# ARBORI B ȘI MEMORAREA EXTERNĂ A DATELOR

Șl. Dr. Ing. Șerban Radu
Departamentul de Calculatoare
Facultatea de Automatică și Calculatoare

# Cuprins

- Ordonarea secvențială a datelor pe suport extern
- Arbori B
- Indexarea ca metodă de memorare a datelor pe suport extern, care poate fi utlizată separat sau împreună cu un arbore B

# Memorarea externă a datelor

- Arborii 2-3-4 sunt un exemplu de arbori multicăi, care au mai mult de doi fii și, totodată, mai mult de un singur element într-un nod
- Un alt tip de arbori multicăi, **arborii B**, sunt utili la memorarea datelor pe suport extern
- Prin suport extern se înțelege un hard disk

# Accesul la date cu suport extern

- Dezavantajul principal al memorării externe este cel al vitezei mult mai scăzute de acces față de memoria RAM
- Această diferență de viteză impune utilizarea unor tehnici eficiente de memorare externă

# Exemplu

- O aplicație de baze de date pentru a prelucra datele despre 500.000 de abonați, unde fiecare abonat este identificat prin nume, adresă, număr de telefon și alte informații
- Se presupune că memorarea unei poziții se realizează cu ajutorul unei înregistrări care ocupă 512 octeți

# Exemplu

- Dimensiunea totală a fișierului este 500.000 * 512 = 256.000.000 octeți, adică 256 MB
- Se presupune că acest fișier este prea mare pentru a fi stocat integral în memoria RAM, dar poate fi memorat pe disc

# Acces lent la disc

- Datele sunt memorate pe piste circulare ale unui disc aflat în rotație
- Pentru a accesa o anumită informație de pe disc, capul de citire-scriere trebuie mai întâi deplasat la pista pe care se găsește acea informație

# Acces lent la disc

- După localizarea pistei corecte, capul de citire-scriere trebuie să aștepte rotirea informației în poziția corectă
- Aceasta durează, în medie, o jumătate de rotație
- După poziționarea capului de citire-scriere, începe operația de citire (sau de scriere) propriu-zisă
- Timpul de acces la disc este de $\approx$ 10 ms

# Accesul la disc

- După ce este corect poziționat și operația de citire (sau scriere) a început, unitatea de disc permite transferul unor blocuri mari de date în memorie
- Datele sunt memorate în părți numite blocuri, pagini sau unități de alocare, în funcție de sistemul de operare

# Accesul la disc

- Unitatea de disc citește sau scrie întotdeauna minimum un bloc la un moment dat
- Dimensiunea blocului variază în funcție de sistemul de operare, dimensiunea discului și alți factori, fiind de obicei o putere a lui 2

# Exemplu

- Se presupune că un bloc are dimensiunea de 8.192 octeți ($2^{13}$)
- Baza de date va necesita un număr de blocuri egal cu câtul dintre dimensiunea totală în octeți (256.000.000) și dimensiunea unui bloc (8.192), adică 31.250 de blocuri

# Exemplu

- Se asigură o eficiență maximă când se efectuează o operație de citire sau de scriere a unui număr întreg de blocuri
- Dacă se dorește scrierea a 100 de octeți, sistemul de operare va citi un bloc de 8.192 de octeți, păstrând apoi doar cei 100 de octeți necesari

# Exemplu

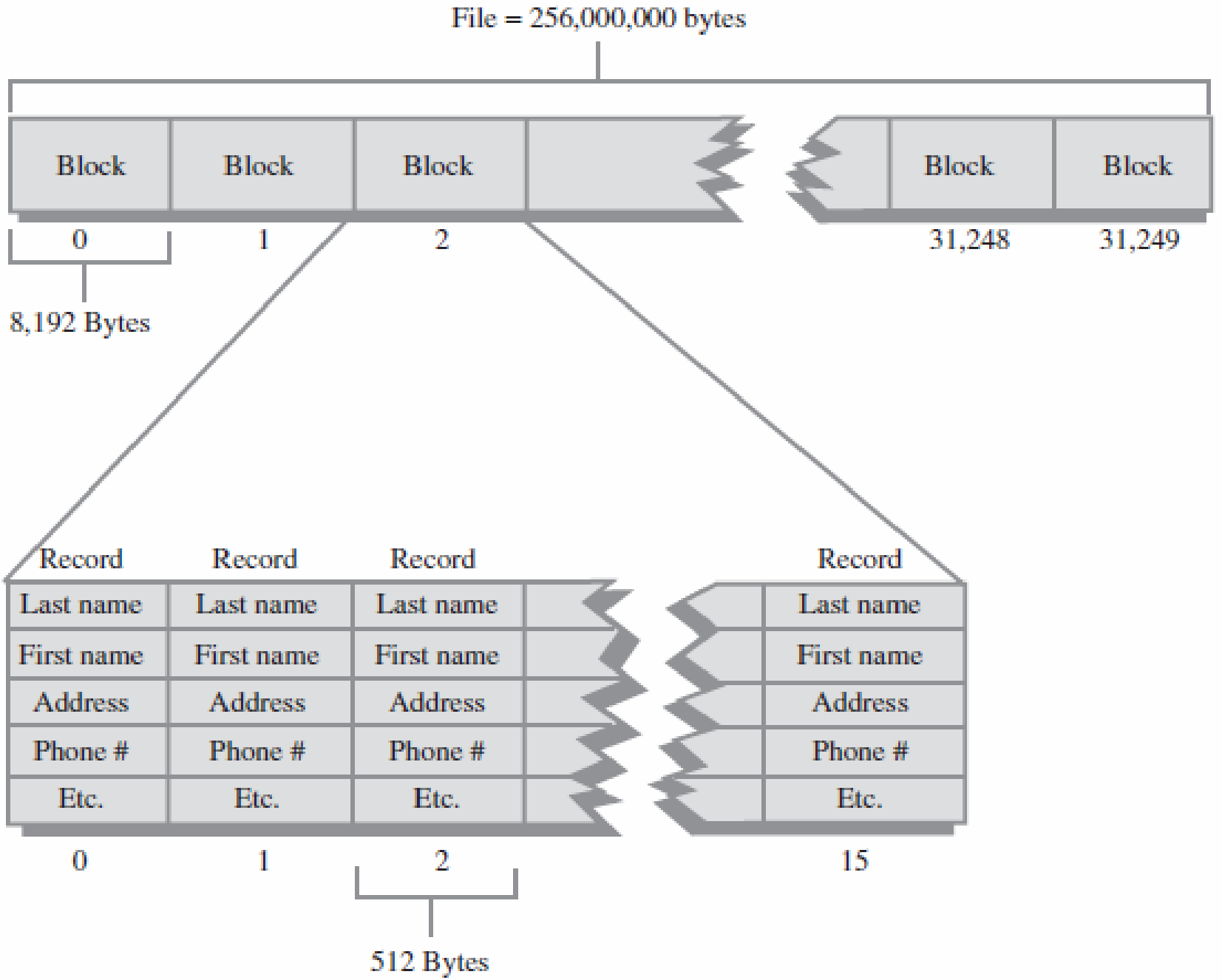
- Dacă se dorește citirea a 8.200 de octeți, se vor citi două blocuri, adică 16.384 de octeți, renunțând apoi la aproape jumătate din informația citită
- Organizând programul astfel încât să lucreze cu un bloc de date la un moment dat, se pot optimiza performanțele acestuia

# Exemplu

- Se pot memora 16 înregistrări în fiecare bloc (8.192 / 512 = 16)
- Pentru o eficiență maximă, trebuie citite câte 16 înregistrări deodată (sau multipli ai lui 16)
- Este util ca dimensiunea unei înregistrări să fie o putere a lui 2
- Astfel, se asigură potrivirea unui număr întreg de înregistrări într-un bloc

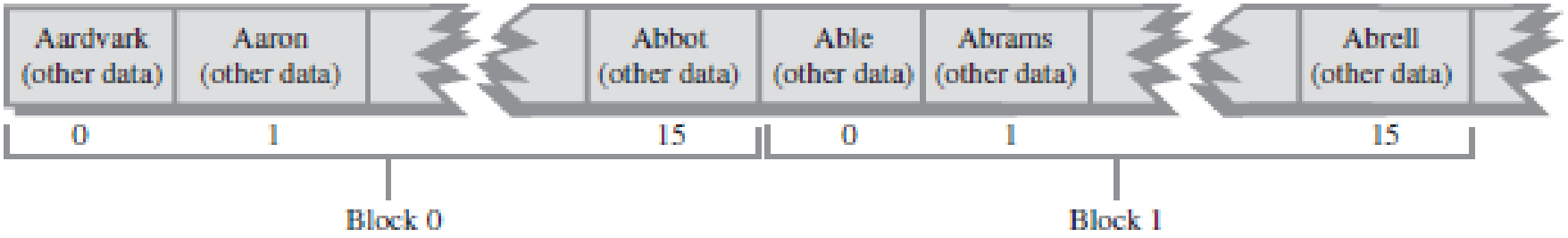
# Observații

- După poziționarea capului de citire-scriere, citirea unui bloc este destul de rapidă, executându-se în câteva milisecunde
- Timpul de acces necesar pentru citirea sau scrierea unui bloc de pe disc nu depinde foarte mult de dimensiunea blocului
- Eficiența operației de citire sau de scriere a unei singure înregistrări pe disc crește proporțional cu dimensiunea blocului


File = 256,000,000 bytes
Block
Block
Block
Block
Block
0
1
2
31,248
31,249
8,192 Bytes
Record
Record
Record
Record
Last name
First name
Address
Phone #
Etc.
0
1
2
15
512 Bytes

# Ordonare secvențială

- O modalitate de a dispune informația din baza de date într-un fișier este de a ordona toate înregistrările după un anumit criteriu, de exemplu ordinea alfabetică


Aardvark
(other data)
Aaron
(other data)
Abbot
(other data)
Able
(other data)
Abrams
(other data)
Abrell
(other data)
0
1
15
0
1
15
Block 0
Block 1

# Căutarea

- Pentru a căuta o anumită înregistrare într-un fișier ordonat secvențial, se poate utiliza metoda de căutare binară
- Se citește un bloc de înregistrări din mijlocul fișierului
- Cele 16 înregistrări sunt temporar păstrate într-o zonă de 8.192 de octeți din memoria RAM

# Exemplu

- Dacă valorile cheilor din aceste înregistrări sunt (în ordinea alfabetică) înaintea cheii căutate, ne vom deplasa la punctul care marchează trei sferturi din lungimea totală a fișierului, citind un bloc de acolo
- Dacă însă cheile apar după cea căutată, deplasarea se va efectua la punctul care corespunde unui sfert din lungimea fișierului

# Exemplu

- Prin înjumătățirea repetată a domeniului, se detectează cheia căutată
- Căutarea binară în memorie presupune efectuarea a $\log_2 N$ comparații
- Pentru 500.000 de chei, se obțin 19 comparații
- Dacă fiecare comparație se efectuează în 10 $\mu$s, timpul total va fi de 190 $\mu$s

# Exemplu

- Dacă datele sunt memorate pe disc, din cauză că fiecare acces la disc durează mult, este mai relevant să se urmărească numărul acceselor la disc, decât numărul total de înregistrări
- Timpul necesar pentru a citi un bloc de înregistrări este mult mai mare decât timpul în care se poate căuta o cheie în cele 16 înregistrări din bloc, după transferul blocului în memorie

# Observații

- Accesul la disc este mult mai lent decât accesul la memorie
- Se citește un bloc întreg deodată, iar numărul blocurilor este mult mai mic decât cel al înregistrărilor
- Pentru exemplul cu 31.250 de blocuri, $\log_2 31250 \approx 15$
- Sunt necesare 15 accese la disc, pentru a găsi o înregistrare dată

# Observații

- În practică, acest număr se micșorează, din cauză că se citesc 16 înregistrări dintr-o dată
- În primii pași ai căutării binare, înregistrările multiple din memorie nu sunt de prea mare folos, deoarece următorul acces la fișier se va efectua la o distanță foarte mare de cel curent

# Observații

- Când se ajunge aproape de cheia căutată, următoarea înregistrare dorită se poate afla deja în memorie, fiind parte a aceluiași bloc de 16
- Numărul necesar de comparații se va reduce cu aproximativ 2
- Se efectuează aproximativ 13 accese la disc, care durează fiecare 10 ms
- Timpul total este de aproximativ 130 ms

# Inserarea

- Când se dorește inserarea (sau ștergerea) unui element dintr-un fișier ordonat secvențial, ambele operații presupun deplasarea, în medie, a jumătate din înregistrări și, în consecință, a jumătate din blocuri

# Inserarea

- Deplasarea unui bloc necesită două accese la disc, unul pentru citirea blocului și celălalt pentru scriere
- După localizarea punctului de inserare, blocul în care acesta se găsește este transferat într-o zonă de memorie

# Inserarea

- Ultima înregistrare din bloc este salvată, după care se deplasează numărul corespunzător de înregistrări, pentru a face loc noii înregistrări, care va fi inserată
- Conținutul zonei este scris înapoi pe disc
- Se citește apoi următorul bloc în memorie

# Inserarea

- Ultima sa înregistrare este salvată, iar toate celelalte se deplasează cu o poziție spre dreapta, după care ultima înregistrare a blocului precedent este inserată la începutul zonei
- Conținutul zonei este scris din nou pe disc
- Operația va continua până când toate blocurile, situate după locul de inserare, vor fi scrise înapoi pe disc

# Exemplu

- Se presupune că sunt 31.250 de blocuri
- Va trebui să citim și să rescriem, în medie, 15.625 dintre ele
- La 10 ms pentru fiecare citire sau scriere, rezultă că fiecare inserare durează mai mult de 5 minute

# Observații

- O altă problemă a ordonării secvențiale este că permite căutarea rapidă după o singură cheie
- Dacă se dorește aflarea persoanei cu un anumit număr de telefon, nu se poate utiliza căutarea binară, deoarece datele sunt ordonate după nume

# Observații

- Trebuie parcurs întregul fișier, bloc cu bloc, utilizând accesul secvențial
- Aceasta presupune citirea, în medie, a jumătate dintre blocuri, operație care durează aproximativ 150 s, o performanță foarte slabă pentru o căutare
- Este necesar un mod mai eficient de memorare a informației pe disc

# Arbori B

- Arborii utilizați pentru memorarea externă se numesc **arbori B**
- Arborii B au fost concepuți ca structuri eficiente pentru memorarea externă de R. Bayer și E. M. McCreight, în 1972
- Un arbore B este asemănător cu un arbore 2-3-4, dar are mai multe elemente în fiecare nod

# Un bloc în fiecare nod

- Accesul la disc are o eficiență maximă când se citește sau se scrie un bloc întreg dintr-o dată
- Într-un arbore, entitatea care conține elemente este un nod
- Se memorează un întreg bloc de date în fiecare nod al unui arbore

# Observații

- Citirea unui nod va asigura accesul la o cantitate maximă de informație, într-un timp minim
- Într-un arbore, trebuie memorate și legăturile către alte noduri (deci către alte blocuri, deoarece un nod corespunde unui bloc)

# Observații

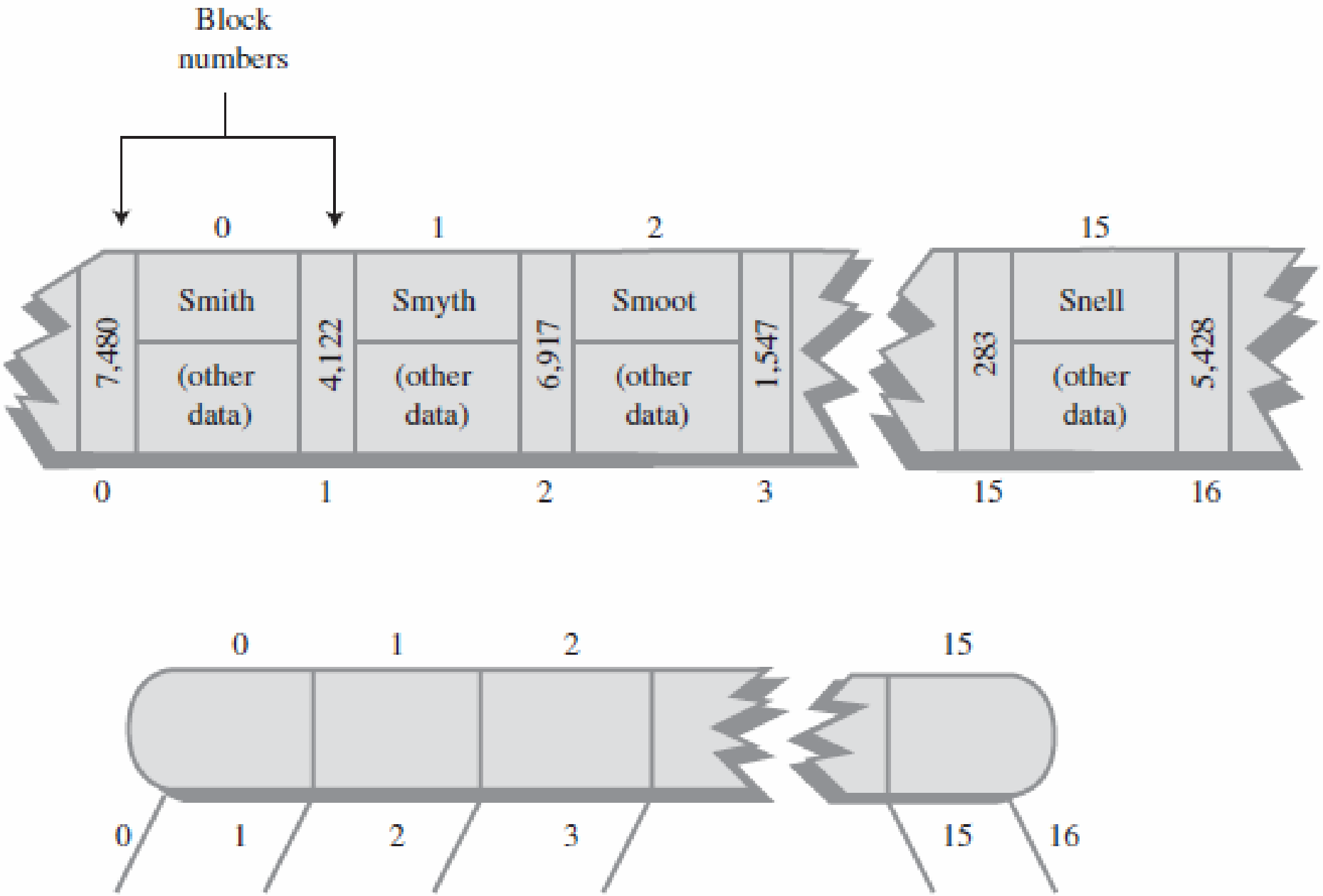
- Într-un arbore stocat în memorie, aceste legături sunt pointeri către noduri aflate în alte zone de memorie
- Pentru un arbore stocat într-un fișier pe disc, legăturile vor fi numerele unor blocuri din fișier (cuprinse între 0 și 31.249)

# Observații

- Nu pot fi compactate 16 înregistrări de 512 octeți într-un bloc, din cauza spațiului ocupat de legăturile către nodurile fii
- Se poate reduce numărul înregistrărilor din bloc la 15, pentru a crea loc pentru legături, dar este mai eficient ca numărul înregistrărilor dintr-un nod sa fie par, deci se reduce dimensiunea unei înregistrări la 507 octeți

# Observații

- Nodul va conține 17 legături către noduri fii (cu una mai mult decât numărul de elemente), care vor ocupa 68 de octeți (17 * 4)
- Astfel, rămâne suficient loc pentru 16 înregistrări de câte 507 octeți, 12 octeți rămânând neutilizați (507 * 16 + 68 = 8.180)
- Figura prezintă un bloc dintr-un arbore B, împreună cu nodul corespunzător acestuia


Block numbers
0
1
2
15
7,480
Smith
(other data)
4,122
Smyth
(other data)
6,917
Smoot
(other data)
1,547
283
Snell
(other data)
5,428
0
1
2
3
15
16
0
1
2
15
0
1
2
3
15
16

# Observații

- În fiecare nod, datele sunt ordonate după chei, ca într-un arbore 2-3-4
- Structura unui arbore B este similară cu cea a unui arbore 2-3-4, cu excepția faptului că există mai multe elemente în fiecare nod și mai multe legături către fii

# Definiții

- **Ordinul** unui arbore B reprezintă **numărul maxim de fii** pe care îi poate avea un anumit nod
- În exemplu, arborele B are ordinul 17

# Căutarea

- Căutarea unei înregistrări cu o anumită cheie se efectuează la fel ca într-un arbore 2-3-4
- Mai întâi, se citește într-o zonă de memorie blocul care conține nodul rădăcină

# Căutarea

- Se examinează pe rând fiecare din cele 15 înregistrări (sau, dacă nodul nu este complet, se examinează toate înregistrările existente), începând cu cea numerotată cu 0
- Când se găsește o cheie mai mare decât valoarea căutată, se continuă cu fiul a cărui legătură se află între înregistrarea curentă și cea precedentă

# Căutarea

- Procesul continuă până la găsirea nodului căutat
- Dacă se ajunge la un nod frunză fără a găsi cheia, aceasta nu se află în arbore

# Inserarea

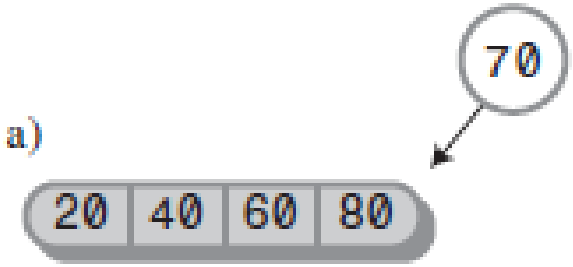
- Operația de inserare într-un arbore B este diferită față de inserarea într-un arbore 2-3-4
- Într-un arbore 2-3-4, există multe noduri incomplete, care conțin un singur element
- Divizarea unui nod generează întotdeauna două noduri cu câte un singur element
- Această soluție nu este convenabilă în cazul arborilor B

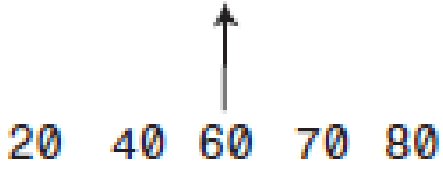
# Inserarea

- Într-un arbore B, este foarte important ca nodurile să fie cât mai pline posibil, astfel încât fiecare acces la disc, care va citi un nod întreg, să acceseze o cantitate maximă de informație
- În acest scop, operația de inserare diferă de inserarea în arborii 2-3-4 prin 3 aspecte

# Inserarea

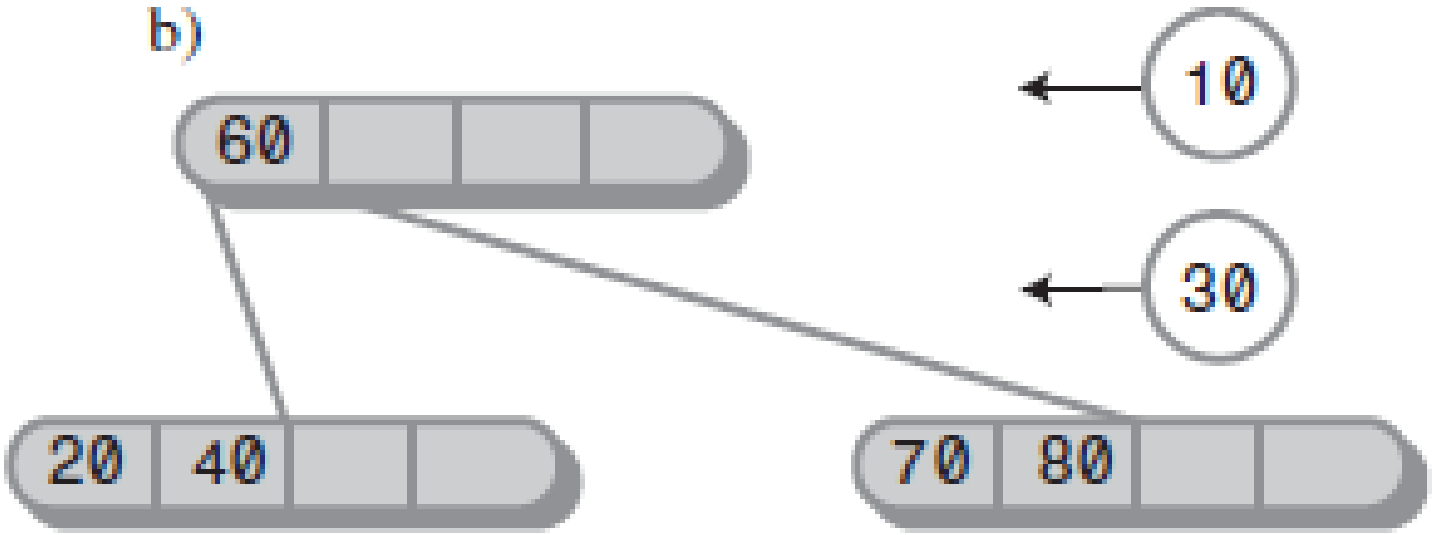
- 1) Divizarea unui nod împarte elementele în mod egal – jumătate sunt distribuite nodului nou creat, iar cealaltă jumătate rămân în cel vechi
- 2) Divizările de noduri se efectuează de jos în sus
- 3) Elementul care va fi inserat în nodul părinte nu este cel din mijlocul nodului divizat, ci cel din mijlocul secvenței formate din elementele nodului și noul element


a)
70
20
40
60
80


20
40
60
70
80

# Observații

- Nodul rădăcină este deja complet
- Elementele cu cheile 20, 40, 60 și 80 au fost deja inserate în arbore
- Se inserează nodul cu cheia 70, fiind necesară divizarea rădăcinii
- Din cauză că nodul divizat este chiar rădăcina, se creează două noduri noi: o rădăcină nouă și un nod aflat la dreapta celui divizat

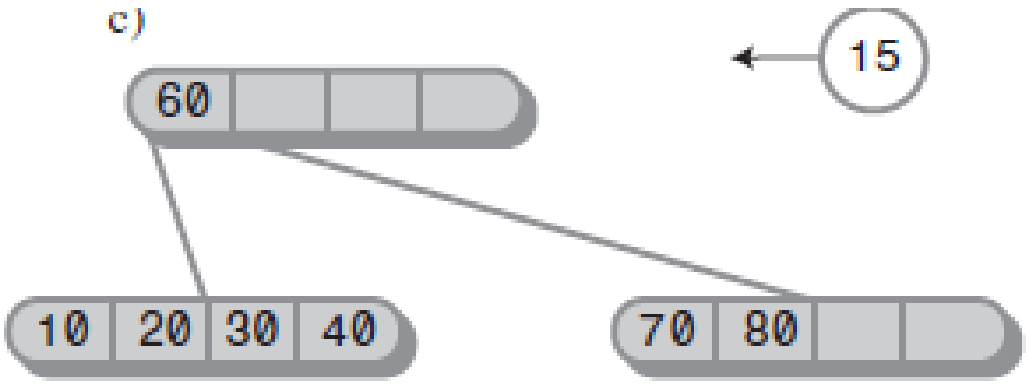

b)
60
10
30
20
40
70
80

# Observații

- Pentru a stabili locul în care se deplasează cele 5 elemente, algoritmul ordonează crescător valorile acestora, într-o zonă de memorie internă
- Patru dintre acestea provin de la nodul divizat, iar a cincea este valoarea inserată

# Observații

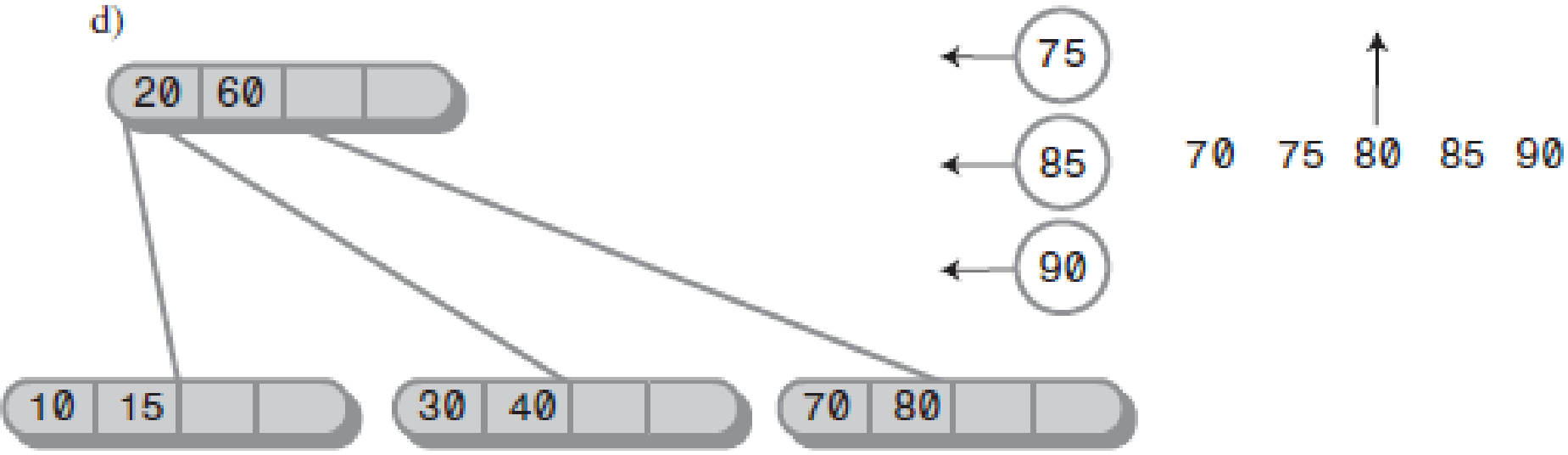
- Elementul central al secvenței, 60, este inserat în noua rădăcină
- Toate elementele situate la stânga celui central rămân în nodul care a fost divizat, iar cele de la dreapta sunt inserate în nodul din dreapta
- Dacă se inserează încă două elemente, 10 și 30, acestea vor completa fiul stâng


c)
15
60
10
20
30
40
70
80


10
15
20
30
40

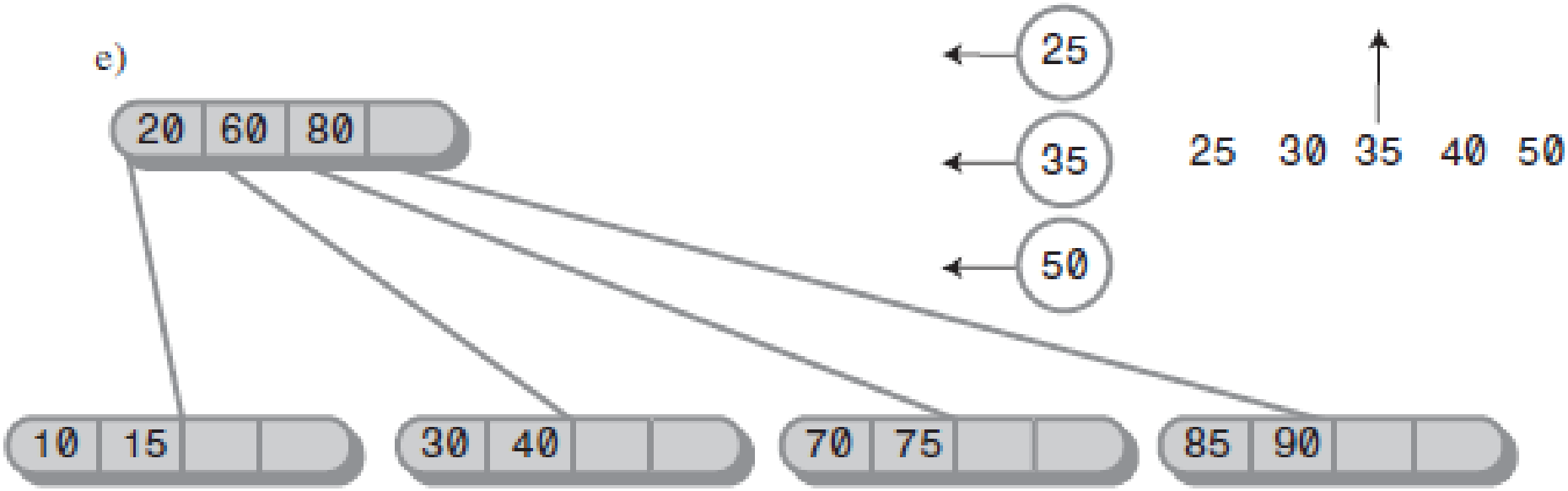
# Observații

- Următorul element inserat, 15, va diviza fiul stâng
- Elementul 20 se deplasează în sus, în nodul rădăcină


d)
20
60
75
85
90
10
15
30
40
70
80
70
75
80
85
90

# Observații

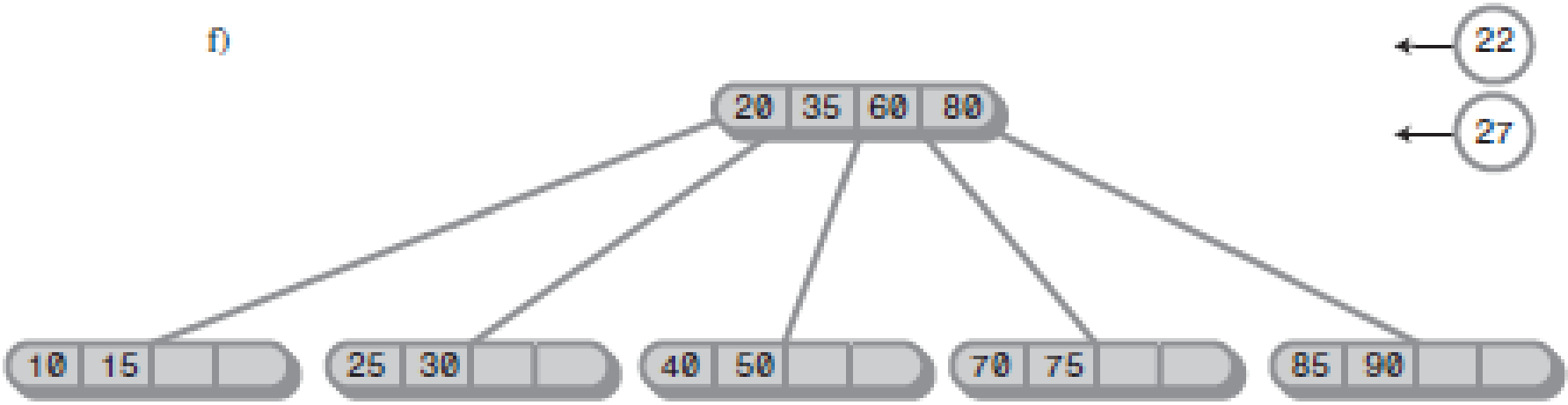
- La inserarea a încă trei elemente, 75, 85 și 90, primele două completează cel de-al treilea fiu, iar al treilea determină divizarea acestuia, operație în urma căreia se creează un nod nou, iar elementul central, 80, se deplasează în rădăcină


e)
20 60 80
25
35
50
25 30 35 40 50
10 15
30 40
70 75
85 90

# Observații

- Dacă se adaugă încă trei elemente, cu valorile 25, 35 și 50, primele două completează al doilea fiu, iar al treilea îi determină divizarea, în urma căreia se creează un nod nou, iar elementul central, 35, se deplasează în rădăcină

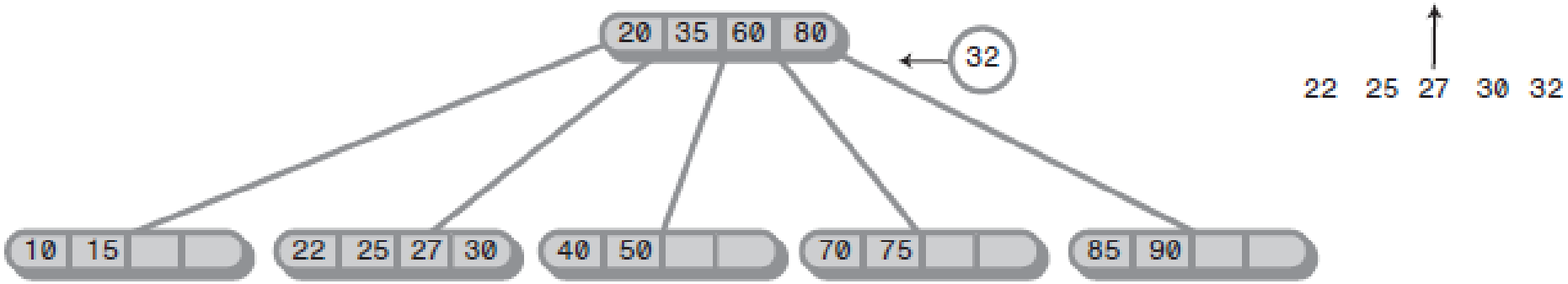
f)



# Observații

- Rădăcina este completă
- Inserările ulterioare nu vor determina neapărat o divizare, deoarece nodurile se divid numai la inserarea unui element într-un nod complet, nu și atunci când se întâlnesc noduri complete, la parcurgerea descendentă a arborelui
- 22 și 27 se inserează în cel de al doilea fiu, fără a mai produce divizări

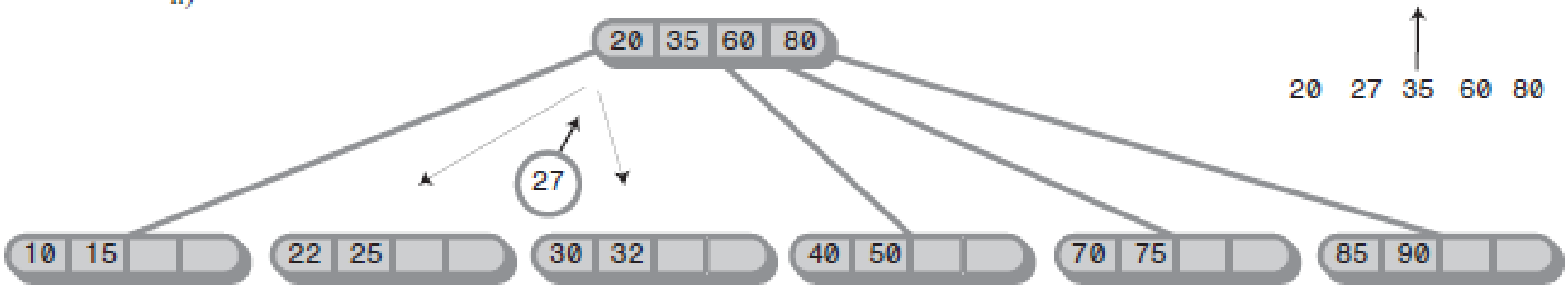
g)



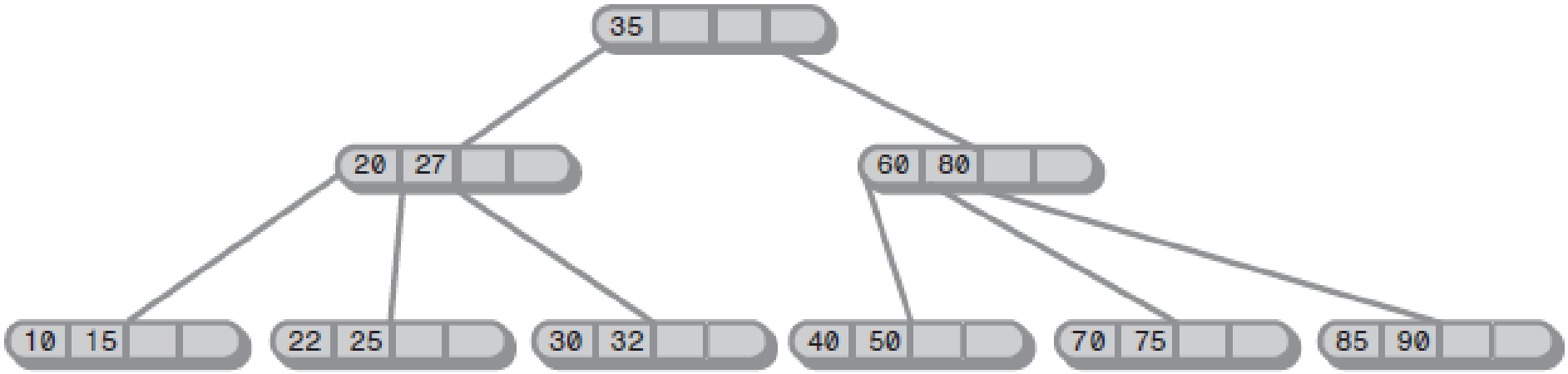
# Observații

- Următorul element inserat, 32, produce două divizări
- Al doilea nod fiu este complet, deci va fi divizat
- Elementul 27, care se deplasează în sus în urma divizării, nu poate fi inserat în rădăcina completă
- Rădăcina trebuie sa fie divizată

h)



i)



# Observații

- Pe parcursul inserării, niciun nod (cu excepția rădăcinii) nu poate conține mai puțin de jumătate din numărul maxim de elemente
- Multe dintre noduri sunt aproape complete
- Aceasta conduce la o creștere a eficienței, din cauză că la accesul care citește un nod, se citește întotdeauna o cantitate substanțială de informații

# Eficiența arborilor B

- Din cauză că fiecare nod conține multe înregistrări, iar fiecare nivel conține multe noduri, operațiile asupra arborilor B sunt rapide, ținând cont că datele sunt memorate pe disc

# Exemplu

- Pentru baza de date sunt 500.000 de înregistrări
- Toate nodurile din arborele B sunt cel puțin pe jumătate complete, deci conțin cel puțin 8 înregistrări și 9 legături către fii
- Înălțimea arborelui este mai mică decât $\log_9 N$, unde N = 500.000
- $\log_9 500{,}000 = 5{,}972$
- Arborele necesită numai 6 niveluri

# Observații

- Utilizând un arbore B, sunt suficiente 6 accese la disc, pentru a găsi orice înregistrare dintr-un fișier cu 500.000 de înregistrări
- Dacă fiecare acces durează 10 ms, totalul este de 60 ms
- Timpul este mult mai bun decât în cazul căutării binare printr-un fișier ordonat secvențial

# Observații

- Cu cât fiecare nod conține mai multe înregistrări, cu atât numărul nivelurilor din arbore va fi mai mic
- Arborele B din exemplu are 6 niveluri, chiar dacă fiecare nod conține maxim 16 înregistrări
- Comparativ, un arbore binar cu 500.000 de elemente are 19 niveluri, iar un arbore 2-3-4 are 10 niveluri

# Observații

- Utilizând blocuri cu sute de înregistrări, se poate reduce numărul nivelurilor din arbore, îmbunătățind astfel timpii de acces
- Căutarea este mult mai rapidă în arborii B decât în cazul fișierelor secvențiale, iar avantajul arborilor B se observă la operațiile de inserare și de ștergere

# Observații

- Pentru inserarea într-un arbore B, în cazul în care nu se divizează niciun nod, 6 accese sunt suficiente pentru găsirea punctului de inserare
- Se mai efectuează încă un acces pentru a scrie înapoi pe disc blocul cu noua înregistrare inserată
- Se obțin în total 7 accese

# Observații

- Dacă nodul trebuie divizat, acesta este mai întâi citit, jumătate din înregistrările sale sunt apoi șterse, după care blocul este scris înapoi pe disc
- Nodul nou creat trebuie scris pe disc, după care se citește nodul său părinte, în care se inserează o înregistrare, blocul fiind scris înapoi pe disc
- Operația presupune 5 accese în plus, față de cele 6 necesare pentru a găsi locul de inserare

# Indexarea

- O altă soluție de a îmbunătăți viteza de acces la fișiere este de a păstra înregistrările în ordine secvențială, utilizând un index pentru accesul la date
- Un **index** într-un fișier reprezintă o listă de perechi cheie/bloc, perechile fiind dispuse în ordinea cheilor

# Exemplu

- În baza de date sunt 500.000 de înregistrări de câte 512 octeți fiecare
- Fiecare dintre cele 31.250 de blocuri conține 16 înregistrări

# Exemplu

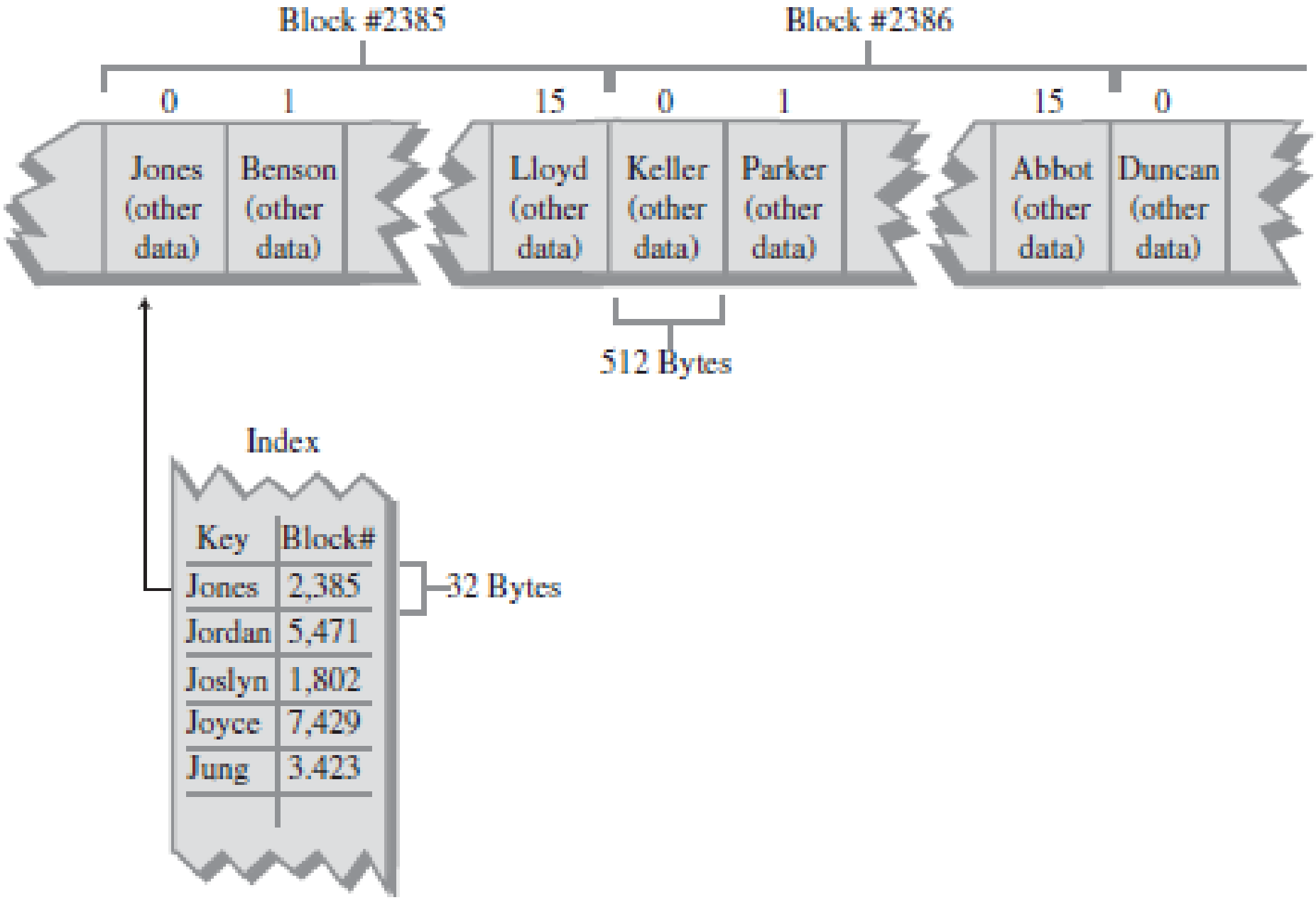
- Dacă se utilizează numele pe post de cheie de căutare, fiecare intrare în index va conține două elemente:
  - Cheia
  - Numărul blocului din fișier în care este memorată înregistrarea; aceste numere sunt cuprinse între 0 și 31.249

# Exemplu

- Cheia se reprezintă printr-un șir de caractere cu lungimea maximă de 28 de octeți, iar numărul blocului pe 4 octeți
- Fiecare intrare în index necesită 32 de octeți
- Aceasta ocupă numai 1/16 din memoria necesară pentru o înregistrare din fișier

# Observații

- Intrările din index sunt ordonate secvențial după nume
- Înregistrările originale de pe disc pot fi memorate în ordinea cea mai convenabilă
- De regulă, inserarea noilor înregistrări se efectuează la sfârșitul fișierului, adică înregistrările vor fi ordonate după momentul inserării lor


Block #2385
Block #2386
0
1
15
0
1
15
0
Jones (other data)
Benson (other data)
Lloyd (other data)
Keller (other data)
Parker (other data)
Abbot (other data)
Duncan (other data)
512 Bytes
Index
Key
Block#
Jones
2,385
Jordan
5,471
Joslyn
1,802
Joyce
7,429
Jung
3.423
32 Bytes

# Fișierul index în memorie

- Fiind mult mai mic decât fișierul original, fișierul index încape în memoria RAM
- Fiecărei înregistrări îi corespunde o poziție de 32 de octeți din index
- Indexul va ocupa 32 * 500.000 = 1.600.000 octeți (1,6 MB)
- Indexul poate fi memorat pe disc, fiind citit în memorie la fiecare lansare a programului care gestionează baza de date

# Căutarea

- Păstrarea indexului în memoria RAM permite efectuarea unor operații mai rapide asupra fișierului
- Căutarea binară presupune 19 accese la index
- La un timp de 20 μs pentru fiecare acces, rezultă un timp total de numai 4/10.000 dintr-o secundă

# Căutarea

- Apoi, se mai consumă un timp pentru citirea înregistrării propriu-zise din fișier, după ce numărul de bloc al acesteia a fost găsit în index
- Se efectuează un singur acces la disc, care durează 10 ms

# Inserarea

- Pentru a insera un element nou într-un fișier indexat, sunt necesari doi pași
- Se inserează mai întâi înregistrarea completă în fișierul principal, apoi se inserează în index o intrare, care va conține cheia și numărul blocului în care este memorată înregistrarea

# Inserarea

- Indexul fiind în ordine secvențială, inserarea unui nou element presupune, în medie, deplasarea a jumătate din intrări
- Presupunând 2 μs necesare pentru deplasarea unui octet în memorie, inserarea unei noi intrări în index va dura 250.000 * 32 * 2 μs, adică 16 s

# Observații

- Comparativ cu timpul de inserare într-un fișier secvențial neindexat, care este de 5 min, valoarea obținută este bună
- Nu trebuie deplasată nicio înregistrare în fișierul original
- Noile înregistrări sunt adăugate la sfârșitul fișierului

# Observații

- Singurele accese la disc necesare pentru inserarea într-un fișier indexat sunt cele care implică efectiv noua înregistrare
- Se citește în memorie ultimul bloc din fișier, se adaugă noua înregistrare, iar blocul este scris înapoi pe disc
- Sunt suficiente numai două accese la disc

# Indexuri multiple

- Un avantaj al indexării este posibilitatea utilizării unor indexuri multiple, fiecare dintre acestea fiind asociat unei chei distincte, pentru un același fișier de date
- Într-unul dintre indexuri, cheile pot fi numele, iar în altele, numerele de telefon sau adresele

# Observații

- Din cauză că indexurile au dimensiuni reduse, în comparație cu fișierul de date, volumul total de date memorate nu va crește peste o anumită limită
- Ștergerea unui element din fișierul de date va fi mai dificilă, deoarece trebuie șterse pozițiile corespunzătoare acelui element în toate indexurile

# Indexul nu încape în memorie

- Dacă indexul nu încape în memorie, trebuie despărțit, la rândul său, în blocuri și păstrat pe disc
- Pentru fișiere mari, este eficientă memorarea indexului sub forma unui arbore B
- În fișierul de date, înregistrările pot fi memorate în ordinea cea mai convenabilă

# Observații

- Această soluție este eficientă
- Adăugarea înregistrărilor la sfârșitul fișierului de date este o operație rapidă, iar inserarea poziției corespunzătoare noului element în index este rapidă, deoarece indexul este un arbore
- Se obțin timpi buni de căutare și de inserare pentru fișierele de dimensiuni mari

# Observații

- Când indexul este memorat ca arbore B, fiecare nod conține un anumit număr de elemente și un număr de fii cu o unitate mai mare
- Pointerii către fii reprezintă numerele blocurilor altor noduri din index
- Elementele conțin o cheie și un pointer către un bloc din fișierul principal

# Criterii complexe de căutare

- În operațiile complexe de căutare, abordarea cea mai practică este de a citi fiecare bloc din fișier în mod secvențial
- Se presupune că se dorește găsirea tuturor persoanelor cu un anumit prenume, care locuiesc într-un anumit oraș

# Observații

- Soluția nu este de a indexa fișierul după nume
- Chiar dacă fișierul ar fi indexat atât după prenume, cât și după oraș, tot nu ar exista o modalitate rapidă de a găsi înregistrările care conțin un anumit prenume și un anumit oraș

# Observații

- În astfel de cazuri, cea mai rapidă metodă este de a citi fișierul în mod secvențial, bloc cu bloc, verificând dacă fiecare înregistrare îndeplinește toate criteriile

# Sortarea fișierelor externe

- Algoritmul utilizat pentru sortarea datelor memorate extern este sortarea prin interclasare
- Alegerea acestui algoritm este justificată prin faptul că permite efectuarea acceselor la disc în zone adiacente din fișier, care sunt mult mai frecvente

# Sortarea prin interclasare

- Sortarea prin interclasare funcționează recursiv, autoapelându-se pentru a sorta secvențe din ce în ce mai mici
- După sortarea a două dintre cele mai mici secvențe, acestea sunt interclasate într-o secvență sortată de lungime dublă
- Se interclasează apoi secvențe din ce în ce mai mari, până la sortarea întregului fișier

# Observații

- Metoda este similară în cazul sortării externe
- Cea mai mică secvență, care poate fi citită de pe disc, este un bloc de înregistrări
- Operația se efectuează în două etape
- În prima etapă, se citește un bloc, înregistrările acestuia sunt sortate intern, iar blocul sortat obținut este scris înapoi pe disc

# Observații

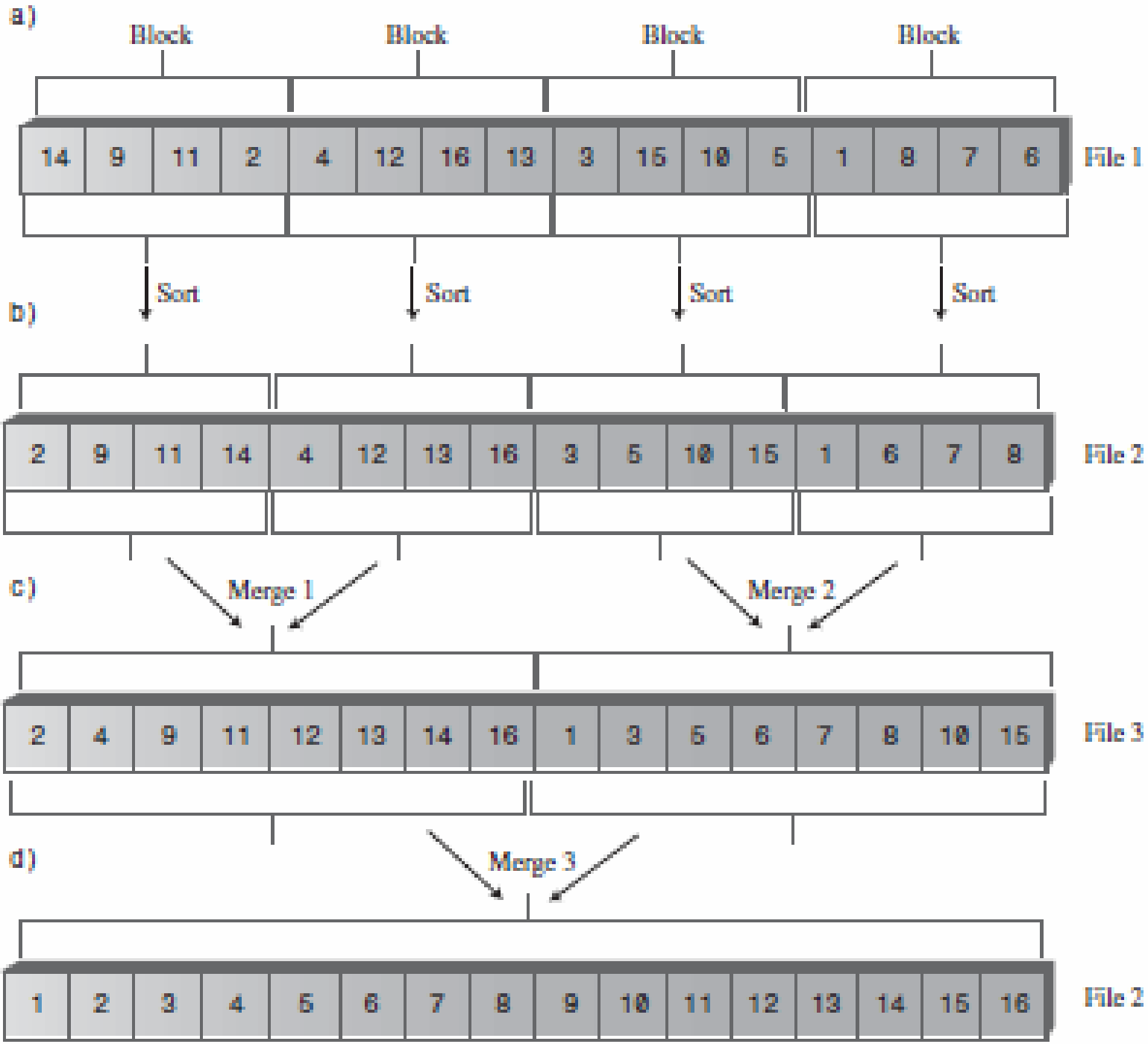
- Următorul bloc este sortat în mod similar și scris înapoi pe disc
- Această etapă se termină când toate blocurile sunt sortate intern
- În cea de-a doua etapă, se citesc două blocuri sortate, acestea fiind interclasate într-o secvență sortată de două blocuri, care va fi scrisă înapoi pe disc

# Observații

- Se continuă până la interclasarea tuturor perechilor de blocuri adiacente
- Se interclasează apoi toate perechile de secvențe de 2 blocuri, rezultând secvențe de 4 blocuri
- La fiecare pas, dimensiunea secvențelor sortate se dublează, până când tot fișierul va fi sortat

# Exemplu

- Fișierul constă din 16 înregistrări, grupate în 4 blocuri, a câte 4 înregistrări fiecare
- Memoria internă are o capacitate de 3 blocuri
- Numărul din fiecare înregistrare este cheia acelei înregistrări


a)
Block
Block
Block
Block
14 9 11 2 4 12 16 13 3 15 10 5 1 8 7 6
File 1
b)
Sort
Sort
Sort
Sort
2 9 11 14 4 12 13 16 3 5 10 15 1 6 7 8
File 2
c)
Merge 1
Merge 2
2 4 9 11 12 13 14 16 1 3 5 6 7 8 10 15
File 3
d)
Merge 3
1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12 13 14 15 16
File 2

# Sortarea internă a blocurilor

- În prima etapă, toate blocurile din fișier sunt sortate intern
- Aceasta se realizează prin citirea fiecărui bloc în memorie și sortarea înregistrărilor, utilizând un algoritm de sortare internă, cum este sortarea rapidă sau sortarea prin inserție
- Se poate utiliza un al doilea fișier pentru a memora blocurile sortate

# Interclasarea

- În cea de a doua etapă, se interclasează blocurile sortate
- În primul pas, se interclasează fiecare pereche de blocuri, rezultând o secvență sortată alcătuită din 2 blocuri
- Blocurile 2-9-11-14 și 4-12-13-16 se interclasează, rezultând secvența 2-4-9-11-12-13-14-16

# Interclasarea

- În cel de-al doilea pas, cele două secvențe de 8 înregistrări sunt sortate, rezultând o singură secvență de 16 înregistrări
- Sortarea fișierelor mai mari presupune efectuarea unui număr mai mare de pași
- Pașii de interclasare pot utiliza alternativ două fișiere

# Tablouri interne

- Din cauză că memoria internă are o capacitate de numai 3 blocuri, operația de interclasare se efectuează în mai multe etape
- Se presupune că există trei tablouri, **arr1**, **arr2** și **arr3**, iar fiecare dintre acestea are capacitatea de a memora un bloc

# Exemplu

- În prima interclasare, blocul 2-9-11-14 este citit în tabloul arr1, iar 4-12-13-16 în arr2
- Aceste două tablouri sunt apoi sortate prin interclasare în arr3
- Din cauză că tabloul arr3 are capacitatea unui singur bloc, se va umple înaintea terminării operației

# Exemplu

- Când tabloul se umple, conținutul său este scris pe disc
- Sortarea continuă și tabloul arr3 este din nou completat
- Operația se termină, iar conținutul tabloului arr3 este scris încă o dată pe disc

# Prima sortare

- 1) Citește 2-9-11-14 în arr1
- 2) Citește 4-12-13-16 în arr2
- 3) Interclasează 2, 4, 9, 11 în arr3 și scrie secvența pe disc
- 4) Interclasează 12, 13, 14, 16 în arr3 și scrie secvența pe disc

# A doua sortare

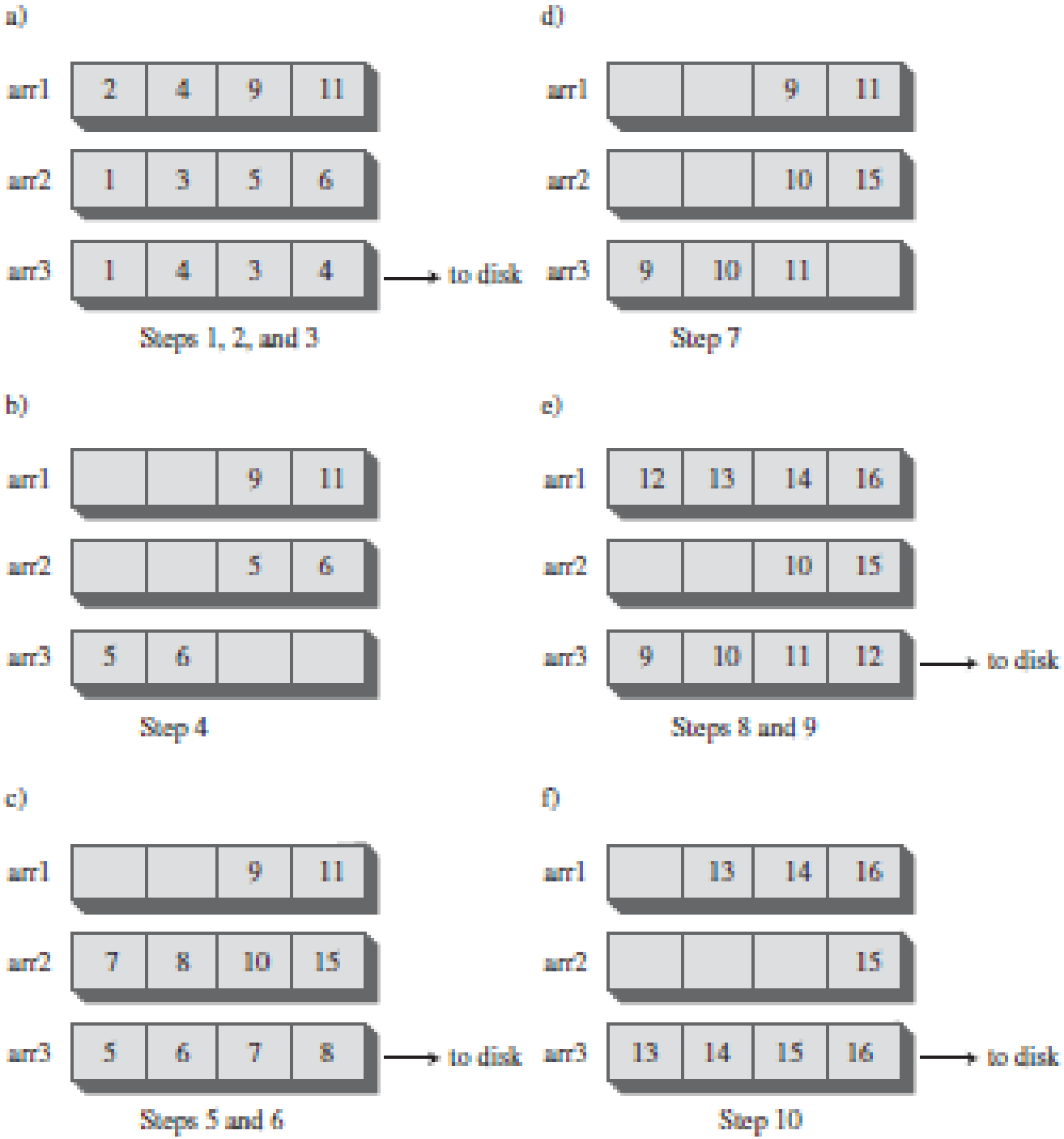
- 1) Citește 3-5-10-15 în arr1
- 2) Citește 1-6-7-8 în arr2
- 3) Interclasează 1, 3, 5, 6 în arr3 și scrie secvența pe disc
- 4) Interclasează 7, 8, 10, 15 în arr3 și scrie secvența pe disc

# A treia sortare

- 1) Citește 2-4-9-11 în arr1
- 2) Citește 1-3-5-6 în arr2
- 3) Interclasează 1, 2, 3, 4 în arr3 și scrie secvența pe disc
- 4) Interclasează 5, 6 în arr3 (arr2 se eliberează)
- 5) Citește 7-8-10-15 în arr2

# A treia sortare

- 6) Interclasează 7, 8 în arr3 și scrie secvența pe disc
- 7) Interclasează 9, 10, 11 în arr3 (arr1 se eliberează)
- 8) Citește 12-13-14-16 în arr1
- 9) Interclasează 12 în arr3 și scrie secvența pe disc
- 10) Interclasează 13, 14, 15, 16 în arr3 și scrie secvența pe disc


a)
arr1 2 4 9 11
arr2 1 3 5 6
arr3 1 4 3 4
to disk
Steps 1, 2, and 3
b)
arr1 9 11
arr2 5 6
arr3 5 6
Step 4
c)
arr1 9 11
arr2 7 8 10 15
arr3 5 6 7 8
to disk
Steps 5 and 6
d)
arr1 9 11
arr2 10 15
arr3 9 10 11
Step 7
e)
arr1 12 13 14 16
arr2 10 15
arr3 9 10 11 12
to disk
Steps 8 and 9
f)
arr1 13 14 16
arr2 15
arr3 13 14 15 16
to disk
Step 10

# Concluzii

- Prin memorare externă se înțelege stocarea datelor în afara memoriei RAM, de regulă pe un disc
- Suportul extern are capacitate de memorare mai mare, este mai ieftin (raportat la un octet), dar mai lent decât memoria RAM

# Concluzii

- Datele de pe suport extern sunt de regulă transferate în memorie, câte un bloc la fiecare moment de timp
- Datele pot fi aranjate pe suport extern în ordine secvențială
- Această soluție conduce la timpi buni de căutare, dar la inserări și ștergeri foarte lente

# Concluzii

- Un arbore B este un arbore multicăi, în care fiecare nod poate avea zeci sau sute de chei și noduri fii
- Fiecare nod al unui arbore B are un număr de fii și un număr de chei mai mic cu o unitate decât numărul de fii

# Concluzii

- Pentru optimizarea performanțelor, fiecare nod dintr-un arbore B conține, de regulă, un bloc de date
- În cazul criteriilor de căutare bazate pe mai multe chei, parcurgerea secvențială a tuturor înregistrărilor din fișier este soluția cea mai adecvată