

## PL/SQL (2)

### Výhody

- kombinace procedurální logiky a SQL
- méně přenášených dat
- sdílení kódu mezi aplikacemi, nezávislost na platformě

### Nevýhody

- horší přenositelnost mezi jinými DBS (ale jak často to potřebujeme?)

## PL/SQL blok

```
declare -- nepovinná deklarace lokálních proměnných
begin -- povinné otevření bloku příkazů
exception -- nepovinné zachytávání výjimek
end -- povinné ukončení bloku
|| -- operátor konkatenace (sjednocení řetězců)
v_lg Student.login%TYPE -- proměnná v_lg bude stejného typu co Student login
%ROWTYPE -- strukturovaný datový typ
```

### Výjimky

- s set autocommit on bude každý příkaz jedna transakce, takže operace commit a rollback nemají smysl
- s set autocommit off začíná transakce koncem té předchozí a je ukončena commit nebo rollback

### Příklady výjimek

- NO\_DATA\_FOUND - select nevrátil žádný řádek
- TOO\_MANY\_ROWS - select into vrátilo více než jeden řádek
- VALUE\_ERROR - chybná manipulace s hodnotou

## Procedury (3)

Několik typů procedur: - Anonymní procedury - víceméně **begin ... end;** blok  
- Pojmenované procedury - Pojmenované funkce - vrací hodnotu, narozdíl od procedur

### Trigger

- spouští se v závislosti na nějakém příkazu (např. insert, update, delete)
  - before - před provedením příkazu
  - after - po provedení příkazu
  - instead of - místo provedení příkazu

## Cykly (4)

- `loop` - nekonečný cyklus
- `while` - cyklus s podmínkou na začátku
- `for` - cyklus s podmínkou na začátku a s inkrementací na konci

## Kurzory

- Implicitní kurzor
  - vytváří se automaticky po provedení příkazů jako `insert`, `update`, `delete`
- Explicitní kurzor
  - `open jmeno_kurзору` - otevření kurzoru
  - `fetch jmeno_kurзору` - načítá aktuální záznam kurzoru do proměnné a posune se na další záznam
  - `close jmeno_kurзору` - uzavření kurzoru

## Balíky

- Něco jako knihovny v jiných jazycích
- Seskupují procedury, funkce, proměnné, výjimky do jednoho jmenného prostoru
- Specifikace a tělo

## Bulk operace

- `bulk collect` - načtení více záznamů do kolekce
- `forall` - provedení operace nad všemi záznamy v kolekci

## Statické a dynamické SQL (5)

- V PL/SQL bloku můžeme přímo volat pouze statické příkazy
  - `select`, `insert`, `update`, `delete`, `merge`
  - `lock table`, `commit`, `rollback`, `savepoint`, `set transaction`

## Dynamické SQL

- umožňuje sestavit a volat jakékoliv SQL příkazy (na které má uživatel právo) za běhu aplikace
- Nevýhoda je, že nelze ověřit syntaktickou správnost
- Nebezpečí sql injection
- **Používáme jen tehdy, když není možno použít statické PL/SQL**

## Zpracování dotazu

- DBS kontroluje, zda už nebyl příkaz dříve zaslán

- Pokud byl zaslán poprvé:
  - 1) Je naparsován a vytvoří se plán vykonávání dotazu
  - 2) Dotaz může být vykonán mnoha způsoby, DBS hledá ten nejlepší
  - 3) Tento proces může trvat déle, než samotné vykonání dotazu
- Pokud by již dříve zaslán, použije se dříve vytvořený plán vykonávání
- Při kontrole zda už nebyl vykonán se kontroluje cel řetězec
  - `select * from student where login = 'x' a select * from student where login = 'y'` se budou lišit
- Používání **vázaných proměnných** (bind variables) umožňuje využít již vytvořený plán vykonávání
  - `select * from student where login = :lg a select * from student where login = :lg` se budou shodovat
  - Snižuje se tím zátěž na DBS a čas vykonávání
- PL/SQL používá vázané proměnné automaticky
- *Vázané proměnné můžeme použít pouze u literálů (např. hodnoty atributu.. né jména tabulky)*
- Porovnání výkonu
  - bez vázaných proměnných: 65.48s
  - s vázanými proměnnými: 0.25s

## SQL injection

### Ochrana

- Používání statických dotazů
- V dynamických dotazech používat vázané proměnné
- Správné řízení přístupu (přístupová práva)
- Nepoužívat hodnotu přímo (třeba prvně převést na číslo)

### Má smysl psát logiku aplikace v PL/SQL?

- rozhodně **ANO**

## Transakce (6)

### Zotavení databáze

**Zotavení (recovery) => zotavení databáze z nějaké chyby (přetečení hodnoty atributu, pád systému)**

- Základní jednotkou zotavení je transakce
- Né všechny DBS zotavení podporují
- Výsledkem zotavení musí být korektní stav
- Pro zotavení se používá **redundatní informace**
- Komponenta SRBD, která se stará o řízení transakcí je **manager transakcí**

## Korektní vs Konzistentní stav?

- Korektní stav - stav, který odpovídá omezením (např. hodnota atributu musí být v intervalu) ????
- TBD.. pm me

## Transakce

- Logická jednotka práce s db (taky jednotkou zotavení)
- Transakce nemůže být uvnitř jiné transakce => Atomická, nedělitelná
- Začíná operací **begin transaction** a končí **commit** nebo **rollback**
- Programátor je řídí pomocí příkazů **commit**(potvrzení) a **rollback**(vrácení)

## Klasifikace chyb

- Lokální chyby
  - Chyba v dotazu, přetečení dotazu
- Globální chyby
  - Systémové (soft crash) - Vpadek proudu, nebo pád systému
  - Chyba HW (hard crash) - Poškození disku, nebo ztráta dat

## Potvrzovací bod

- Operace **commit** zavádí potvrzovací bod
- Operace **rollback** vrací databázi do stavu posledního potvrzovacího bodu
- V okamžiku potvrzení:
  - Všechny změny jsou trvale uloženy v databázi
  - Všechny adresace a zámky entit uvolněny

## Vlastnost ACID

- **A** => Atomičnost - transakce je nedělitelná => musí být provedeny všechny operace, nebo žádná
- **C** => Korektnost- transakce převádí korektní stav db do jiného korektního stavu (mezi začátkem a koncem nemusí být db v korektním stavu)
- **I** => Izolovanost - transakce jsou navzájem izolovány => změny provedené jednou transakcí jsou pro ostatní viditelné až po **COMMIT**
- **D** => Trvalost - změny provedené transakcí jsou trvale uloženy v db
- (*atomicity, consistency, isolation, durability*)

## Implementační detaily

- Všechny změny musí být zapsány do logu před samotným zápisem změn do db
  - Po **commit** je zapsán do logu **commit záznam**
- Říká se tomu **pravidlo dopředného zápisu (write-ahead log rule)**

## Zotavení systému

- Zotavení není vázáno pouze na jednu transakci, ale na celou databázi
- Hlavní problémem při systémové chybě, je ztráta obsahu vlastní paměti
- Během zotavení se po restartu provádí:
  - Přesný stav transakce přerušné chybou není znám
    - \* Musí být zrušena (UNDO)
  - Transakce byla úspěšně ukončena, ale změny nebyly přeneseny z logu do db
    - \* Musí být přepracována (REDO)

## Základní techniky zotavení

- Odložená (NO-UNDO/REDO) *deferred update*
  - Neprovádí aktualizaci logu a db až do potvrzení transakce
  - Všechny aktualizace jsou zapsány do paměti
  - Po **commitu** jsou aktualizace nejprve zaznamenány do logu a pak do db
  - Pokud transakce selže, není **nutné provést UNDO** (protože db nebyla aktualizována)
  - **REDO** bude provedeno, jestli DBS zapsal aktualizace do logu, ale ne do db
  - Používá se pouze u krátkých transakcí, jinak **hrozí přetečení** (používá se In-Memory DBS)

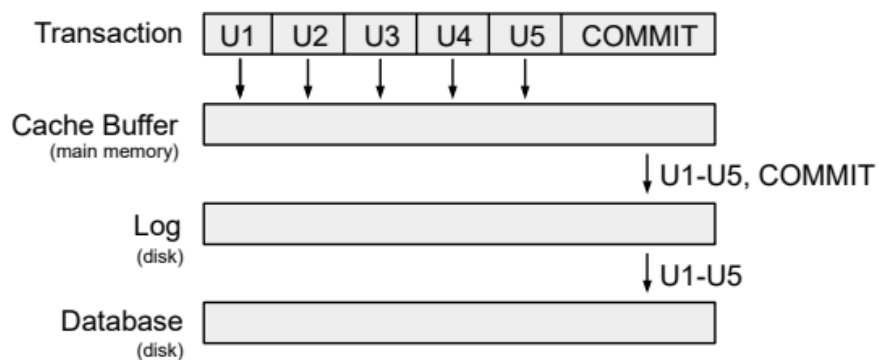


Figure 1: deferred\_update

- Okamžitá (UNDO/NO-REDO) *immediate update*
  - Provádí aktualizaci logu po každé aktualizaci transakce
  - Aktualizace jsou zapsány do logu, poté do db
  - Pokud transakce selže, je nutné provést **UNDO** (na disk byly zapsány aktualizace, které musí být zrušeny)
  - Do logu se *ukládají původní hodnoty*, což umožňuje UNDO

- **REDO** není nutné, protože aktualizace byly zapsány do db
- (UNDO/NO-REDO), protože aktualizace byly zapsány do db před potvrzením transakce
- **Nízký výkon**

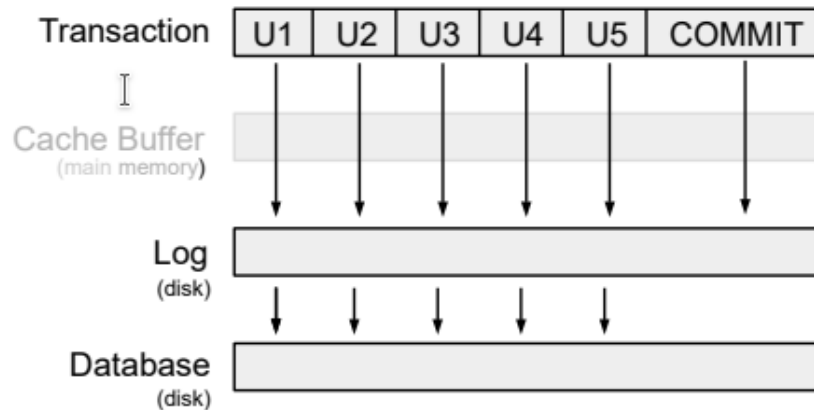


Figure 2: immediate\_update

- Kombinovaná (UNDO/REDO)
  - Aktualizace jsou zapisovány do logu po commitu
  - K aktualizaci dochází v určitých časových intervalech - **Kontrolní body (checkpoint)**
  - Kontrolní body jsou vytvářeny třeba po určitém počtu záznamů
    - \* Zápis dosud provedených aktualizací do db
    - \* Zápis záznamu o kontrolním bodu do logu
  - Aktualizace db se týká všech transakcí vykonávaných v době kontrolního bodu, a transakcích před
- T1 => úspěšně dokončena před Tc, aktualizace byly do logu zapsány při COMMITu => zapsána do db
- T2 => DBMS provede **redo** pro aktualizace provedené po Tc
- T3 => DBMS provede **undo** pro aktualizace provedené před Tc
- T4 => DBMS provede **redo** pro všechny aktualizace (ty byly při COMMITu zapsány do logu)
- T5 => Neřeším.. COMMIT nebyl proveden a žádné aktualizace nebyly zapsány do db v čase Tc

Po restartu DBS spustí tento algoritmus:

- 1) Vytvoř 2 seznamy transakcí: UNDO a REDO

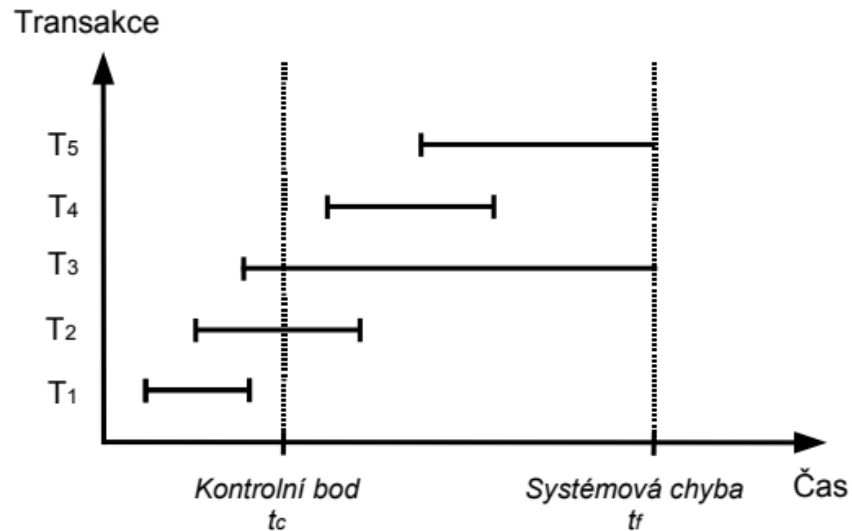


Figure 3: combined\_update

- 2) Do UNDO vlož všechny transakce, které nebyly potvrzeny před posledním kontrolním bodem (REDO je prázdné)
- 3) Začni procházet záznamy v logu od posledního kontrolního bodu
  - 1) Pokud je pro transakci T nalezen v logu záznam COMMIT, přesuň T z UNDO do REDO
- 4) DBS prochází log zpětně a ruší aktualizace transakcí ze seznamu UNDO
- 5) DBS prochází log dopředu a přepracovává aktualizace transakcí ze seznamu REDO
- 6) Databáze je v korektním stavu *eyyy ø/*

### Záchranné body (savepoints)

- Koncept záchranných bodů byl zaveden v SQL99, ale transakci **rozděluje na menší části**
- Při ROLLBACK dochází k návratu na záchranný bod
- Záchranný bod není ekvivalentní s potvrzením změn pomocí COMMIT

### Transakce (idk)

- Všechny SQL příkazy jsou atomické, až na (CALL a RETURN)
- S AUTOCOMMIT ON rollback nedává smysl

## Zotavení vs. Souběh

- V NO-SQL DBMS nejsou podporovány transakce pro řešení paralelního přístupu
- Programátor má zaručeno, že potvrzené aktualizace se z db neztratí
- V DBS většinou nejde izolovanost transakcí vypnout

## 7 skipped

## Řízení souběhu (8)

- Možná klasifikace DBS:
  - Jednouživatelská - může jí používat jenom jeden uživatel v daném čase
  - Víceuživatelská - může jí používat více uživatelů současně

## Problémy souběhu

### Ztráta aktualizace (lost update)

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	READ t	
t2		READ t
t3	WRITE t	
t4		WRITE t

- Dojde ke ztrátě aktualizace provedené transakcí A, v čase t3

### Nepotvrzená závislost (uncommitted dependency)

- Problém nastává, když transakce A načte nebo aktualizuje záznam, který byl aktualizován doposud nepotvrzenou transakcí B
- Jelikož transakce nebyla potvrzená, může se stát, že se stane ROLLBACK
  - V tomto případě transakce A pracuje s hodnotami, které nejsou platné

Čas	Transakce A	Transakce B
t1		WRITE t
t2	READ t	
t3		ROLLBACK

- Transakce A pracuje s daty z t2, ačkoli platné hodnoty jsou hodnoty z t1

### Nekonzistentní analýza (inconsistent analysis)



Čas	Data	Transakce A	Transakce B
t1	acc1=30 acc2=20 acc3=50	READ acc1 suma=30	
t2	acc1=30 acc2=20 acc3=50	READ acc2 suma=50	
t3	acc1=30 acc2=20 <b>acc3=60</b>		WRITE acc3=60
t4	<b>acc1=20</b> acc2=20 acc3=60		WRITE acc1=20
t5	acc1=20 acc2=20 acc3=60		COMMIT
t6	acc1=20 acc2=20 acc3=60	READ acc3 suma=110 ne 100	

- Transakce A počítá součet zůstatků na účtech, Transakce B převádí částku 10 z účtu acc1 na acc3
- Transakce A má k dispozici nekonzistentní db., proto vykoná nekonzistentní analýzu (místo součtu 100 dostane 110)
- Není to problém nepotvrzené závislosti, protože transakce B potvrdí všechny aktualizace předtím, než si A vyžádá acc3

## Konflikty čtení a zápisu

(*R-Read, W-Write*)

- RR
  - Je v pohodě, nenastává žádný problém
- RW
  - Může nastat problém nekonzistentní analýzy => **problém nekonzistentní analýzy je zapříčiněn RW konfliktem:**

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	READ t	
t2		WRITE t
t3	(...)	

- Pokud B udělá aktualizaci a A načte znovu t, pak A získá odlišné hodnoty
- Tomuto jevu říkáme **Neopakovatelné čtení** (non-repeatable read):

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	READ t	
t2		WRITE t
t3	READ t	

- WR
  - A zapíše t a B pak chce číst t
  - Pokud B něco přečte, může nastat problém **nepotvrzené závislosti**
  - Tomuto jevu říkáme **Špinavé čtení** (dirty read):

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	WRITE t	
t2		READ t
t3	ROLLBACK??	

- WW
  - A zapíše **t** a B pak chce zapisovat **t**
  - Pokud B něco zapíše, může nastat jak problém **ztráty aktualizace** tak problém **nepotvrzené závislosti**
  - Tomuto jevu říkáme **Špinavý zápis** (dirty write):

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	WRITE t	
t2		WRITE t
t3	ROLLBACK??	

## Techniky řízení souběhu

- **Zamykání** (locking) - používá většina DBMS
  - Pesimistický přístup k souběžnému zpracování (Předpoklad, že se paralelní transakce budou navzájem ovlivňovat)
  - Systém má jednu kopii data jednotlivým transakcím přiděluje zámky
    - \* (*Funguje to prostě jak mutex/locking v pythonu, c# .. 8 - slide 22*)
- **Správa verzí** (multiversion) - používá většina DBMS
  - Optimistický přístup k souběžnému zpracování (Předpoklad, že se paralelní transakce nebudou navzájem ovlivňovat)
  - Vytváří kopie dat, a systém sleduje, která z verzí má být viditelná pro ostatní transakce
- Časová razítka (timestamps)
- Validace

## Typy zámků

- **Výlučný zámek** (exclusive lock, write lock) - označujeme X
  - Když A drží výlučný zámek na záznam **t**, pak požadavek paralelní transakce B na zámek libovolného typu na **t** není proveden
- **Sdílený zámek** (shared lock, read lock) - označujeme S
  - Požadavek paralelní transakce B na zámek **X** na záznam **t** **není proveden**
  - Požadavek paralelní transakce B na zámek **S** na záznam **t** **je proveden** + B bude držet S na **t**
- Zámky jsou (*většinou*) přidělovány **implicitně**

## Zamykací protokol (data access protocol, locking protocol)

- 1) Transakce, která chce **získat záznam** z db musí nejprve požadovat **Sdílený zámek (S)**
- 2) Transakce, která chce **aktualizovat záznam** v db musí nejprve požadovat **Výlučný zámek (X)**, pokud tato transakce drží S, jej změněn na X
- 3) Jestliže zámek požadovaný transakcí B nemůže být přidělen, B přejde do **stavu čekání (wait state)**
  - Transakce B v tomto stavu setrvává minimálně do doby, než transakce A uvolní zámek
  - Systém se musí postarat o to, aby transakce B nesetřvala v tomto stavu navždy (*livelock* nebo *starvation*)
- 4) **Výlučné** zámky jsou **automaticky uvolněny na konci transakce**, **Sdílené** zámky jsou také nejčastěji uvolněny na konci transakce
  - Tomuto se říká **Přísné dvoufázové zamykání** (strict two-phase locking)
    - 1) Zamykání zámků
    - 2) Uvolňování zámků

## Řešení problémů ztráty aktualizace

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	READ tZískán zámek S na t	
t2		READ tZískán zámek S na t
t3	WRITE tPožadavek na zámek X na t	
t4	wait	WRITE tPožadavek na zámek X na t
t5	wait	wait
t6	wait	wait

- Aktualizace transakce A v t3 není akceptována, kvůli implicitnímu požadavku na zámek X, který koliduje s S přidělený B
- Transakce A přejde do stavu čekání. Ze stejného důvodu i B a obě transakce nepokračují v činnosti
- Vyřešili jsme problém ztráty aktualizace, ale vznikl problém **uváznutí (deadlock)**

## Řešení problémů nepotvrzené závislosti

Čas	Transakce A	Transakce B
t1		WRITE tZískán zámek X na t
t2	READ tPožadavek na zámek S na t	
t3	wait	COMMIT/ROLLBACKUvolnění zámku X na t
t4	opakuje: READ tZískán zámek S na t	

Čas	Transakce A	Transakce B
t1		WRITE tZískán zámek X na t
t2	WRITE tPožadavek na zámek X na t	
t3	wait	COMMIT/ROLLBACKUvolnění zámku X na t
t4	opakuj: WRITE tZískán zámek X na t	

- Jelikož transakce A není závislá na nepotvrzené aktualizaci transakce B, tento problém souběhu je vyřešen

### Řešení problému nekonzistentní analýzy

- To jsem moc lazy psát..
- Vyřešíme problém nekonzistentní analýzy, ale vznikne problém uváznutí (deadlock)

### Řešení problému uváznutí

- 1) Detekce uváznutí:
  - 1) Nastavení časových limitů
  - 2) Detekce cyklů v grafu *Wait-for*
- 2) Prevence uváznutí pomocí časových razítek

### Řešení uváznutí

- Snažíme se uváznutí předejít úpravou uzamykacího protokolu
- 1) Každé transakci je přiděleno časové razítko - čas začátek transakce - **je unikátní**
  - 2) Pokud transakce A požaduje zámek na záznam, který už je uzamčený transakcí B
    - **Wait-Die:** pokud je A starší než B, pak A čeká. Pokud je A mladší, A je zrušená pomocí ROLLBACK a spuštěna znovu
    - **Wound-Wait:** pokud je A starší než B, pak B je zrušená pomocí ROLLBACK a spuštěna znovu. Pokud je A mladší, A čeká
  - 3) Pokud je transakce spuštěna znovu, nechává si původní timestamp  
(wait-die: A čeká, wound-wait: B je zabito.. vždycky je zabito mladší)

### Sériový a serializovatelný plán (10)

- Pokud jsou transakce provedeny za sebou, mluvíme o **sériovém plánu**
- Sériový plán zapisujeme jako entici uspořádanou podle pořadí vykonávání ..  $(A, B)$  ..

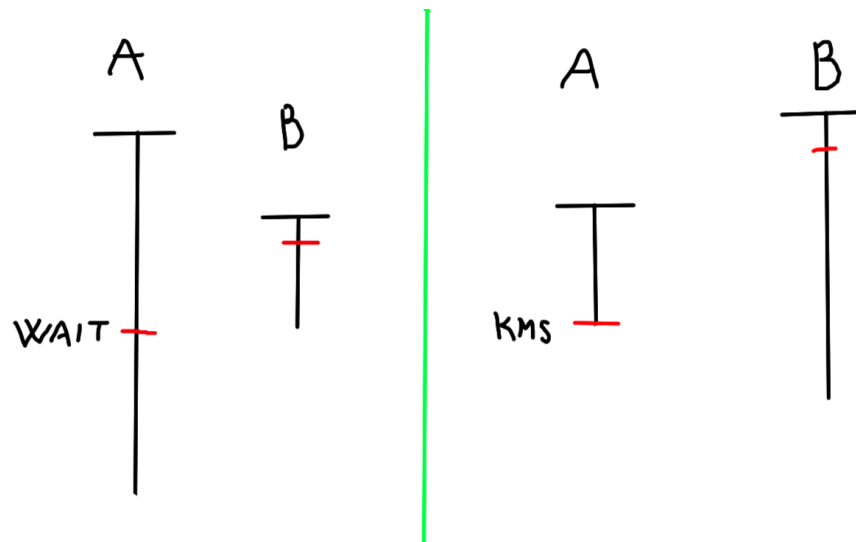


Figure 4: wait-die

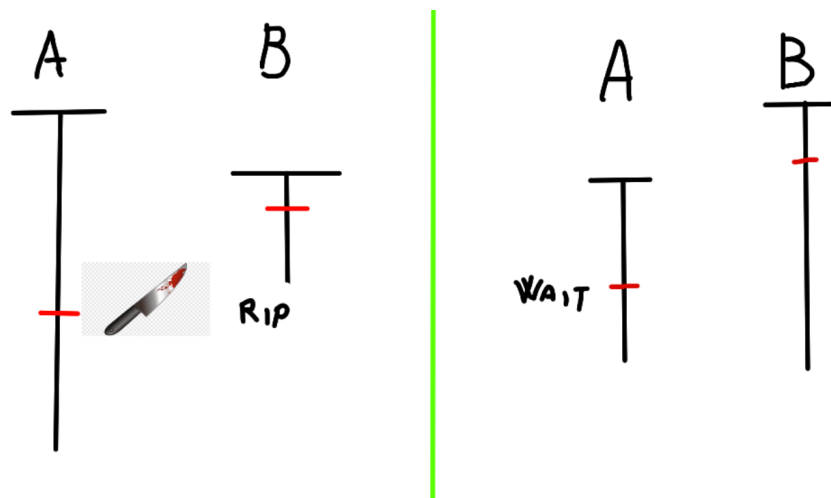


Figure 5: wound-wait

- Serializovatelnost => Míra korektnosti
- 1) Ekvivalentní plány
    - Dva plány pro stejné transakce jsou ekvivalentní, když dávají stejné výsledky
  - 2) Serializovatelný plán
    - Plán je serializovatelný, pokud je ekvivalentní s nějakým sériovým plánem
- Dvoufázové zamykání zajišťuje serializovatelnost plánu

### Věta o dvoufázovém uzamykání?

- Pokud transakce dodržují přísné dvoufázové uzamykání, pak všechny možné souběžné plány jsou serializovatelné

### Transfer Processing Performance

- Měří se propustnost (počet transakcí za vteřinu)

### Úroveň izolace

- Serializovatelnost garantuje izolaci transakcí ve smyslu podmínky ACID
- Za izolovatelnost transakcí musíme zaplatit .. (*nižším výkonem*)
- SŘBD proto umožňují nastavit úroveň izolace transakcí
- 4 úrovně izolace:
  - READ UNCOMMITTED (RU) - Můžu uvolnit S a X předkoncem
  - READ COMMITTED (RC) - Můžu uvolnit S před koncem
  - REPEATABLE READ (RR)
  - SERIALIZABLE (S)

Úroveň izolace	Špinavé čtení	Neopakovatelné čtení	Výskyt fantomů
READ UNCOMMITTED	ano	ano	ano
READ COMMITTED	ne	ano	ano
REPEATABLE READ	ne	ne	ano
SERIALIZABLE	ne	ne	ne

### Neopakovatelné čtení

- vyskytuje se od READ COMMITTED a níž
- SELECT požaduje zámek S, ale nedodrží dvoufázové zamykání.. může zámek uvolnit před ukončením transakce
- X zámky jsou uvolněny až po ukončení transakce

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	SELECT t	
t2		UPDATE t
t3		COMMIT
t4	SELECT t	
t5	COMMIT	

- Kde se SELECT a UPDATE týkají stejného záznamu t

### Výskyt fantomů

- Vyskytuje se od REPEATABLE READ a níž

Čas	Transakce A	Transakce B
t1	SELECT <t0-t2>	
t2		INSERT t
t3		COMMIT
t4	SELECT <t0-t2>	
t5	COMMIT	

- Kde se SELECT a INSERT týkají stejné množiny záznamů

### Správa verzí

- Nevýhodou je zvýšený požadavek na paměť
- Pokud převažují čtení, je výhodnější použít správu verzí
- SRBD proto často používají kombinaci obou

### Granularita zámků

- Zámky mohou být udělovány na různých úrovních
  - Databáze, Tabulka, Záznam, Hodnota atributu
- Důvodem zavedení je zvýšená propustnost
- U malých objektů => jemná granularita
- U velkých objektů => hrubá granularita

### Fyzická implementace (11)

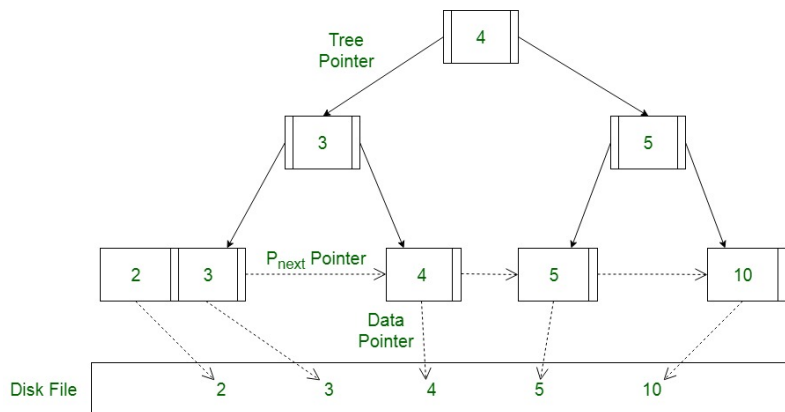
- Záznamy v tabulce nejsou nijak uspořádány
- Záznamy nejsou fyzicky mazány, ale jen označeny jako smazané
  - Teoreticky O(1), ale záznam se musí najít, takže O(n)
  - Počet blok haldy se po operaci nesnižuje
- Vkládání je teoreticky O(1), ale musí se kontrolovat primární klíče.. takže O(n)

## Cena operací plánu

- IO Cost - počet přístupů ke stránkám
- CPU Cost - počet operací s daty
- Čas operace (Processing time) - záleží na konkrétním serveru, méně často používaný

## Index

- Datová struktura **B plus -strom**, poskytuje  $O(\log n)$  složitost základních operací
  - data jsou jen v listech a mají navzájem na sebe pointery jako normální pole



– vsutku interesující struktura

- Automaticky vytvořen pro primární klíč u oracle databáze
- Index je dvojice (hodnota pk, odkaz na záznamm do haldy)
- Tomu odkazu se říká RID nebo ROWID
- Urychluje vysoce selektivní dotazy? (malý počet záznamů)

## Rozshavhový dotaz v indexu

- najdu první výskyt
- sekvenčně projedu rozsah
- vrátím rozsah

## Složený klíč

- Pokud klíč obsahuje více atributů, říkáme mu složený klíč
- Lexikografické uspořádání

ID zakázky	ID produktu	Cena
1	123	32
1	124	5454
1	321	217



ID zakázky	ID produktu	Cena
2	123	3017
2	321	247

- vyhledávání pomocí indexu se neprovede pokud budeme hledat `WHERE ID_produkту = 123`
  - místo toho se raději bude hledat na heapu