

Recuperarea datelor

Recuperarea datelor și ACID

Atomicitatea

- garantată prin refacerea efectului acțiunilor corespunzătoare tranzacțiilor necomise.

Durabilitatea

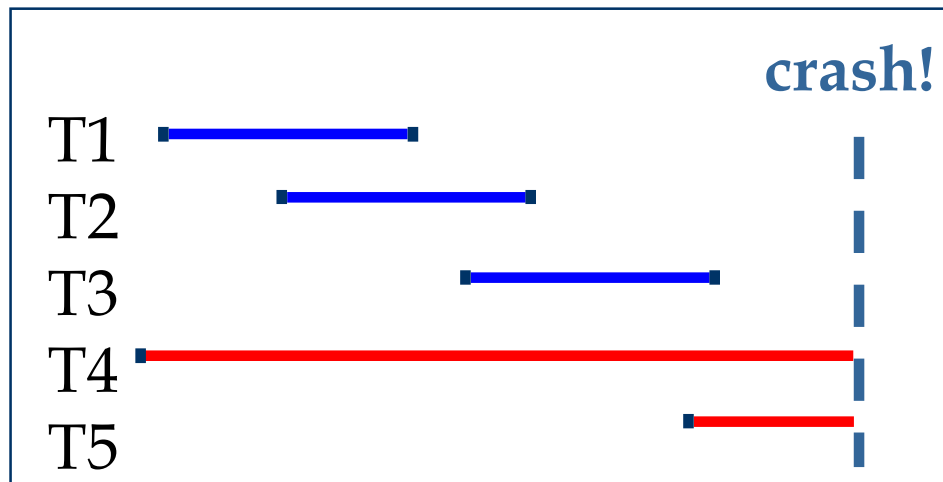
- garantată prin asigurarea faptului că toate acțiunile tranzacțiilor comise “rezistă” erorilor și întreruperilor neașteptate ale funcționării sistemului.

Exemplu

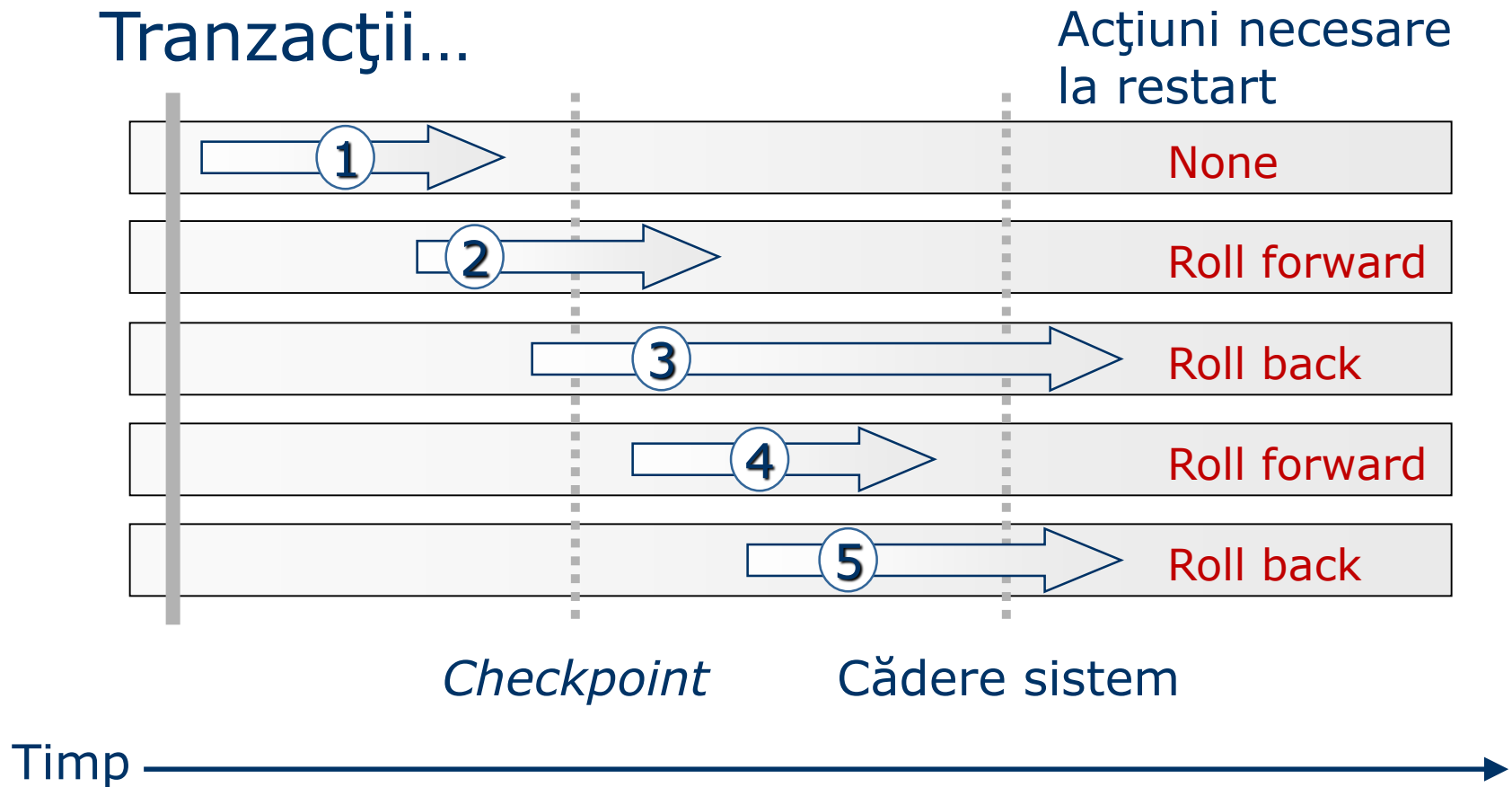
- Atomicitate:
 - Execuția tranzacțiilor poate eșua.
- Durabilitate:
 - Ce se întâmplă dacă SGBD-ul își oprește execuția?

Comportamentul dorit după repornirea sistemului:

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



Exemplu

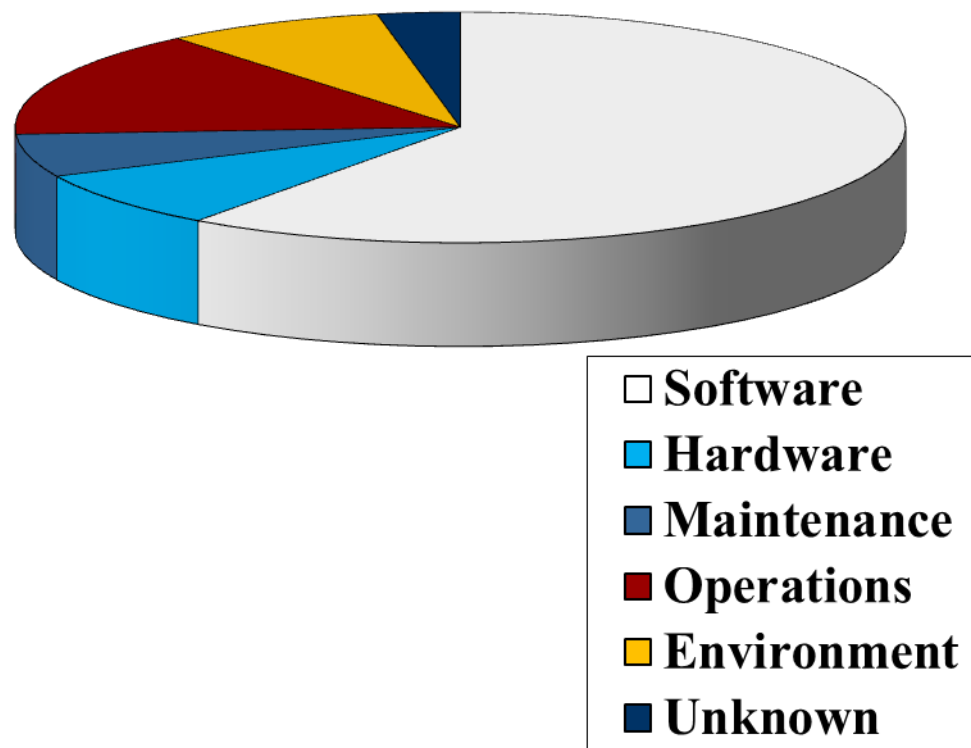


Surse ale întreruperilor

- 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*
- in medie 3% din tranzacții eșuează (date de intrare eronate, cicluri infinite, depășirea limitei de resurse)

(2) Eșuarea sistemului

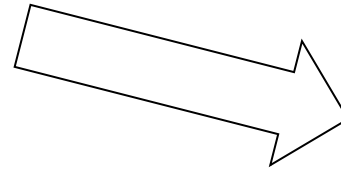
- Eșuarea procesorului, memoriei interne, etc...
- Conținutul memoriei interne se pierde însă memoria secundară nu este afectată

(3) Eșecuri media

- Pierdere date de pe hard disk

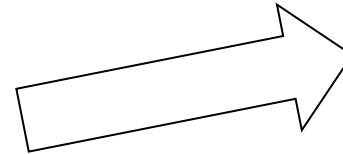
Categorii generale de întreruperi

(1) Eșuarea tranzacțiilor

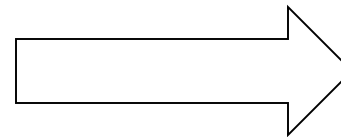


simple

(2) Eșuarea sistemului



(3) Eșecuri media



catastrofale

Recuperarea datelor

■ Eșecuri simple

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

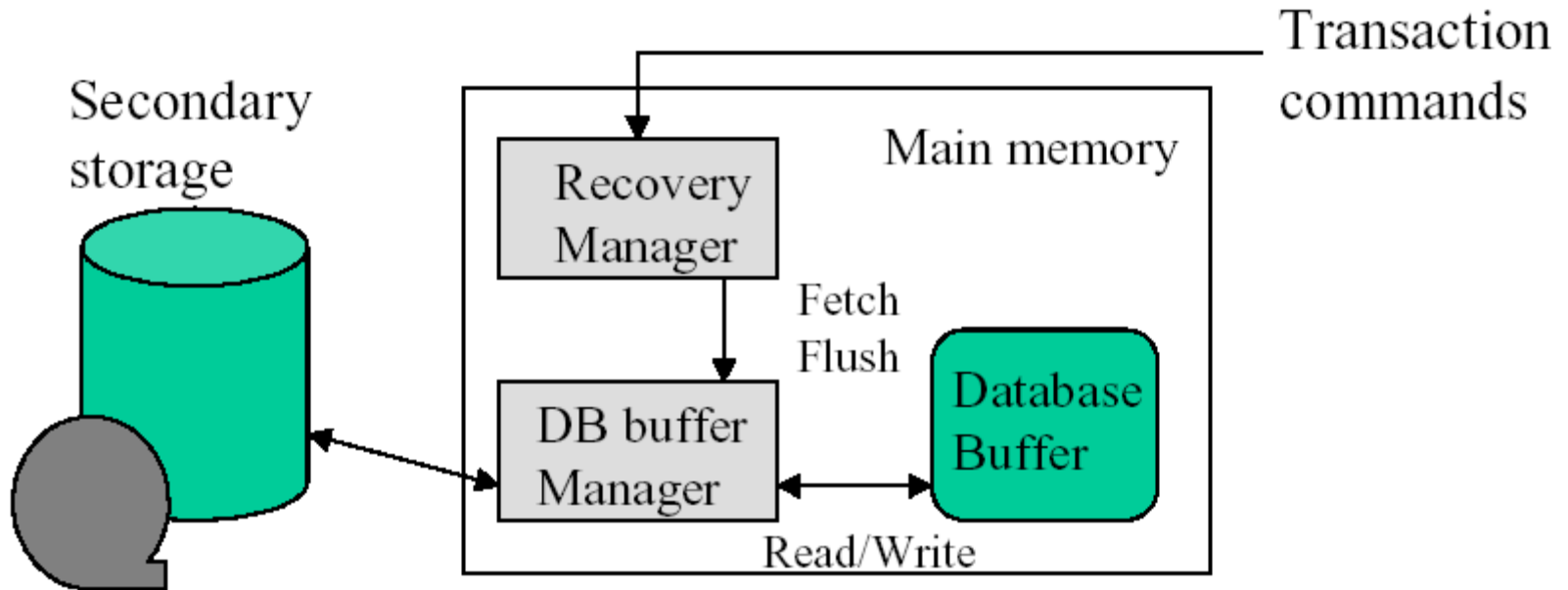
■ Eșecuri catastrofale

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

Recuperarea datelor - Context

- Tranzacțiile se execută concurent
 - **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



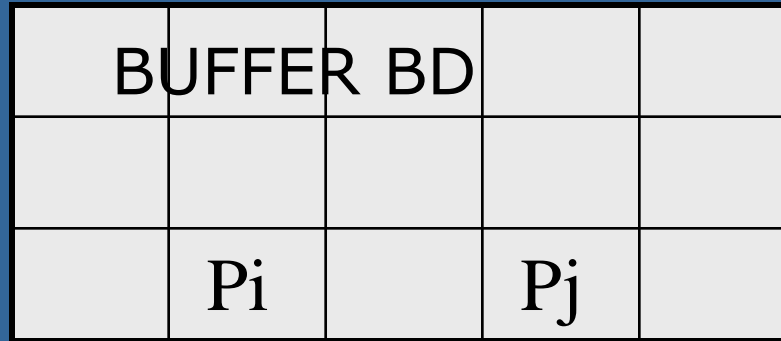
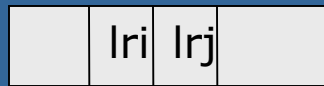
- Memorie volatilă : memoria principală (conține *buffer*)
- Memorie stabilă : disc magnetic (sau variante).
Rezistent la erori, iar datele se pierd numai atunci când are loc o eroare fizică sau un atac intenționat

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.

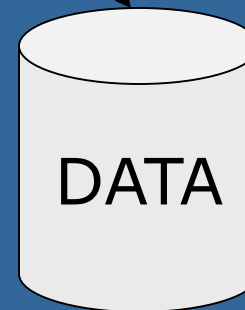
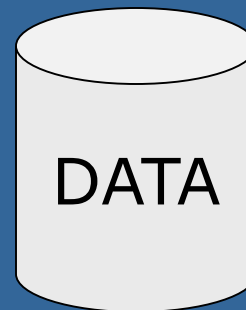
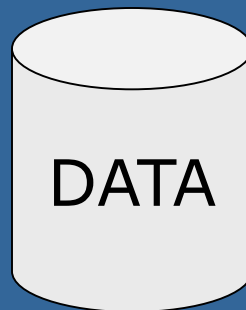
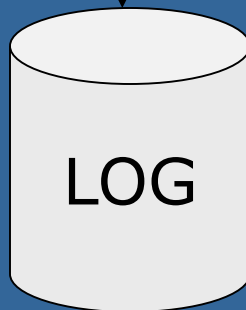
MEMORIE VOLATILĂ

LOG BUFFER



WRITE - actualizare log
înaintea comiterii

WRITE - modifică pagini
dupa comitere



RECUPERARE

MEMORIE STABILĂ

Log-ul bazei de date

- Logul conține înregistrări (sau intrări) adăugate mereu la final.
- Pentru recuperare logul este citit în ordine inversă
- O intrare in log conține:
 - Identificatorul 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 si 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

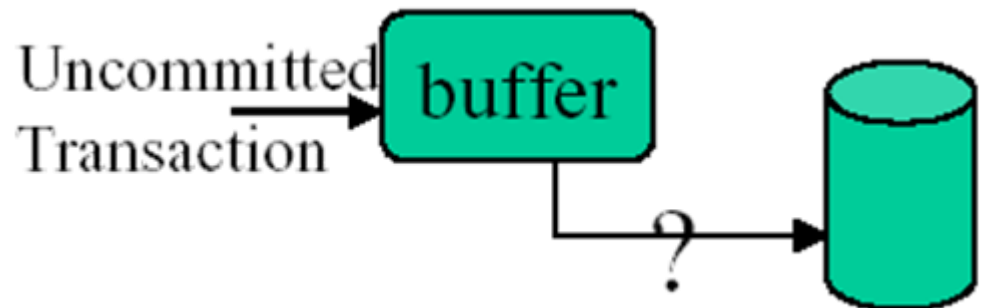
- Consecințe ?
 - Nu mai trebuie reexecutate acțiunile unei tranzacții care s-a comis înainte de *checkpoint*

Checkpoint

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

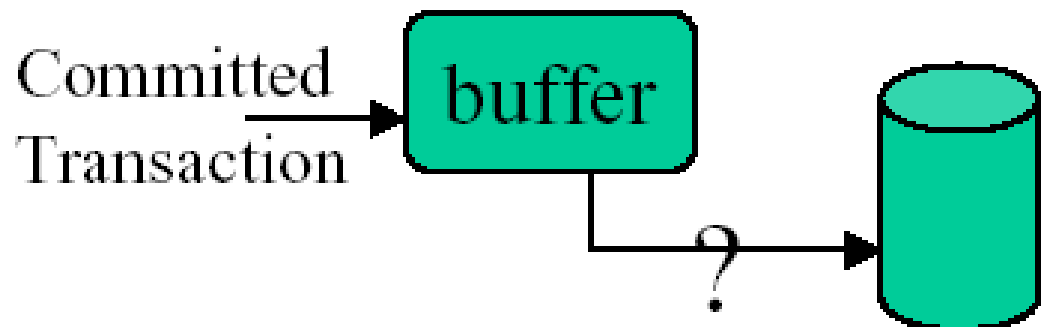
Recovery Manager \Leftrightarrow Buffer Manager

- 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*



Recovery Manager \Leftrightarrow Buffer Manager

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



Gestionarea *buffer*-ului

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

	No Steal	Steal
Force	Trivial	
No Force		Ideal

Gestionarea *buffer*-ului

- 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

Strategii posibile de execuție

■ 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*