1 Základy modelování dat, E-R diagramy, relační model. Integritní omezení, normální formy. Základy jazyka SQL, referenční integrita, agregační funkce, vnořené dotazy. Transakce, jejich serializovatelnost, zamykání, stupně izolovanosti, uváznutí transakcí, jeho prevence a řešení. Objektově-relační mapování, persistence objektů. (A4B33DS)

1.1 Základy modelování dat

- **Konceptuální :** Na této úrovni se snažíme popsat předmětnou oblast (obsah) datové základny. V žádném případě nebereme v úvahu jakékoli pozdější způsoby implementace. Konceptuální návrh určuje co je obsahem systému. Nezávísí na použité DB technologii
- **Logické :** Na této úrovni se v relačních databázích používá tzv. relační schéma. Toto relační schéma obsahuje tabulky, a to včetně jejích sloupců (názvům sloupců odpovídají názvy atributů každé entity). Jsou zde vyznačeny primární a cizí klíče. Logický model stále nesmí být zatížen implementačními specifiky řešení. Logický návrh určuje jak je obsah systémů v dané technologii realizován. Závisí na technologii, ale nezávisí na typu DB.
- **Fyzické :** Popisuje, jak je záznam uložen (např.: o zákazníkovi). Zde vybíráme konkrétní databázovou platformu, ve které bude navrhovaná datová základna vytvořena. Využívají se zde specifika použitého vývojového prostředí (programovací jazyk, konkrétní databázové či vývojové prostředí GUI).

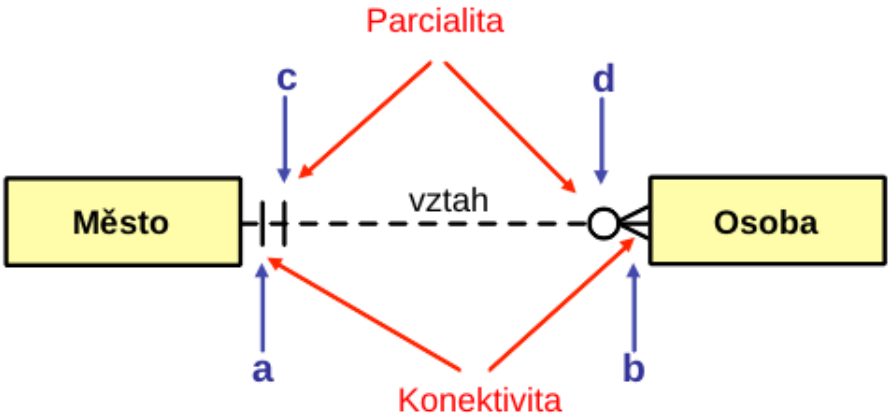
Vzhledem k převaze relačních databází se často nerozlišuje fáze tvorby konceptuálního a logického modelu.

1.2 Relační model

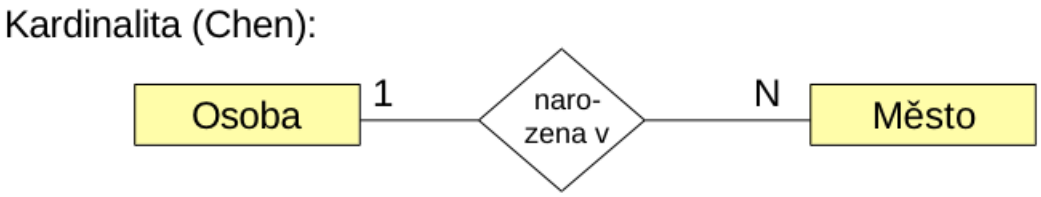
1.2.1 Základní pojmy

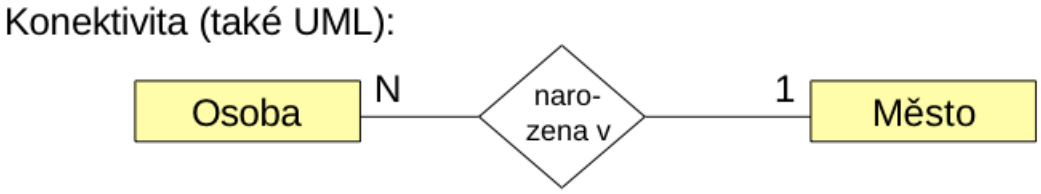
- **relace** (relation)**:** Jsou dvourozměrné struktury tvořené záhlavím a tělem (databázové tabulky).
- **entitní typ :** je nějaká "věc" nebo "objekt" jednoznačně odlišitelná od ostatních (entitní typ je dán množinou svých atributů). Obvykle je vyjádřen podstatným jménem.
- **entita :** instance entitního typu (konkrétní řádek v tabulce, obsahuje nějaké hodnoty)
- **atribut :** vlastnost entitního typu. *např.:* Entitní typ student může obsahovat atributy: *jmeno, prijmeni,*
- **doména atributu :** přípustné hodnoty pro atribut
- **vztah** (relationship)**:** zachycuje, jakým způsobem jsou dvě nebo více entit vztažené mezi sebou. Nezaměňovat s relací. Existují 3 typy vztahu mezi relacemi: **1:1, 1:N** (cizí klíč na straně N), **M:N** (využívá vazební tabulku). Obvykle vyjádřen slovesem.
- **klíč (primární klíč) :** je atribut (nejčastěji id) nebo množina atributů (např. autor, název v tabulce knížek). Klíč jednoznačně určuje entitu.
- **super klíč :** Super klíč množiny entit je množina jednoho nebo více atributů, jejichž hodnoty jednoznačně určují entitu (tedy klíč je podmnožina atributů – např. všechny atributy).
- **kandidátní klíč :** Kandidátní klíč množiny entit je minimální super klíč. Rodné číslo je kandidátní klíč entity zákazník, číslo účtu je kandidátní klíč klíč entity účet.
- **cizí klíč :** je atribut, který korensponduje s primárním klíčem v jiné relaci (tabulce). Hodnotami cizího klíče v referencující (odkazující) relaci smí být jen ty hodnoty, které se vyskytují jako primární klíč v relaci referencované (odkazované).
- **slabá množina entit :** při modelování reality se někdy vytváří entitní typy, které nemají samy o sobě význam, Existence slabé množiny entit závisí na množině definujících entit.

1.2.2 Parcialita a Konektivita



1.2.3 Kardinalita vs. Konektivita





Kardinalita určuje počet prvků asociované množiny entit (entitního typu) prostřednictvím množiny vztahů.

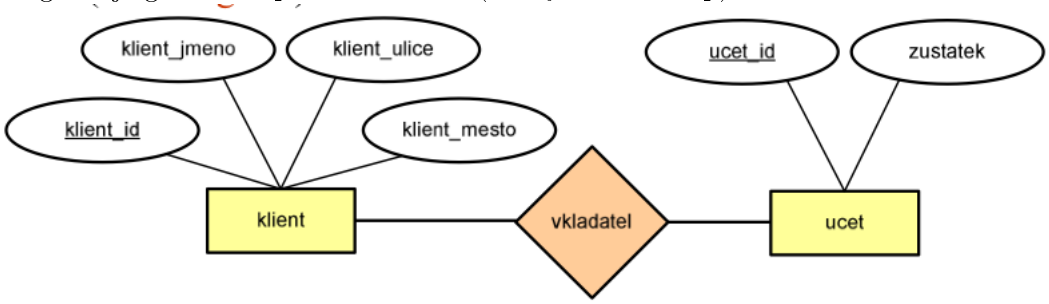
Pro binární vztahy existují 4 typy kardinality:

- **1:1 :** přiřazuje jednomu záznamu jeden jediný záznam v jiné tabulce. Tento vztah se užívá jen ojediněle, protože vetšinou není důvod proč takové záznamy neumístit do jedné tabulky.
- **1:N :** přiřadí jednomu záznamu více záznamů v tabulce jiné. Nejpoužívanější typ relace, odpovídá mnoha situacím v reálném životě.

- **N:1 :** obdobně jako **1:N**.
- **M:N :** méně častý. Umožňuje několika záznamům v jedné tabulce přiřadit několik záznamů v tabulce jiné. V databázové praxi bývá tento vztah z praktických důvodů nejčastěji realizován kombinací dvou vztahů 1:N a 1:M.

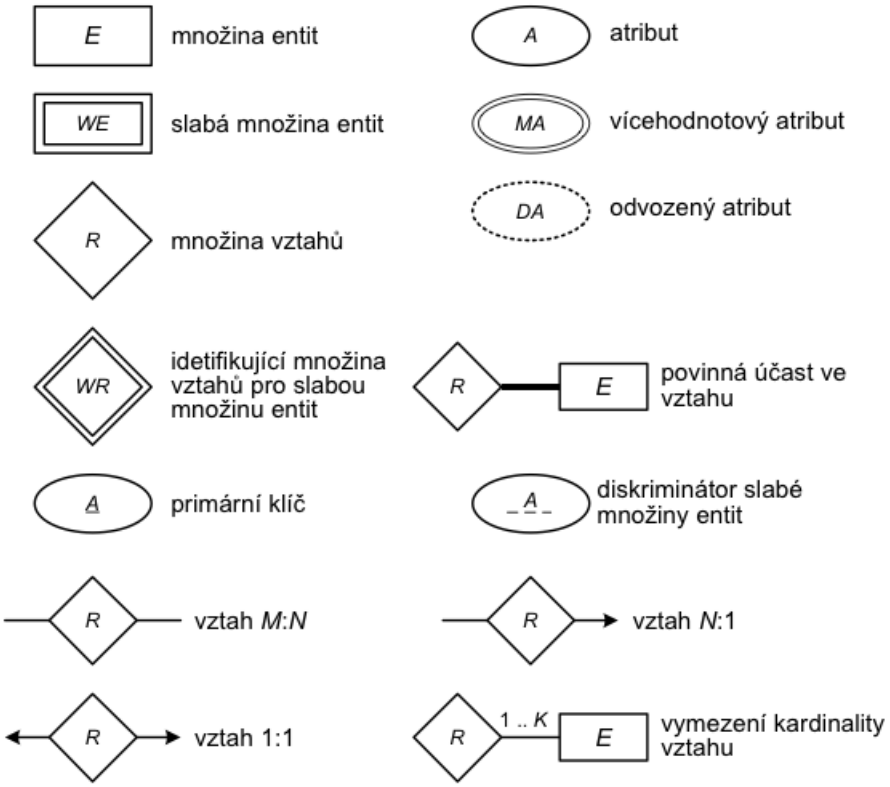
1.3 E-R diagramy

E-R digram je grafická reprezentace E-R (entity-relationship) modelu.



- **obdelníky** - množiny entit (entitní typy)
- **kosočtverce** - množiny vztahů
- **ovály** - atributy
  - zdvojené ovály se používají pro více hodnotové atributy
  - čárkované ovály značí odvozené (počítané) atributy
- **podtržené atributy** - značí primární klíče

1.3.1 Hlavní symboly



1.4 Normální formy

1.4.1 První norální forma (1NF)

Relace je v **1NF** právě tehdy, když platí současně:

- atributy jsou atomické (dále nedělitelné)
- k řádkům relace lze přistupovat podle obsahu (klíčových) atributů
- řádky tabulky jsou jedinečné

Příklad:

Relace nesplňující 1NF:

jmeno	**prijmeni**	**adresa**
Josef	Novák	Technická 2, Praha 16627
Petr	Pan	Karlovo náměstí 13, Praha 12135

Relace v 1NF:

jmeno	**prijmeni**	**ulice**	**cislo**	**mesto**	**psc**
Josef	Novák	Technivká	2	Praha	16627
Petr	Pan	Karlovo náměstí	13	Praha	12135

1.4.2 Druhá normální forma (2NF)

Relace je v **2NF** právě tehdy, když platí zároveň:

- relace je v 1NF
- každý atribut, který není primárním klíčem je na primárním klíči úplně závislý

Příklad:
Mějme relaci *{IdStudentu, IdPredmetu, JmenoStudenta, Semestr}*, kde *IdStudenta* a *IdPredmetu* tvoří primární klíč. Tato relace není v 2NF, protože *JmenoStudenta* je závislé pouze na *IdStudenta a Semestr* je závislé pouze na *IdPredmetu.*

Řešení:
Rozdělení relace do tří tabulek

- *{IdStudenta, IdPredmetu}*
- *{IdStudenta, JmenoStudenta}*
- *{IdPredmetu, Semestr}*

1.4.3 Třetí normální forma (3NF)

Relace je v **3NF** právě tehdy, když platí:

- relace je v **2NF**
- žádný atribut, který není primárním klíčem, není tranzitivně závislý na žádném klíči

Příklad:
Mějme relaci *{IdStudenta, JmenoStudenta, Fakulta, Dekan} ta* není ve **3NF**. Sice je ve **2NF**, ale atribut Dekan je funčně závislý na *Fakulta* a *Fakulta* je funkčně závislá na *IdStudenta* (předpokládáme, že student nemůže být současně studentem více fakult téže university). *IdStudenta* není funkčně závislá na *Fakulta.* Atribut *Dekat* je tedy transitivně závislý na klíči.

Řešení:
Rozdělíme relaci do tabulek:

- *{IdStudenta, JmenoStudenta, Fakulta}*
- *{Fakulta, Dekan}*

1.5 Integritní omezení

- **Entitní** – povinné integritní omezení, které zajišťuje úplnost primárního klíče tabulky; zamezí uložení dat, která neobsahují všechna pole sdružená do primárního klíče, nebo data, jež by v těchto polích byla stejná jako v nějakém jiném, již zapsaném, řádku tabulky. To znamená, že sloupce zvolené jako primární klíč by měly být unikátní a nenulové.

- **Doménová** – zajišťují dodržování datových typů/domén definovaných u sloupců databázové tabulky
- **Referenční** – zabývají se vztahy dvou tabulek, kde jejich relace je určena vazbou primárního a cizího klíče

1.6 Základy SQL

Structured Query Language (SQL) je jazyk pro kladení dotazů do databáze. Obsahuje jak příkazy DML (Data manipulation Language), tak i DDL příkazy (Data Definition Language). SQL je case insensitive (nerozlišuje mezi velkými a malými písmeny).

1.6.1 Příkazy pro manipulaci s daty

Jsou to příkazy pro získání dat z databáze a pro jejich úpravy. Označují se zkráceně DML – Data Manipulation Language („jazyk pro manipulaci s daty“).

- SELECT – vybírá data z databáze, umožňuje výběr podmnožiny a řazení dat.
- INSERT – vkládá do databáze nová data.
- UPDATE – mění data v databázi (editace).
- MERGE – kombinace INSERT a UPDATE – data buď vloží (pokud neexistuje odpovídající klíč), pokud existuje, pak je upraví ve stylu UPDATE.
- DELETE – odstraňuje data (záznamy) z databáze.
- EXPLAIN – speciální příkaz, který zobrazuje postup zpracování SQL příkazu. Pomáhá uživateli optimalizovat příkazy tak, aby byly rychlejší.
- SHOW - méně častý příkaz, umožňující zobrazit databáze, tabulky nebo jejich definice

1.6.2 Příkazy pro definici dat

Těmito příkazy se vytvářejí struktury databáze – tabulky, indexy, pohledy a další objekty. Vytvořené struktury lze také upravovat, doplňovat a mazat. Tato skupina příkazů se nazývá zkráceně DDL – Data Definition Language („jazyk pro definici dat“).

- CREATE – vytváření nových objektů.
- ALTER – změny existujících objektů.
- DROP – odstraňování objektů.

1.6.2.1 Příkazy pro řízení dat

Do této skupiny patří příkazy pro nastavování přístupových práv a řízení transakcí. Označují se jako DCL – Data Control Language („jazyk pro ovládání dat“), někdy také TCC – Transaction Control Commands („jazyk pro ovládání transakcí“).

- GRANT – příkaz pro přidělení oprávnění uživateli k určitým objektům.
- REVOKE – příkaz pro odnětí práv uživateli.
- START TRANSACTION – zahájení transakce.
- COMMIT – potvrzení transakce.
- ROLLBACK – zrušení transakce, návrat do původního stavu.

1.7 Referenční integrita

Referenční integrita je nástroj databázového stroje, který pomáhá udržovat vztahy v relačně propojených databázových tabulkách. Referenční integrita se definuje cizím klíčem, a to pro dvojici tabulek, nebo nad jednou tabulkou, která obsahuje na sobě závislá data (například stromové struktury). Tabulka, v niž je pravidlo uvedeno, se nazývá podřízená tabulka (používá se také anglický termín slave). Tabulka, jejíž jméno je v omezení uvedeno, je nadřízená tabulka (master). Pravidlo referenční integrity vyžaduje, aby pro každý záznam v podřízené tabulce, pokud tento obsahuje data vztahující se k nadřízené tabulce, odpovídající záznam v nadřízené tabulce existoval. To znamená, že každý záznam v podřízené tabulce musí v cizím klíči obsahovat hodnoty odpovídající primárnímu klíči nějakého záznamu v nadřízené tabulce, nebo NULL.

1.8 Agregační funkce

Agregační funkce jsou v SQL statistické funkce, pomocí kterých systém řízení báze dat umožňuje seskupit vybrané řádky dotazu (získané příkazem SELECT) a spočítat nad nimi výsledek určité aritmetické nebo statistické funkce. Agregační funkce se v SQL používají s konstrukcí GROUP BY. Agregační funkce pracují s kolekcí hodnot a vrací jedinou výslednou hodnotu.

- **avg :** průměrná hodnota
- **min :** minimum
- **max :** maximum
- **sum :** součet hodnot
- **count :** počet hodnot

1.9 Vnořené dotazy (poddotaz)

Poddotaz je takový dotaz na databázi, který je umístěn uvnitř jiného „vnějšího“ dotazu a výsledky z něj se používají v nějaké podmínce v tom vnějším dotazu. Poddotaz je nejčastěji příkaz SELECT a poskytuje hodnoty do porovnávací podmínky (klauzuli WHERE) pro nadřazený dotaz (jiné části dotazu jen velmi zřídka). Používá se tam, kde není vhodné nebo možné použít agregační funkce nebo (pro dodržení kompatibility) uložené procedury.

Příklad:
*SELECT * FROM tabulka1 WHERE sloupec1=(SELECT sloupec2 FROM tabulka2 WHERE podmínka);*

Příklad:
DELETE FROM tabulka1 WHERE sloupec1 IN (SELECT sloupec2 FROM tabulka2 WHERE podmínka);

Příklad:
UPDATE tabulka1 SET sloupec1=hodnota1 WHERE EXISTS(SELECT sloupec2 FROM tabulka2 WHERE podmínka);

1.10 Transakce

- transakce je posloupnost operací (část programu), která přistupuje a aktualizuje (mění) data.
- Transakce pracuje s konzistentní databází.
- Během spouštění transakce může být databáze v nekonzistentním stavu.
- Ve chvíli, kdy je transakce úspěšně ukončena, databáze musí být konzistentní.
- Dva hlavní problémy:
  - Různé výpadky, např. chyba hardware nebo pád systému
  - Souběžné spouštění více transakci

1.10.1 ACID vlastnosti

K zachování konzistence a integrity databáze, transakční mechanismus musí zajistit:

- **A**tomicity : transakce atomická - buď se podaří a provede se celá nebo nic. Nelze vykonat jen část transakce.
- **C**onsistency : transakce - konkrétní transformace stavu, zachování invariant - integritní omezení.
- **I**solation : (isolace = serializovatelnost). I když jsou transakce vykonány zároveň, tak výsledek je stejný. jako by byly vykonány jedna po druhé.

- **D**urability : po úspěšném vykonání transakce (commit) jsou změny stavu databáze trvalé a to i v případě poruchy systému - zotavení chyb.

1.10.2 Akce

- **akce na objektech :** READ, WRITE, XLOCK, SLOCK, UNLOCK
- **akce globální :** BEGIN, COMMIT, ROLLBACK

1.10.3 Stavy transakce

- Aktivní – počáteční stav; transakce zůstává v tomto stavu, dokud běží
- Částečně potvrzená (Partially Committed) – jakmile byla provedena poslední operace transakce
- Chybující (Failed) – po zjištění, že normální běh transakce nemůže pokračovat
- Zrušená (Aborted) – poté, co byla transakce vrácena (rolled back) a databáze byla vrácena do stavu před spuštěním transakce. Dvě možnosti po zrušení transakce:
  - Znovu spustit transakci – pouze pokud nedošlo k logické chybě
  - Zamítnout transakci
- Potvrzená (Committed) – po úspěšném dokončení

1.10.4 Transakční historie (rozvrh transakcí)

Posloupnost akcí několika transakcí, jež zachovává pořadí akcí, v němž byly prováděny.

Historie (rozvrh) se nazývá sériová, pokud jsou všechny kroky jedné transakce provedeny před všemi kroky druhé transakce.

	Serializovatelá historie	
Krok	T_1	T_2
1	**BOT**	
2	READ(A)	
3		**BOT**
4		READ(C)
5	WRITE(A)	
6		WRITE(C)
7	READ(B)	
8	WRITE(B)	
9	**COMMIT**	
10		READ(A)
11		WRITE(A)
12		**COMMIT**

Sériová historie	
T_1	T_2
BOT	
READ(A)	
WRITE(A)	
READ(B)	
WRITE(B)	
COMMIT	
	BOT
	READ(C)
	WRITE(C)
	READ(A)
	WRITE(A)
	COMMIT

	Neserializovatelá historie	
Krok	T_1	T_2
1	**BOT**	
2	READ(A)	
3	WRITE(A)	
4		**BOT**
5		READ(A)
6		WRITE(A)
7		READ(B)
8		WRITE(B)
9		**COMMIT**
10	READ(B)	
11	WRITE(B)	
12	**COMMIT**	

1.10.5 Serializovatelnost

1.10.5.1 Teorie

Nechť se transakce T_i skládá z následujících elementárních akcí:

- $\mathbf{READ_i(A)}$ - čtení objektu A v rámci transakce T_i

- **WRITE$_i$(A)** - zápis (přepis) objektu A v rámci transakce T_i
- **ROLLBACK$_i$** - přerušení transakce T_i
- **COMMIT$_i$** - potvrzení transakce T_i

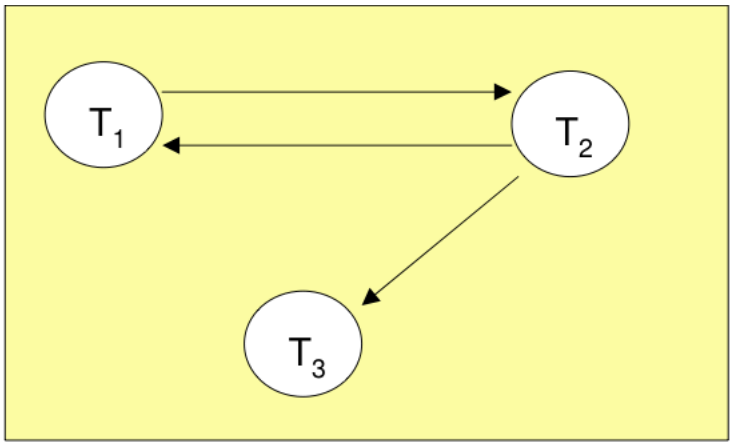
Jsou možné 4 případy:

READI(A) - READJ(A)	Není konflikt	Na pořadí nezávisí
READI(A) - WRITEJ(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam
WRITEI(A) - READJ(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam
WRITEI(A) - WRITEJ(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam

Zajímavé jsou navzájem konfliktní operace: Dvě **historie H1** a **H2** (na téže množině transakcí) jsou **ekvivalentní**, pokud jsou **všechny konfliktní operace** (nepřerušených) transakcí **provedeny v témže pořadí**.

To znamená, že pro dvě ekvivalentní historie a uspořádání <H1 indukované historií H1 a <H2 indukované historií H2 platí: pokud pi a qj jsou konfliktní operace takové, že pi $<_{H1}$ qj , musí platit také pi $<_{H2}$ qj . Pořadí nekonfliktních operací není zajímavé.

- Základní předpoklady – každá transakce zachovává konzistenci databáze
- Tedy sériový plán zachovává konzistenci databáze
- Plán je serializovatelný, když je ekvivalentní sériovému plánu. Různé formy ekvivalence plánů vedou k následujícím pojmům:
  - Konfliktní serializovatelnost
  - Pohledová serializovatelnost
- Ignorujeme všechny instrukce kromě **čtení** a **zápisu** a předpokládáme, že transakce mohou provádět libovolné výpočty na datech v lokálních vyrovnávacích pamětech mezi čteními a zápisy. Naše zjednodušené plány se skládají pouze z operací **čtení** a **zápisu**.



Historie H je serializovatelná právě tehdy, když její závislostní graf nemá cykly.

Transakce je serializovatelná (s výjimkou fantom problémů), práve když:

- je dobře formulovaná (všechny akce prokyty zámky)
- zamykat výhradně všechny data. jejichž obsah modifikuje (legální)
- je dvoufázová - neměla by uvolňovat zámky dříve než budou všechny zámky aplikovány
- výhradní zámky drží až do COMMIT/ROLLBACK

Serializovatelnost se řeší pomocí:

- zamykání (locking) na různé úrovni granularity:
- zamykání celého systému (=>sériovost)
- jednotlivých tabulek
- Jednotlivých záznamů (vět)
- časové značky
- MVCC (multiversion concurrency control)
- predikátové zámky

1.10.6 Zamykání

Jedním ze způsobů, jak zajistit požadavek sériovosti, je zpřístupnit data vždy jen jediné transakci. Když jedna transakce získá k údaji výlučný (exklusivní) přístup, pak tento údaj nemůže modifikovat jiná transakce dříve, než první transakce skončí a uvolní přístup k údaji - a to i v případě, že byla při paralelním zpracování několikrát přerušena. Říkáme, že údaje jsou zamčeny. Jediný klíč ke každému zámku (při modifikaci) přiděluje systém pro řízení paralelního zpracování těm transakcím, které o něj požádají.

Existuje několik úrovní zamykání údajů (CO se zamyká):

1. Na úrovni operačního systému definujeme soubor typu read-only a tak zakážeme zápis a modifikaci všem.
2. Na úrovni SŘBD (Systém řízení báze dat, DBMS) v aplikačním programu definujeme svůj pracovní soubor jako soubor s výlučným přístupem (exclusive). Tak zamezíme přístup všem ostatním procesům, dokud náš program neskončí a neuvolní soubor. Použijeme příkaz k uzamčení a uvolnění souboru, říkáme, že soubor zamykáme explicitně. V SŘBD existují příkazy pro práci se souborem, které vyžadují výlučný přístup k souboru a tak si uzamykají soubor automaticky.
3. V aplikačním programu stačí často zamknout jen jeden nebo několik záznamů, ne celý soubor, aby tak byly ostatní záznamy přístupné ostatním uživatelům. Opět zamykání záznamů může být explicitní nebo automatické.
4. Některé SŘBD umožňují zamykat dokonce jen jednotlivé položky.

Rozlišujeme **zámky dvou** základních **druhů** (JAK se zamyká):

1. zámky pro sdílený přístup (shared) umožňují údaje jen číst více transakcím současně, ne však do nich zapisovat (**SLOCK**)
2. zámky výlučné (exclusive) umožní čtení i zápis vždy pouze jediné transakci (**XLOCK**).

Pokud má jedna transakce údaj (soubor, záznam) uzamčený a další transakce jej chce uzamknout také, může dojít ke kolizi. Proto v SŘBD existují funkce testující, zda je údaj volný. Pokud není, je nutno situaci programově řešit (počkat na uvolnění, zrušit transakci ap.).

Způsob zamykání (KDO zamyká):

1. Aplikační program (programátor) explicitním příkazem
2. SŘBD automaticky (implicitně) současně s některým příkazem pro manipulaci s daty

Použití zámků však není jednoduché, nesprávné použití může vést k nesprávným výsledkům. Důvodem může být například uvolnění zámku příliš brzy (může dojít k nekonzistenci)

Dobře definovaná transakce:

- Před každou operací READ se na daném DB objkektu uplatní zámek SLOCK,
- před každou operací WRITE se na daném DB objektu uplatní zámek XLOCK
- operace UNLOCK se na daném DB objektu může provést pouze tehdy, když je na daném DB objektu uplatněn zámek SLOCK/XLOCK
- každá operace SLOCK/XLOCK je v někdy v následujícím běhu transakce následována příslušnou akcí UNLOCK.

1.10.7 Jednoduchá transakce

1. Obsahuje akce READ, WRITE, XLOCK, SLOCK a UNLOCK
2. COMMIT se nahradí sekvencí příkazů UNLOCK A, pro každý objekt A, na který bylo v průběhu transakce aplikováno SLOCK A nebo XLOCK
3. ROLLBACK se nahradí sekvencí:
   - WRITE A pro každý objekt A, na nějž T aplikovala akci WRITE A
   - UNLOCK A pro každý objekt A, na nějž T aplikovala akci SLOCK A nebo XLOCK A

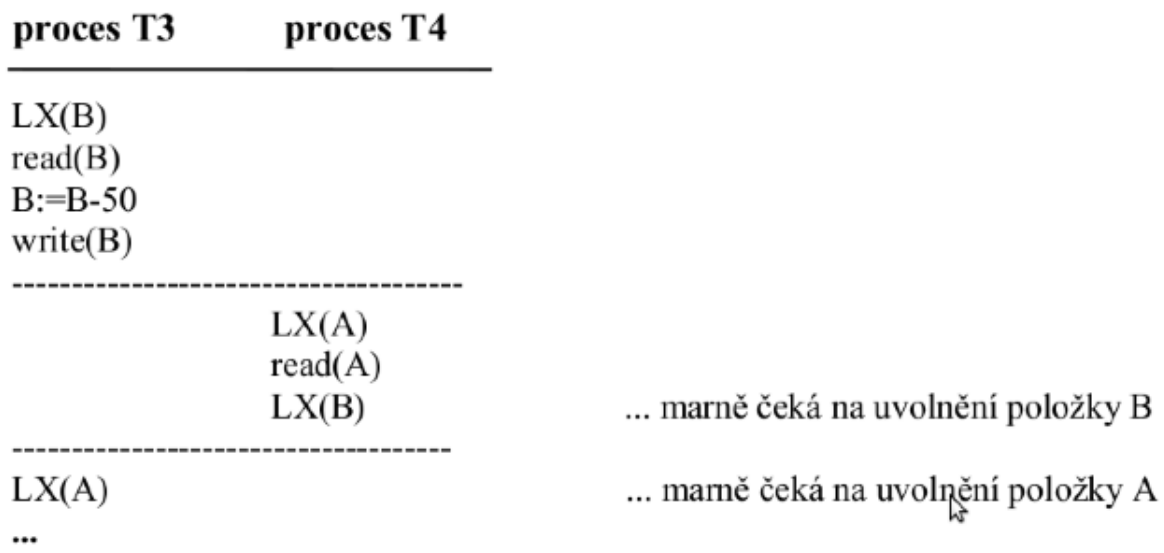
1.10.8 Dvoufázová transakce

Dvoufázové transakce Všechny akce LOCK jsou provedeny před všemi akcemi UNLOCK. Fáze vzrůstu (growing phase) - během ní se provedou všechny akce LOCK Fáze poklesu (shrinking phase) - během ní se provedou všechny akce UNLOCK. U dvoufázové transakce se fáze vzrůstu a fáze poklesu nepřekrývají.

1.10.9 Stupně izolace

	Transakce	**Názvy**	**Protokol zamykání**
0°	0° T nepřepisuje dirty data jiné transakce, je-li tato stupně 1° a více	anarchie	dobře formulován pro WRITE
1°	1° T nemá lost updates	browse	dvoufázový pro XLOCK a dobře formulovaný pro WRITE
2°	2° nemá lost updates a dirty reads		dvoufázový pro XLOCK a dobře formulovaný pro WRITE a READ
3°	3° nemá lost updates, dirty reads a má repeatable reads	isolovaná transakce serializovatelná opakovatelné čtení	dvoufázový pro XLOCK i SLOCK a dobře formulovaný pro WRITE a READ

1.10.10 Uváznutí transakcí a jeho prevence



Takovéto situaci, kdy obě transakce čekají, nelze žádný požadavek uspokojit a celý proces uvázne v mrtvém bodě nazýváme uváznutím (deadlock). Problém tedy je v tom, že pokud používáme zámků málo, hrozí nekonzistence, používáme-li zámků mnoho, hrozí uváznutí.

Máme nyní dva problémy: splnění požadavku sériovosti a řešení uváznutí v mrtvém bodě.

1 Požadavek sériovosti

K řešení prvního problému, požadavku sériovosti, se používá tzv. protokolu o zámcích. Je to řada pravidel udávajících, kdy může transakce zamknout a uvolnit objekty.

Pro prevenci uváznutí existuje více technik.

Nejjednodušší metodou prevence uváznutí je uzamčení všech položek, které transakce používá, hned na začátku transakce ještě před operacemi a jejich uvolnění až na konci transakce. Tak se transakce nezahájí dříve, dokud nemá k dispozici všechny potřebné údaje a nemůže dojít k uváznutí uprostřed transakce. Tato metoda však má dvě velké nevýhody:

1. využití přístupu k položkám je nízké, protože jsou dlouhou dobu zbytečně zamčené
2. transakce musí čekat až budou volné současně všechny údaje, které chce na začátku zamknout, a to může trvat velmi dlouho.

Jiná metoda prevence uváznutí využívá faktu, že k uváznutí nedojde, jestliže transakce zamykají objekty v pořadí respektujícím nějaké lineární uspořádání, definované nad těmito objekty (např. abecední ap.). Z hlediska uživatelského však takový požadavek je příliš omezující.

Plánovače

Některé systémy řeší problém uváznutí synchronizací paralelních transakcí pomocí plánovače. V SŘBD jsou zabudovány tyto programové moduly

- Modul řízení transakcí (RT); je to fronta, na kterou se transakce obracejí se žádostí o vykonání operací READ(X) a WRITE(X). Každá transakce je doplněna příkazy BEGIN TRANSACTION a END TRANSACTION.
- Modul řízení dat (RD) realizuje čtení a zápis objektů dle požadavků plánovače a dává plánovači zprávu o výsledku a ukončení.
- Plánovač zabezpečuje synchronizaci požadavků z fronty dle realizované strategie a řadí požadavky do schémat.
- Schéma pro množinu transakcí je pořadí, ve kterém se operace těchto transakcí realizují.

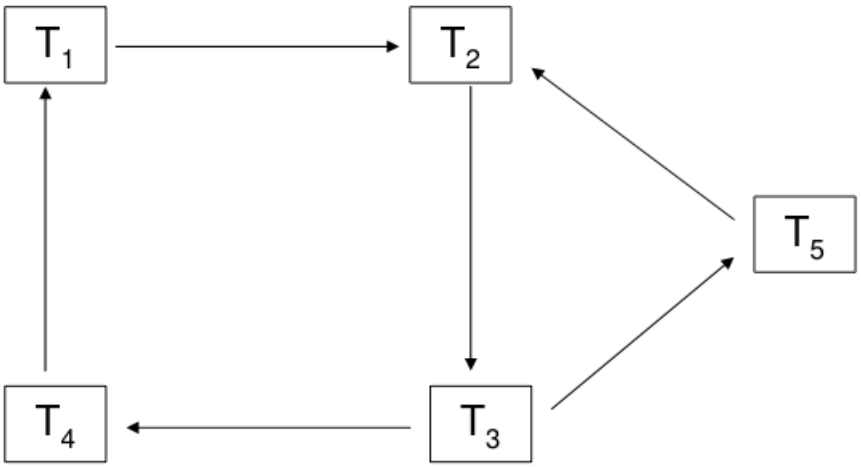
Nejjednodušší schéma je sériové (vždy proběhne celá transakce, pak další), ovšem je málo průchodné. Cílem celé strategie je větší průchodnost systému.

Plánovač při dvoufázovém zamykání vykonává tyto operace

- řídí zamykání objektů

- operace čtení a modifikace objektů povoluje jen těm transakcím, které mají příslušné objekty zamknuté
- sleduje, jestli transakce dodržují protokol dvoufázového zamykání; pokud zjistí jeho porušení, transakci zruší
- předchází uváznutí nebo ho detekují a řeší zrušením transakce.

Jestliže systém nepoužívá prevenci uváznutí, musí mít prostředky pro detekci (rozpoznání) uváznutí a obnovu činnosti umrtvených transakcí. Detekce se provádí obvykle použitím grafu relace "kdo na koho čeká". Je to graf, jehož uzly jsou transakce a orientované hrany představují uvedenou závislost. Záznamem a analýzou grafu čekání se rozpoznává uváznutí. Je-li v grafu cyklus, systém uvázl v mrtvém bodě.



Odstranění cyklů – strategie:

- Přerušovat co nejmladší transakci (ovlivnit co nejméně dalších transakcí)
- Přerušovat transakci s max. počtem zámků
- Nepřerušovat transakci, která byla již vícekrát přerušena
- Přerušit transakci, která se účastní více cyklů

Jestliže taková situace nastane, systém musí jednu nebo více transakcí vrátit zpět (pomocí souboru log), čímž se zablokovaný přístup k datům (pro tuto transakci) odblokuje a umožní provést ostatní transakce. Připomíná to situaci, kdy se dva automobily potkají na úzké cestě a jeden musí vycouvat.

Obnovení činnosti se provádí pomocí souboru log, popsaného v předchozí kapitole. V případě potřeby je možno kteroukoliv transakci vrátit. Jde jen o to, kdy a které transakce se mají provést znovu. Systém vybírá takové transakce, aby s celým postupem byly spojeny co nejmenší náklady, k tomu bere v úvahu:

- jaká část transakce již byla provedena,
- kolik dat transakce použila a kolik jich ještě potřebuje pro dokončení,

- kolik transakcí bude třeba celkem vrátit.

Podle těchto kriterií by se mohlo dále stát, že bude vracena stále tatáž transakce a její dokončení by bylo stále odkládáno. Je vhodné, aby systém měl evidenci o vracených transakcích a při výběru bral v úvahu i tuto skutečnost.

1.11 Objektově-relační mapování (ORM)

Onjektově-relační mapování je programovací technika v softwarovém inženýrství, která zajišťuje automatickou konverzi dat mezi relační databází a objektově orientovaným programovacím jazykem.

Hlavním cílem ORM je synchronizace mezi používanými objekty v aplikaci a jejich reprezentací v databázovém systému tak, aby byla zajištěna persistence dat.

Řada implementací ORM se snaží v co největší míře odstínit vývojáře od nutnosti psaní SQL dotazů a pro selekci objektů z databáze používá raději objektový přístup. Takovýto postup však zpravidla umožňuje vyhledávat objekty jen podle databázového primárního klíče, což zpravidla nestačí. Proto některé implementace ORM využívají pro selekci objektů objektový dotazovací jazyk. Jedna z výhod odstínění od práce s SQL může být i určitá nezávislost aplikace na konkrétním databázovém systému, resp. možnost zvolit databázový systém či jiné datové úložiště tak, aby vyhovovalo konkrétním podmínkám a požadavkům. Nezávislost na konkrétním databázovém systému a skrývání SQL dotazů jsou však již jen příjemné důsledky použití ORM, není to ale primárním cílem.

1.11.1 Pesistence objektů

Java Persistence API (JPA) je framework programovacího jazyka Java, který umožňuje objektově relační mapování (ORM). To usnadňuje práci s ukládáním objektů do databáze a naopak. Je určen jak pro Java SE, tak pro Java EE.