Αποθήκευση Δεδομένων

Μέχρι σήμερα, είδαμε το σχεδιασμό και υλοποίηση μιας βάσης δεδομένων χρησιμοποιώντας ένα ΣΔΒΔ

Μοντελοποίηση προβλήματος

Προγραμματισμός

Θα δούμε το εσωτερικό

Σχεδιασμός σε επίπεδα (σχήμα – η γενική εικόνα ...)

ΜΕΡΟΣ Β':

Το «εσωτερικό» ενός ΣΔΒΔ

-- αποθήκευση δεδομένων

-- ευρετήρια

-- υπολογισμός ερωτήσεων

Η βάση δεδομένων θα πρέπει να αποθηκευτεί σε κάποιο αποθηκευτικό μέσο

Ιεραρχία αποθήκευσης

πρωτεύουσα αποθήκευση (primary storage)

κύρια μνήμη (main memory) - κρυφή μνήμη (cache)

- άμεση προσπέλαση από την κύρια ΚΜΕ (CPU)
- γρήγορη προσπέλαση
- περιορισμένη χωρητικότητα αποθήκευσης

Δευτερεύουσα αποθήκευση

(μαγνητικοί δίσκοι, ταινίες, δισκέτες, κλπ)

- για την επεξεργασία των δεδομένων **απαιτείται η μεταφορά των δεδομένων στην πρωτεύουσα αποθήκευση**
- πιο αργή προσπέλαση
- μεγάλη χωρητικότητα
- μικρότερο κόστος (για την ίδια ποσότητα χώρου η κύρια μνήμη 100 φορές ακριβότερη από τη δευτερεύουσα)

Οι περισσότερες βάσεις δεδομένων αποθηκεύονται σε δευτερεύουσες αποθηκευτικές μονάδες κυρίως σε δίσκους

- πολύ μεγάλες ⇒ μεγάλο κόστος
- μόνιμη αποθήκευση (nonvolatile storage)

Μαγνητικές ταινίες για

- τήρηση εφεδρικών αντιγράφων
- αρχειοθέτηση (archiving) (δεδομένα που θέλουμε να κρατήσουμε για πολύ καιρό αλλά η προσπέλαση τους είναι σπάνια)

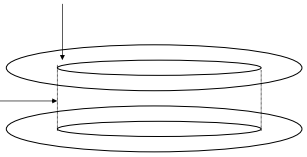
Μαγνητικοί Δίσκοι

- Μαγνητισμός μιας περιοχής του δίσκου κατά ορισμένο τρόπο ώστε 1 ή 0
- *Χωρητικότητα* (capacity) σε Kbyte - Mbyte - Gbyte
- Μαγνητικό υλικό σε σχήμα κυκλικού δίσκου

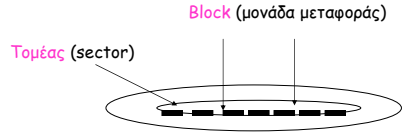
- Απλής και διπλής όψης

Σε πακέτα δίσκων

Οι πληροφορίες σε ομόκεντρους κύκλους διαφορετικής διαμέτρου: **άτρακτοι track** (συνήθως κάθε άτρακτος την ίδια ποσότητα πληροφορίας)

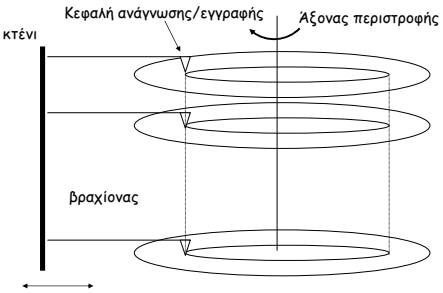


Ομόκεντροι κύκλοι σε διαφορετικές επιφάνειες: **κύλινδρος (cylinder)**



Κάθε άτρακτος χωρίζεται σε τόξα που ονομάζονται τομείς (sectors) και είναι χαρακτηριστικό του κάθε δίσκου και δε μπορεί να τροποιηθεί

Το μέγεθος ενός block τίθεται κατά την αρχικοποίηση του δίσκου και είναι κάποιο πολλαπλάσιο του τομέα



χρόνος εντοπισμού (seek time) Τοποθέτηση κεφαλής στη σωστή άτρακτο 0.3 – 10

χρόνος περιστροφής (rotational delay ή latency) Ώσπου η αρχή του σωστού block να βρεθεί κάτω από την κεφαλή

χρόνος μεταφοράς block (block transfer time) χρόνος μεταφοράς δεδομένων από το δίσκο στη μνήμη

Χρόνος προσπέλασης = χρόνος εντοπισμού + χρόνος περιστροφής + χρόνος μεταφοράς

Μεταφορά αρκετών γειτονικών block

Παράδειγμα IBM Deskstar 14GPX **Seegate Barracuda 7200.9**

Χωρητικότητα: 14.4 GB **80 – 500 GB**

(μέσος) Χρόνος Εντοπισμού: 9.1 msec **11ms**

(2.2 για γειτονικά - 15.5 μέγιστο)

(μέσος) Χρόνος Περιστροφής: 4.17 msec **4.16ms**

5 διπλής όψης κυκλικούς δίσκους - 7,200 περιστροφές το λεπτό **7,200**

Χρόνος Μεταφοράς 13MB ανά sec **300MB ανά sec (σειριακός)**

Χρόνος προσπέλασης από το δίσκο ~ 10 msec ενώ για θέσης μνήμης 60 nanosecond

Συνήθως μόνο μία κεφαλή τη φορά

Disk controller

- λειτουργίες εγγραφής/ανάγνωσης
- υπολογισμός αθροίσματος ελέγχου (checksum)

SCSI

Συμπεράσματα

1. Τα δεδομένα πρέπει να βρίσκονται στη μνήμη

2. Η μονάδα μεταφοράς από το δίσκο στη μνήμη είναι ένα block . Το διάβασμα ή γράψιμο ενός block ονομάζεται λειτουργία Εισόδου/Εξόδου (Input/Output – I/O)

3. Ο χρόνος προσπέλασης (εγγραφής ή ανάγνωσης) ενός block διαφέρει και εξαρτάται από τη θέση του block

χρόνος προσπέλασης = χρόνος εντοπισμού + χρόνου περιστροφής + χρόνος μεταφοράς

Μαγνητικές Ταινίες

- Δίσκοι *τυχαίας προσπέλασης* (random access)
- Ταινίες *σειριακής προσπέλασης* (serial access) για να διαβάσουμε το *n*-οστό block πρέπει να ξεκινήσουμε από την αρχή και να διαβάσουμε και τα *n-1* blocks

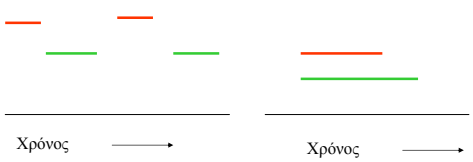
Μεταφορά block σε ενδιάμεση μνήμη

Ενώ γίνεται η μεταφορά των δεδομένων από την δευτερεύουσα στην κύρια μνήμη - παράλληλα και ανεξάρτητα η ΚΜΕ μπορεί να επεξεργάζεται δεδομένα

Ένας ανεξάρτητος επεξεργαστής Εισόδου/Εξόδου ή πολλαπλοί επεξεργαστές

Συνδρομικά (concurrently) και ταυτόχρονα (simultaneously)

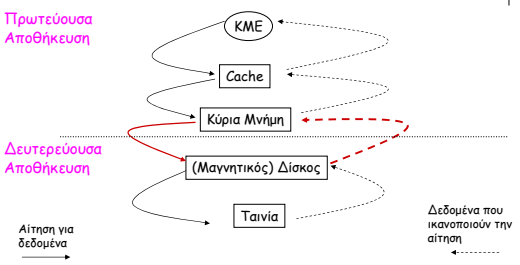
Συνδρομικά και εναλλασόμενα (interleaved)



Χρήση διπλής ενδιάμεσης μνήμης

RAID: πλεονάζουσες συστοιχίες ανεξάρτητων δίσκων
(καταμερισμός δεδομένων και πλεονασμός)

Ιεραρχία Μνήμης



Οργάνωση Αρχείων

Αρχεία

- Τα δεδομένα συνήθως αποθηκεύονται σε αρχεία
- Η μεταφορά δεδομένων από το δίσκο στη μνήμη και από τη μνήμη στο δίσκο γίνεται σε *μονάδες blocks*

Βασικός στόχος η ελαχιστοποίηση της επικοινωνίας με το δίσκο:

ελαχιστοποίηση του αριθμού των blocks που μεταφέρονται μεταξύ της πρωτεύουσας (κύριας μνήμης, cache – ενδιάμεση μνήμη – buffers, καταχωρητές) και της δευτερεύουσας αποθήκευσης (δίσκος)

Αρχεία

Τα δεδομένα συνήθως αποθηκεύονται με τη μορφή εγγραφών

Οι εγγραφές συνήθως περιγράφουν οντότητες (σχέσεις) και τα γνωρίσματά τους

Ένα αρχείο είναι λογικά οργανωμένο σε μια ακολουθία από εγγραφές που μπορεί να βρίσκονται αποθηκευμένες σε πολλές σελίδες (pages) – θα θεωρούμε page = block

Blobs

Εγγραφές

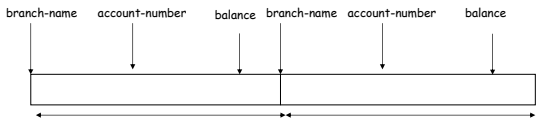
Πως οργανώνονται τα πεδία μέσα σε μία εγγραφή

Εγγραφές σταθερού και μεταβλητού μήκους

```
type film = record
        branch-name: char(22);
        account-number: char(20);
        balance:real;
        end
```

Έστω κάθε char 1 byte - real 8 bytes

Κάθε εγγραφή 50 bytes



Εγγραφές

Γιατί είναι προτιμότερες οι εγγραφές σταθερού μήκους: *εύκολος ο εντοπισμός ενός πεδίου και η διατήρηση πληροφορίας για «άδειες» θέσεις*

Εγγραφές

Πως προκύπτουν οι εγγραφές μεταβλητού τύπου;

Στο σχεσιακό μοντέλο κάθε εγγραφή (πλειάδα) μιας σχέσης περιέχει το ίδιο πλήθος πεδίων (αριθμό γνωρισμάτων). Άρα

- Εγγραφές του ίδιου τύπου αλλά έχουν ένα ή περισσότερα πεδία *μεταβλητού μεγέθους*
- Ανάμεικτο (mixed) αρχείο: εγγραφές διαφορετικού τύπου

Εγγραφές

- Αποθήκευση των πεδίων συνεχόμενα, χωρισμένα με διαχωριστές (ειδικούς χαρακτήρες που δεν εμφανίζονται ως δεδομένα)
- Χώρο στην αρχή κάθε εγγραφής – πίνακας ακεραίων I[j] όπου j η μετατόπιση (offset) της j-οστής εγγραφής (κρατά την αρχή του j-οστού πεδίου) + τη μετατόπιση του τέλους της εγγραφής

  απευθείας πρόσβαση σε οποιαδήποτε πεδίο

  καλό χειρισμό της τιμής null
- Ως εγγραφές σταθερού μήκους, θεωρώντας το μέγιστο μέγεθος για κάθε εγγραφή

Παράγοντας Ομαδοποίησης

Η μονάδα μεταφοράς μεταξύ δίσκου και μνήμης είναι ένα block δίσκου

Έστω εγγραφές σταθερού μήκους

Όταν B ≥ R περισσότερες από μια εγγραφή ανά block - κάθε εγγραφή σε ένα μόνο block

Παράγοντας ομαδοποίησης (blocking factor), όταν B ≥ R

bfr = ⌊ (B / R) ⌋, όπου B μέγεθος block σε byte και R μέγεθος εγγραφής σε bytes

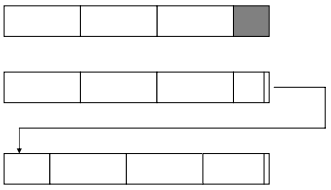
Δηλαδή, πόσες «ολόκληρες» εγγραφές χωρούν σε ένα block

Εκτεινόμενη καταχώρηση

Εκτεινόμενη και μη εκτεινόμενη καταχώρηση εγγραφών

- **Μη εκτεινόμενη** (unspanned) οργάνωση:οι εγγραφές δεν επιτρέπεται να διασχίζουν τα όρια ενός block
  - Αχρησιμοποίητος χώρος: B - bfr * R bytes ανά block
  - Πιο εύκολη η προσπέλαση
- **Εκτεινόμενη** (spanned) οργάνωση: αποθήκευση μέρους μιας εγγραφής σε ένα block και το υπόλοιπο σε ένα άλλο block - δείκτης στο τέλος του πρώτου τμήματος δείχνει στο block που περιέχει το υπόλοιπο

Εκτεινόμενη καταχώρηση



Εκτεινόμενη καταχώρηση

b: Αριθμός blocks για την αποθήκευση ενός αρχείου r εγγραφών:

b = ⌈ (r/bfr) ⌉

Τοποθέτηση block αρχείου στο δίσκο

συνεχόμενη τοποθέτηση (contiguous allocation) τα block του αρχείου τοποθετούνται σε διαδοχικά blocks του δίσκου

συνδεδεμένη τοποθέτηση (linked allocation) κάθε block του αρχείου περιλαμβάνει ένα δείκτη προς το επόμενο block του αρχείου

Εύκολη επέκταση - πιο αργή ανάγνωση όλου του αρχείου

συστάδες διαδοχικών blocks δίσκου (τμήματα (segments) ή επεκτάματα (extents)

ευρετηριοποιημένη τοποθέτηση (indexed allocation)

Επικεφαλίδες αρχείων

Μια **επικεφαλίδα ή περιγραφέας αρχείου** (file header ή file descriptor) περιέχει πληροφορίες σχετικά με ένα αρχείο που είναι απαραίτητες στα προγράμματα που προσπελαύνουν τις εγγραφές του αρχείου

Πληροφορίες για προσδιορισμό διεύθυνσης των blocks αρχείου στο δίσκο + περιγραφές μορφοποίησης εγγραφών

Αποθηκεύεται στο αρχείο

Θεωρούμε ότι «ξέρουμε» σε ποιο block είναι αποθηκευμένη η i-οστή σελίδα του αρχείου

Οργάνωση αρχείων: πως είναι τοποθετημένες οι εγγραφές ενός αρχείου όταν αποθηκεύονται στο δίσκο

- Αρχεία Σωρού
- Ταξινομημένα Αρχεία
- Κατακερματισμένα Αρχεία

B blocks - R εγγραφές ανά block - D εγγραφή/ανάγνωση - C χρόνος επεξεργασίας ανά εγγραφή

D = 15 milliseconds -- C = 100 nanoseconds

Αρχεία Σωρού

Αρχείο Σωρού (heap file ή pile file): Οι εγγραφές τοποθετούνται στο αρχείο με τη σειρά που εισάγονται

Μη ταξινομημένο αρχείο

1. **Εισαγωγή**

   2 * D + C

2. **Αναζήτηση**

   0.5 * B * (D + R * C)

B blocks
R εγγραφές ανά block
D χρόνος μεταφοράς block
C χρόνος επεξεργασίας ανά εγγραφή

3. **Διαγραφή εγγραφής**

   Σημάδι διαγραφής

   Περιοδική αναδιοργάνωση

   Χρόνος Αναζήτησης + (C + D)

4. **Τροποποίηση εγγραφής**

   - εγγραφή μεταβλητού μήκους

5. **Σάρωση (scan) Ανάγνωση όλων των εγγραφών**

   B*(D+R*C)

6. **Ανάγνωση όλων των εγγραφών σε διάταξη**

   Εξωτερική ταξινόμηση συνήθως μια παραλλαγή της ταξινόμησης με συγχώνευση

Ταξινομημένα Αρχεία

Φυσική διάταξη των εγγραφών ενός αρχείου με βάση την τιμή ενός από τα πεδία του το οποίο λέγεται **πεδίο διάταξης** (ordering field)

Διατεταγμένο ή φυσικό αρχείο

- Αν το πεδίο διάταξης είναι και κλειδί τότε λέγεται και **κλειδί διάταξης**

1. Εισαγωγή

i. Εύρεση της σωστής θέσης της εγγραφής στο αρχείο

ii. Μετακίνηση εγγραφών για να κάνουμε χώρο για την εισαγωγή της

Κατά μέσο όρο μετακίνηση των μισών εγγραφών

Χρόνος αναζήτησης + $2 * (0.5 * B * (D + R * C))$

B blocks
R εγγραφές ανά block
D χρόνος μεταφοράς block
C χρόνος επεξεργασίας ανά εγγραφή

1. Εισαγωγή (συνέχεια)

- Διατήρηση κάποιου αχρησιμοποίητου χώρου ανά block
- Δημιουργία ενός προσωρινού μη διατεταγμένου αρχείου (αρχείο υπερχείλισης) - κυρίως αρχείο

2. Αναζήτηση εγγραφής (με επιλογή ισότητας)

αποδοτική αν η συνθήκη αναζήτησης είναι στο πεδίο ταξινόμησης

Έστω B blocks, αναζήτηση της εγγραφής με τιμή K στο πεδίο διάταξης

Σημείωση: Υποθέτουμε ότι οι διευθύνσεις των blocks του αρχείου είναι αποθηκευμένες στην επικεφαλίδα του αρχείου

2. Αναζήτηση εγγραφής (συνέχεια)

```
lower := 1; upper := B;
while (upper ≥ lower)
      i := (lower + upper) div 2;
      read block i
      if (K < τιμής διάταξης της πρώτης εγγραφής)
            upper := i - 1;
      else if (K > τιμής διάταξης της τελευταίας εγγραφής)
            lower := i + 1;
      else ...
```

Χρόνος: $\log B * (D + \log R * C)$

Συνθήκη πχ., <=

B blocks
R εγγραφές ανά block
D χρόνος μεταφοράς block
C χρόνος επεξεργασίας ανά εγγραφή

3. Διαγραφή εγγραφής

Μετακίνηση εγγραφών

Χρήση σημαδιού διαγραφής

4. Τροποποίηση εγγραφής

5. **Ανάγνωση όλων των εγγραφών σε διάταξη**

1. Τα δεδομένα αποθηκεύονται *σε αρχεία στο δίσκο*
2. Για να γίνει η επεξεργασία τους *πρέπει να μεταφερθούν στη μνήμη*
3. Η *μονάδα μεταφοράς* από το δίσκο στη μνήμη είναι ένα block
4. *Ο χρόνος προσπέλασης (εγγραφής ή ανάγνωσης) ενός block διαφέρει και εξαρτάται από τη θέση του block – δε θα το εξετάσουμε στο μάθημα*

Ένα αρχείο είναι λογικά οργανωμένο σε μια ακολουθία από εγγραφές

Συνήθως ένα αρχείο ανά (σχήμα) σχέσης και μια εγγραφή αντιστοιχεί σε μια πλειάδα

Μη εκτεινόμενη (unspanned) οργάνωση:

οι εγγραφές δεν επιτρέπεται να διασχίζουν τα όρια ενός block

(-) Αχρησιμοποίητος χώρος

(+) Πιο εύκολη η προσπέλαση

Έστω B μέγεθος block σε byte και R μέγεθος εγγραφής σε bytes

Παράγοντας ομαδοποίησης (blocking factor), όταν B ≥ R

$$bfr = \lfloor (B / R) \rfloor$$

Πόσες εγγραφές χωρούν σε ένα block

b: Αριθμός blocks για την αποθήκευση ενός αρχείου r εγγραφών:

$$b = \lceil (r/bfr) \rceil$$

Βασικός στόχος η *ελαχιστοποίηση του αριθμού* των blocks που μεταφέρονται

Θεωρούμε ότι η πληροφορία για τη θέση στο δίσκο ενός block υπάρχει (π.χ., στην επικεφαλίδα του αρχείου)

Οργάνωση αρχείων: πως είναι τοποθετημένες οι εγγραφές ενός αρχείου όταν αποθηκεύονται στο δίσκο

Βασικές πράξεις: διάβασμα όλου του αρχείου (scan), εισαγωγή εγγραφής, διαγραφή εγγραφής, αναζήτηση με συνθήκη ισότητας, αναζήτηση με συνθήκη διαστήματος τιμών

- Αρχεία Σωρού (δεν υπάρχει διάταξη)
- Ταξινομημένα Αρχεία (διάταξη με βάση κάποιο πεδίο διάταξης)
- Αρχεία Κατακερματισμού

Πεδίο ή κλειδί κατακερματισμού

Στόχος

h: συνάρτηση κατακερματισμού

h(k) = i ← Διεύθυνση block του δίσκου που είναι αποθηκευμένη

Τιμή του πεδίου κατακερματισμού

Εσωτερικός Κατακερματισμός (τα δεδομένα είναι στη μνήμη, όπως στις δομές δεδομένων)

Πίνακας κατακερματισμού με M θέσεις - κάδους (buckets)

h: *συνάρτηση κατακερματισμού*

h(k) = i ← Σε ποιο κάδο - τιμή από 0 έως M-1

Πεδίο αναζήτησης - Πεδίο κατακερματισμού

• Συνηθισμένη συνάρτηση κατακερματισμού: h(k) = k mod M

• **Σύγκρουση (collision)**: όταν μια νέα εγγραφή κατακερματίζεται σε μία ήδη γεμάτη θέση

• **Καλή συνάρτηση κατακερματισμού**: κατανέμει τις εγγραφές ομοιόμορφα στο χώρο των διευθύνσεων (ελαχιστοποίηση συγκρούσεων και λίγες αχρησιμοποίητες θέσεις)

• **Ευριστικοί**:

-- αν r εγγραφές, πρέπει να επιλέξουμε το M ώστε το r/M να είναι μεταξύ του 0.7 και 0.9

-- όταν χρησιμοποιείται η mod τότε είναι καλύτερα το M να είναι πρώτος

Επίλυση Συγκρούσεων

1. *Ανοιχτή Διευθυνσιοδότηση* (open addressing): χρησιμοποίησε την επόμενη κενή θέση

2. *Αλυσιδωτή Σύνδεση* (chaining): για κάθε θέση μια συνδεδεμένη λίστα με εγγραφές υπερχείλισης

3. *Πολλαπλός Κατακερματισμός* (multiple hashing): εφαρμογή μιας δεύτερης συνάρτησης κατακερματισμού

Εξωτερικός Κατακερματισμός (εφαρμογή σε δεδομένα αποθηκευμένα σε αρχεία)

Κάδος: μια συστάδα από συνεχόμενα blocks του αρχείου

h(k) = i ← Σχετική διεύθυνση του κάδου (ποιος κάδος του αρχείου)

Τιμή του πεδίου κατακερματισμού

π.χ., η εγγραφή με τιμή k στο πεδίο κατακερματισμού βρίσκεται στον i-οστό κάδο

Ένας πίνακας που αποθηκεύεται στην επικεφαλίδα του αρχείου μετατρέπει τον αριθμό κάδου στην αντίστοιχη διεύθυνση block

0	διεύθυνση 1ου block του κάδου στο δίσκο
1	διεύθυνση 1ου block του κάδου στο δίσκο
2	διεύθυνση 1ου block του κάδου στο δίσκο
...	...
M-1	διεύθυνση 1ου block του κάδου στο δίσκο

Συγκρούσεις - αλυσιδωτή σύνδεση - εγγραφές υπερχείλισης ανά κάδο

1. **Ανάγνωση όλου του αρχείου (scan)**

   Έστω ότι διατηρούμε κάθε κάδο γεμάτο κατά 80% άρα ένα αρχείο με μέγεθος B blocks χρειάζεται 1.25 B blocks δίσκου

   $1.25 * B * (D + R * C)$

2. **Αναζήτηση**

   Συνθήκη ισότητας και μόνο ένα block ανά κάδο: $D + R * C$

   Αν συνθήκη περιοχής (διαστήματος): scan!

Κόστος: μεταφορά blocks (I/O)

	Σωρός	Ταξινομημένο	Κατακερματισμένο
Ανάγνωση του αρχείου	B	B	1.25B
Αναζήτηση με συνθήκη ισότητας	0.5 B	logB	1
Αναζήτηση με συνθήκη περιοχής	B	logB + ταιριάσματα	1.25 B
Εισαγωγή	2	αναζήτηση + B	2
Διαγραφή	αναζήτηση + 1	αναζήτηση + B	αναζήτηση + 1

Πρόβλημα:

Έστω M κάδους και r εγγραφές ανά κάδο - το πολύ M * r εγγραφές (αλλιώς μεγάλες αλυσίδες υπερχείλισης)

Δυναμικός κατακερματισμός

Δυναμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

- Δυαδική αναπαράσταση του αποτελέσματος της συνάρτησης κατακερματισμού, δηλαδή ως μια ακολουθίας δυαδικών ψηφίων
- Κατανομή εγγραφών με βάση την τιμή των αρχικών *(ή τελικών)* ψηφίων

- Το αρχείο ξεκινά με ένα μόνο κάδο
- Μόλις γεμίσει ένας κάδος διασπάται σε δύο κάδους με βάση την τιμή του 1ου δυαδικού ψηφίου των τιμών κατακερματισμού - - δηλαδή οι εγγραφές που το πρώτο ψηφίο της τιμής κατακερματισμού τους είναι 1 τοποθετούνται σε ένα κάδο και οι άλλες (με 0) στον άλλο
- Νέα υπερχείλιση ενός κάδου οδηγεί σε διάσπαση του με βάση το αμέσως επόμενο δυαδικό ψηφίο κοκ

Έτσι δημιουργείται μια δυαδική δενδρική δομή που λέγεται **κατάλογος** (dirtectory) ή **ευρετήριο** (index) με δύο ειδών κόμβους

- εσωτερικούς: που καθοδηγούν την αναζήτηση
- εξωτερικούς: που δείχνουν σε ένα κάδο

Δυναμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός (Παράδειγμα)

Χρήση των τελευταίων bits της δυαδικής αναπαράστασης

1	000001
4	000100
5	000101
7	000111
10	000110
12	001100
15	001111
16	010000
19	010011
21	010101
32	100000
13	001101
20	101000

4 εγγραφές ανά κάδο

Δυναμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Αλγόριθμος αναζήτησης

h := τιμή κατακερματισμού

t := ρίζα του δέντρου

i := 1

while (t εσωτερικός κόμβος)

if (i-οστό bit του h είναι 0)

t := αριστερά του t

else t := δεξιά του t

i := i +1

Δυναμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

- *Που αποθηκεύεται ο κατάλογος*

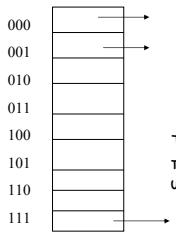
στη μνήμη, εκτός αν είναι πολύ μεγάλος

τότε στο δίσκο – οπότε θα απαιτούνται επιπρόσθετες προσπελάσεις

- Δυναμική επέκταση αλλά *μέγιστος αριθμός* επιπέδων (το πλήθος των δυαδικών ψηφίων της συνάρτησης κατακερματισμού)
- Ισοζύγιση
- Συνένωση κάδων (δυναμική συρρίκνωση)

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός

Ο **κατάλογος** είναι ένας πίνακας με 2^d διευθύνσεις κάδων (**d: *ολικό βάθος* του καταλόγου**)

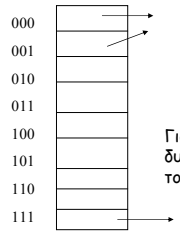


Κάδος για τις εγγραφές με τιμές κατακερματισμού που αρχίζουν από (ή τελειώνουν σε) 000

Τα πρώτα (ή τα τελευταία) d ψηφία της τιμής κατακερματισμού χρησιμοποιούνται ως δείκτης στον πίνακα

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός

Δε χρειάζεται ένας διαφορετικός κάδος για κάθε μία από τις 2^d θέσεις - μπορεί η θέση του πίνακα να δείχνει στη διεύθυνση του ίδιου κάδου αν αυτές χωράνε σε ένα κάδο



Κάδος για τις εγγραφές με τιμές κατακερματισμού που αρχίζουν από 00

Για κάθε κάδο, **τοπικό βάθος d'** ο αριθμός των δυαδικών ψηφίων στα οποία βασίζεται η χρήση του κάδου

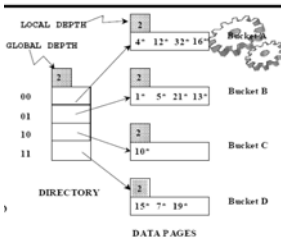
Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός (Παράδειγμα)

Χρήση των τελευταίων bits της δυαδικής αναπαράστασης

1	000001
4	000100
5	000101
7	000111
10	000110
12	001100
15	001111
16	010000
19	010011
21	010101
32	100000
13	001101

4 εγγραφές ανά κάδο

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός (Παράδειγμα)



Χρήση των τελευταίων bits της δυαδικής αναπαράστασης

1	000001
4	000100
5	000101
7	000111
10	000110
12	001100
15	001111
16	010000
19	010011
21	010101
32	100000
13	001101

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός

Η τιμή του d μπορεί να αυξάνεται (μέχρι $2^κ$, κ: αριθμός δυαδικών ψηφίων της τιμής κατακερματισμού) ή να μειώνεται

- **Αύξηση της τιμής του d**

  Όταν ένας κάδος με τιμή d' = d υπερχειλίσει

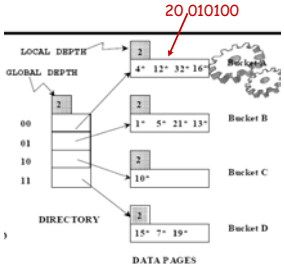
  Διπλασιασμός του πίνακα — *Δε χρειάζεται rehash (επανα-κερματισμό), διασπάμε κάθε κάδο*

- **Μείωση της τιμής του d** — *Επίσης, κάθε φορά μόνο τον κάδο που υπερχείλισε*

  Όταν για όλους τους κάδους d' < d

  Μείωση του μεγέθους του πίνακα στο μισό

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός (Παράδειγμα)



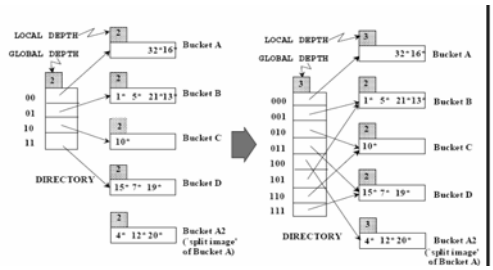
1	000001
4	000100
5	000101
7	000111
10	000110
12	001100
15	001111
16	010000
19	010011
21	010101
32	100000
13	001101

Διάσπαση -> Ολικό βάθος 3

Επεκτάσιμος Εξωτερικός Κατακερματισμός

1	000001
4	000100
5	000101
7	000111
10	000110
12	001100
15	001111
16	010000
19	010011
21	010101
32	100000
13	001101
20	010100

4 12 32 16 20 -> διάσπαση



Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Γραμμικός Κατακερματισμός

Θέλουμε να αποφύγουμε τη χρήση καταλόγου

Σημείωση: διατηρούμε λίστες υπερχείλισης

Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Χρησιμοποιεί μια οικογένεια από συναρτήσεις κατακερματισμού

$h_0(k)$, $h_1(k)$, …, $h_n(k)$

Κάθε συνάρτηση *διπλάσιους κάδους* από την προηγούμενη:

$h_0(k) = k \bmod M$, $h_1(k) = k \bmod 2M$, $h_2(k) = k \bmod 4M$, …,

$h_j(k) = k \bmod 2^j M$

Όταν συμβαίνει η πρώτη υπερχείλιση ενός κάδου, πάμε στην επόμενη συνάρτηση μέχρι να διασπαστούν όλοι οι κάδοι με αυτήν τη συνάρτηση

Αρχικά:

Βήμα Διάσπασης (ποια συνάρτηση χρησιμοποιούμε) αρχικά **j = 0**:

Πλήθος Διασπάσεων (στο τρέχον βήμα) αρχικά **n = 0**,

Έστω αρχικά M κάδους αριθμημένους από 0 έως M - 1 και

αρχική συνάρτηση κατακερματισμού

$$h_0(k) = k \bmod M$$

Όταν συμβεί μια υπερχείλιση σε έναν οποιοδήποτε κάδο, **ο κάδος 0** χωρίζεται σε δύο κάδους: τον αρχικό κάδο 0 και ένα νέο κάδο M στο τέλος του αρχείου με βάση την συνάρτηση $h_1(k) = k \bmod 2M$

Βήμα Διάσπασης (ποια συνάρτηση χρησιμοποιούμε) j = 1

Πλήθος Διασπάσεων n = 1

Συνεχίζουμε γραμμικά, διασπώντας με τη σειρά τους κάδους 1, 2, 3, ...

μέχρι να διασπαστούν όλοι οι «παλιοί» κάδοι

μια μεταβλητή n («Πλήθος Διασπάσεων») κρατάει ποιος κάδος έχει σειρά για διάσπαση

Βήμα διάσπασης (ποια συνάρτηση χρησιμοποιούμε) j = 1:

Πλήθος Διασπάσεων **n = m -1** :

Όταν συμβεί μια υπερχείλιση σε έναν οποιοδήποτε κάδο,

ο κάδος m -1 χωρίζεται σε δύο κάδους: τον αρχικό κάδο m - 1 και ένα νέο κάδο m + k - 1 στο τέλος του αρχείου με βάση την συνάρτηση $h_1(k) = k \bmod 2M$

Δηλαδή, σε κάθε υπερχείλιση χωρίζουμε όλους τους κάδους με τη σειρά ξεκινώντας από τον πρώτο κάδο

Συνεχίζουμε ...

Όλοι οι κάδοι έχουν διασπαστεί όταν: n = M

Τότε έχουμε 2M κάδους

Όταν **n = M**,

μηδενίζουμε το n, n = 0

και για οποιαδήποτε νέα διάσπαση εφαρμόζουμε την

$$h_2(k) = k \bmod 4M$$

Διασπώντας πάλι τον κάδο 0, 1, ... κ.τ.λ

Γενικά βήμα διάσπασης **j** (j = 0, 1, 2, ...)

$h_j(k) = k \bmod 2^j M$,
και την $h_{j+1}(k)$ για διασπάσεις

$h_0(k) = k \bmod 4$
$h_1(k) = k \bmod 8$

Για μη διασπασμένους κάδους: παλιά συνάρτηση
Για διασπασμένους κάδους: νέα συνάρτηση

43

Διασπάμε τον πρώτο κάδο

37 29

22

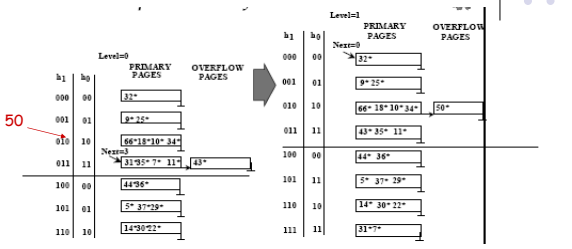
66

34

Βήμα διάσπασης 0 (χρήση h_0)

Πλήθος διασπάσεων = 0

Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός (παράδειγμα)



Βήμα διάσπασης 0 (χρήση h_0)

Πλήθος διασπάσεων = 0

Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Αναζήτηση Εγγραφής (γενικά)

Τι χρειάζεται να ξέρουμε για να βρεθεί ο κάδος της εγγραφής k που ψάχνουμε;

- ποια συνάρτηση χρησιμοποιούμε (δηλαδή, το j)
- σε ποια διάσπαση βρισκόμαστε (δηλαδή το n)

Έστω ότι είμαστε στο βήμα j,

Τότε θα πρέπει να κοιτάξουμε είτε το

$h_j(k)$ αν ο κάδος δεν έχει διασπαστεί

ή το

$h_{j+1}(k)$ αν έχει διασπαστεί

Πως θα ελέγξουμε αν ο κάδος έχει διασπαστεί ή όχι

Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Αναζήτηση Εγγραφής

Δύο περιπτώσεις ο κάδος στον οποίο είναι (1) έχει ή (2) δεν έχει διασπαστεί

Κρατάμε μια μεταβλητή το πλήθος n των διασπάσεων

Έστω n ο αριθμός διασπάσεων και ότι αναζητούμε το k,

βρίσκεται στον κάδο $\mathbf{h_0(k)}$

τότε αν $\mathbf{n \leq h_0(k)}$ ο κάδος δεν έχει διασπαστεί

ενώ αν $\mathbf{n > h_0(k)}$ ο κάδος έχει διασπαστεί και εφαρμόζουμε την $h_1(k)$

Γραμμικός Εξωτερικός Κατακερματισμός

Αλγόριθμος Αναζήτησης

j : βήμα διάσπασης n : πλήθος διασπάσεων στο βήμα j

```
if (n = 0)
    then m := h_j(k);
else {
    m := h_j(k);
    if (m < n) then m := h_{j+1}(k)
}
```

σημαίνει ότι ο κάδος έχει διασπαστεί