρια για XML text

• μόνο ένα περιορισμένο αριθμό από κανονικές εκφράσεις, συγκεκριμένα εκφράσεις

$R_1 . R_2 . \ldots R_n$

όπου R_i label constant or the Kleene closure (_*)

• μόνο για ordered trees

Ευρετήρια

Ευρετήρια για κείμενο

ένας σημαντικός τύπος ερώτησης: **keyword search**

• ο πιο συνηθισμένος τύπος ερώτησης στις μηχανές αναζήτης

•συχνά κρατείται και μια λίστα με συνώνυμα (π.χ. ερώτηση για car - επίσης, automobile)

•πιο περίπλοκες ερωτήσεις που περιλαμβάνουν and, or, not

Ευρετήρια

Ευρετήρια για κείμενο

Δυο βασικοί τύποι ερωτήσεων:

- boolean
- ranked query

Boolean (conjuctive normal form)

$(t_{11} \vee t_{12} \vee \ldots t_{1i1}) \wedge \ldots \wedge (t_{j1} \vee t_{j2} \vee \ldots \vee t_{jij})$

όπου t_{ij} είναι ανεξάρτητα query terms ή keywords

j conjucts (που αντιστοιχούν σε διαφορετικές έννοιες (concepts)) - καθεμία από πολλά disjuncts (που αντιστοιχούν σε διαφορετικούς όρους για την ίδια έννοια)

Ευρετήρια

Ranked query

Αποτέλεσμα

σύνολο από documents που επιπρόσθετα είναι **ταξινομημένα με βάση τη σχετικότητα τους** (ranked by their relevance)

Information retrieval

Δύο κριτήρια

- **precision**: percentage of the retrieved documents that are relevant to the query
- **recall**: percentage of relevant documents in the database that are retrieved in response to a query

Ευρετήρια

Ευρετήριο - ζεύγη <keyword, documentid>

με πιθανά επιπρόσθετα πεδία όπως πόσες φορές εμφανίζεται το keyword στο document

μια μηχανή αναζήτησης δημιουργεί ένα κεντρικό ευρετήριο για documents που είναι αποθηκευμένα σε διάφορα sites

Ευρετήρια

Inverted files

Για κάθε όρο (term) μια ταξινομημένη λίστα (inverted list) από τα ids των documents που περιέχουν αυτόν το όρο

Επιπρόσθετα, όλοι οι πιθανοί όροι τοποθετούνται σε ένα δευτερεύον ευρετήριο (π.χ., B+-δέντρο) -- ευρετήριο λεξιλογίου

Conjunction -- ξεκινώντας από τη συντομότερη λίστα

Ευρετήρια

Inverted files

Rid	Document	Signature
1	agent James Bond	1100
2	agent mobile computer	1101
3	James Madison movie	1011
4	James Bond movie	1110

Word	Inverted List	Hash
agent	<1,2>	1000
Bond	<1,4>	0100
computer	<2>	0100
James	<1,3,4>	1000
Madison	<3>	0001
mobile	<2>	0001
movie	<3,4>	0010

Ευρετήρια

Signature files

An index record (**signature**) for each document

Each signature has a fixed size of b bits - b is called the **signature width**

Which bits we set depends on the words that appear on the document

- apply a hash function at each word that appears in the document
- set the bits that appear in the result of the hash function

the same bit may be set twice by different words

Ευρετήρια

Signature files

- Signature S_1 **matches** another signature S_2 if all the bits that are set in signature S_2 are also set in signature S_1
- If signature S_1 matches signature S_2, then signature S_1 has at least as many bits as signature S_2

Signature files

Conjuction

1. Generate the query signature by applying the hash function to each word in the query
2. Scan the signature file and retrieve all documents whose signatures match the query signature
3. Retrieve each potential match and check whether it actually contains the query terms

false positive

Signature files

Disjuction

1. Generate a list of query signature, one for each term in the query
2. Scan the signature file and retrieve all documents whose signatures match any signature in the list of the query signatures

Signature files

scan the *complete signature file*

Vertically partition the signature file into a set of bit slices - bit sliced signature file

For a query with b bits - retrieve only q bit slices

Inverted files

Rid	Document	Signature
1	agent James Bond	1100
2	agent mobile computer	1101
3	James Madison movie	1011
4	James Bond movie	1110

signature file width 4

Queries: “James”, “James” and “Bond”, “movie” and “Madison”

Word	Inverted List	Hash
agent	<1,2>	1000
Bond	<1,4>	0100
computer	<2>	0100
James	<1,3,4>	1000
Madison	<3>	0001
mobile	<2>	0001
movie	<3,4>	0010