Paralelní přístup k databázi

Motivační příklad:

Bankovní převod 100,- Kč z účtu "A" na účet "B" a současný výběr 200 Kč z účtu "B".

Transakce	Hodnota A	Hodnota B	Stav účtu A	Stav účtu B
			1000,-	1000,-
T1: čti A	T1: 1000			
T1: čti B		T1: 1000		
T1: uber 100 z A	T1: 900			
T1: přidej 100 k B		T1: 1100		
T1: zapiš stav A			900,-	
T2: čti B		T2: 1000		
T1: zapiš stav B				1100,-
T2: uber 200 z B		T2: 800		
T2: zapiš stav B				800,-
Výsledný stav			900,-	800,-
Správně			900,-	900,-

Při současném vykonávání transakcí by mohlo dojít k porušení konzistence databáze i když každá z transakcí by sama o sobě konzistenci zachovávala

Paralelní přístup k databázi

Transakce:

Vlastnost **ACID:**

Atomicity:	transakce atomická - buď se podaří a provede se celá nebo nic - nelze vykonat jen část transakce
Consistency	transakce - korektní transformace stavu - zachování invariant - integritních omezení
Isolation (**I**ndependence)	(isolace = serializovatelnost). I když jsou transakce rozpracovány současně, výsledek je stejný, jako by byla vykonávána jedna po druhé
Durability	po úspěšném ukončení transakce (commit) jsou změny stavu databáze trvalé a to i v případě poruchy systému - zotavení z chyb.

Paralelní přístup k databázi

První zákon řízení paralelismu:

Současné vykonávání transakcí nesmí zapříčinit selhání programu.

Sériové provádění transakcí

Další transakce nezačne dříve, než předchozí skončila.

Bylo by postačujícím řešením v případě, že:

- všechny transakce krátké
- všechna data v paměti
- všechna data zpracována jediným procesorem

Paralelní přístup k databázi

Serializovatelné provádění transakcí:

- Více transakcí rozpracovaných současně (vyšší propustnost systému)
- Ale výsledek stejný jako při sériovém provádění.

Druhý zákon řízení paralelismu:

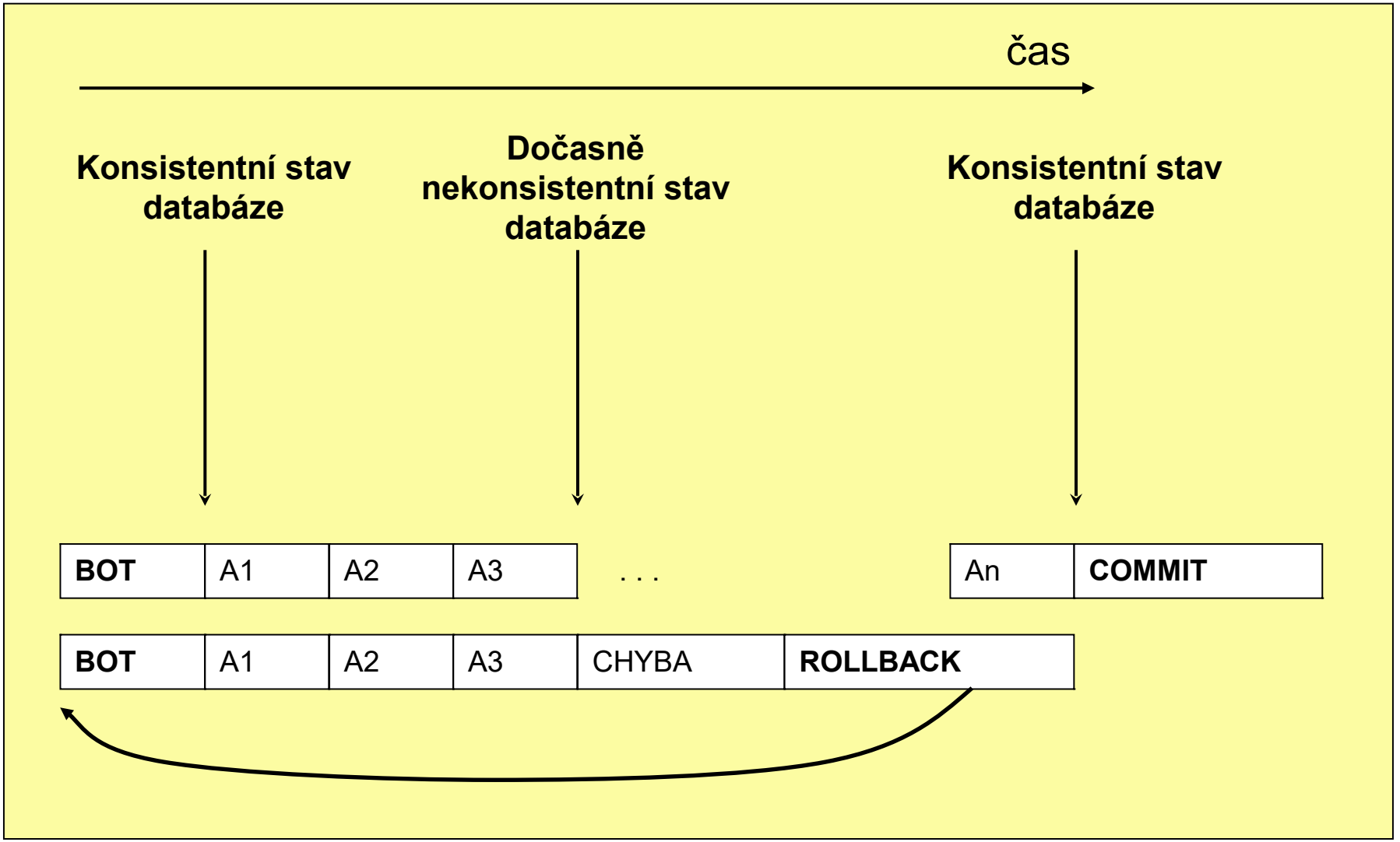
Metoda řízení paralelismu při současném vykonávání transakcí nesmí vést k nižší průchodnosti systému oproti sériovému vykonávání transakcí.

Řešení serializovatelnosti:

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

Paralelní přístup k databázi

Transakce = sekvence akcí **read** a **write** na objektech
(insert a delete zatím nejuvažujme).



Paralelní přístup k databázi

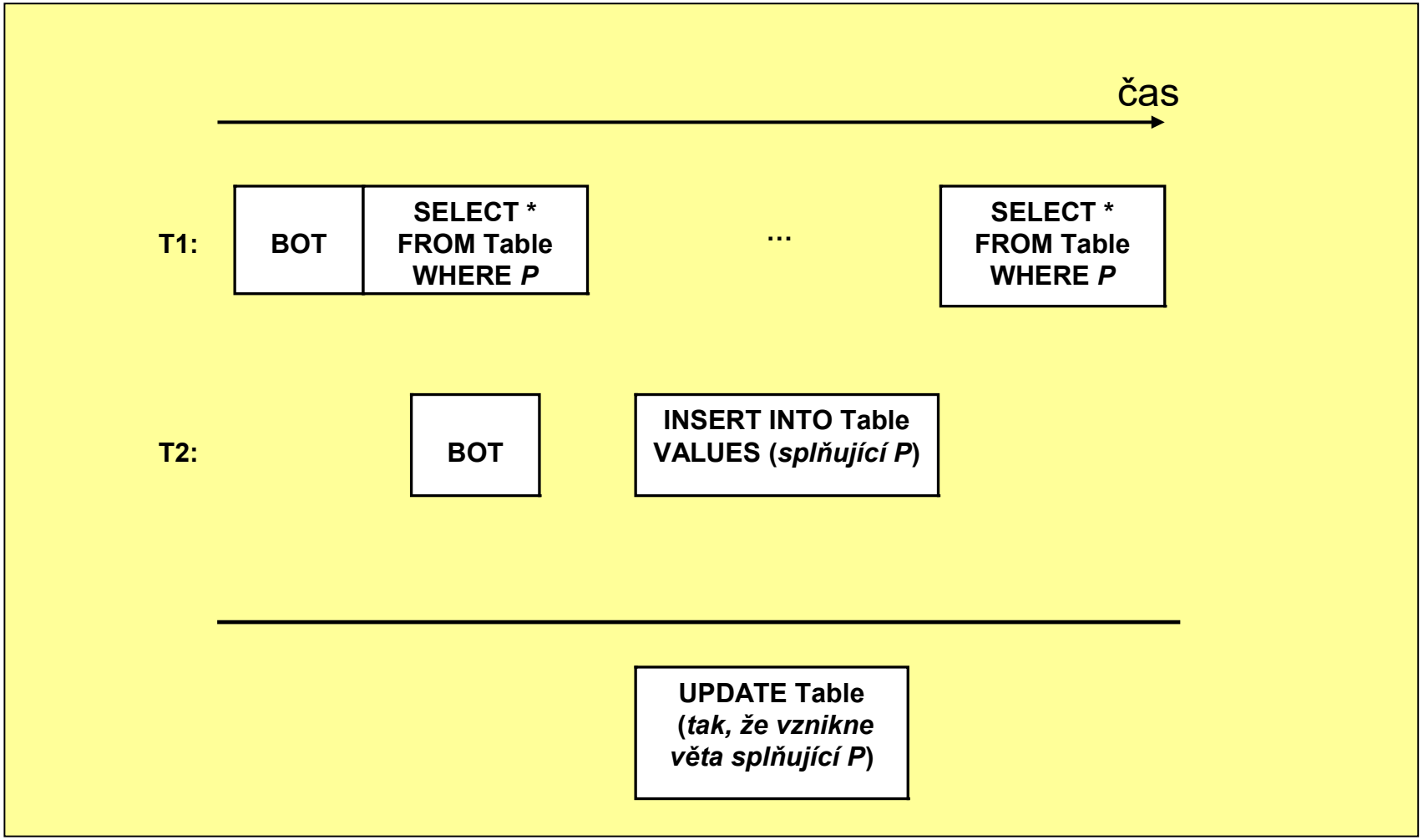
- Dvě akce **read** nad týmž objektem **nemohou** porušit konzistenci.
- Dvě akce **write** nad týmž objektem prováděné v **rámci téže transakce netřeba uvažovat**. Pokud by porušily konzistenci, je transakce nekorektní bez ohledu na paralelismus (porušeno C v ACID).
- Pouze akce typu **read a write** v rámci různých transakcí **mohou** porušit konzistenci.

Paralelní přístup k databázi

Lost update	**T1 WRITE**	**<o,1>**	Nezachová se. Jakoby T1 vůbec neběžela.
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	
Dirty read	**T2 WRITE**	**<o,2>**	
	T1 READ	**<o,2>**	T1 přečetla dočasnou (ne committed) hodnotu
	T2 ROLLBACK	<o,**1**>	
Non-repeatable read	**T1 READ**	**<o,1>**	
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	nereprodukovatelné čtení
→ **Phantom read**	Bude vysvětlen na následujícím slidu		

Paralelní přístup k databázi

Problém fantomu (Phantom read)



Paralelní přístup k databázi

Příklad LOST UPDATE:

Transakce T_1 vybírá veškerý zůstatek z účtu A.

Transakce T_2 připisuje 3% úroků na účet A.

Příklad transakční historie neboli rozvrhu:

Krok	T_1	T_2
1.	BOT	
2.		BOT
3.	$a_1 := 0$	
4.		READ(A, a_2)
5.		$a_2 := a_2 * 1.03$
6.	**WRITE(A, a_1)**	
7.		**WRITE(A, a_2)**
8.	COMMIT	
9.		COMMIT

Paralelní přístup k databázi

Příklad DIRTY READ:

Transakce T_1 převádí 300,- Kč z účtu A na účet B.

Transakce T_2 připisuje 3% úroků na účet A, který není v daném časovém okamžiku v konsistentním stavu.

Příklad transakční historie neboli rozvrhu:

Krok	T_1	T_2
1.	READ(A, a_1)	
2.	$a_1 := a_1 - 300$	
3.	**WRITE(A, a_1)**	
4.		**READ(A, a_2)**
5.		$a_2 := a_2 * 1.03$
6.		WRITE(A, a_2)
7.	READ(B, b_1)	
	READ selhal, proto:	
8.	ROLLBACK	

ROLLBACK vrátí stav na začátek transakce T1, tím ale přijdeme o efekt transakce T2. To je problém transakce T2, že si přečetla údaj, který ještě nebyl potvrzen (commited)

Paralelní přístup k databázi

Příklad UNREPEATABLE READ:

Transakce T_1 převádí 300,- Kč z účtu A na účet B.

Transakce T_2 připisuje 3% úroků na účet A, který není v daném časovém okamžiku v konsistentním stavu.

Příklad transakční historie neboli rozvrhu:

Krok	T_1	T_2
1.	**READ(A, a_1)**	
2.		READ(A, a_2)
3.		$a_2 := a_2 * 1.03$
4.		**WRITE(A, a_2)**
5.	$a_1 := a_1 - 300$	
6.	WRITE(	
7.	READ(	
8	$b_1 := b_1$	
8.	WRITE(	

T_2 přepsala údaj, který má transakce T_1 načtený a hodlá s ním nadále pracovat -> T_1 bude pracovat s nekonzistentními daty!

Proměnná a_1 neodpovídá stavu databáze. Kdybychom znovu provedli READ(A,a_1), byl by obsah proměnné a_1 jiný!

Paralelní přístup k databázi

Příklad PHANTOM READ:

V průběhu zpracování T_2 zavede T_1 do databáze nový údaj (větu), proto T_2 pro dva totožné dotazy poskytne dvě různé odpovědi.

Příklad transakční historie neboli rozvrhu:

Krok	T_1	T_2
1.		SELECT sum(*StavUctu*) FROM *Ucty*
2.	INSERT INTO *Ucty* VALUES (*StavUctu*, *1000*)	
3.		SELECT sum(*StavUctu*) FROM *Ucty*

Paralelní přístup k databázi

Lost update	**T1 WRITE**	**<o,1>**	Nezachová se. Jakoby T1 vůbec neběžela.
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	
Dirty read	**T2 WRITE**	**<o,2>**	
	T1 READ	**<o,2>**	T1 přečetla dočasnou (ne committed) hodnotu
	T2 ROLLBACK	<o,**1**>	
Unrepeatable read	**T1 READ**	**<o,1>**	
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	nereprodukovatelné čtení
→ **Phantom read**	T1 SELECT predikát T2 INSERT o3 T1 SELECT predikát	{ o1, o2} { o1, o2, o3}	

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

Teorie SERIALIZOVATELNOSTI

Nechť se transakce T_i skládá z následujících elementárních operací:

- **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 následující 4 případy:

READ$_I$(A) - READ$_J$(A)	Není konflikt	Na pořadí nezávisí
READ$_I$(A) - WRITE$_J$(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam
WRITE$_I$(A) - READ$_J$(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam
WRITE$_I$(A) - WRITE$_J$(A)	**Konflikt**	Pořadí má význam

Zajímavé jsou navzájem konfliktní operace:

Dvě **historie H_1 a H_2** (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 H_1 a $<_{H2}$ indukované historií H_2 platí: pokud p_i a q_j jsou konfliktní operace takové, že $p_i <_{H1} q_j$, musí platit také $p_i <_{H2} q_j$. Pořadí nekonfliktních operací není zajímavé.

Ne každá historie je serializovatelná:

	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**	

Důvod:

Transakce T_1 **předchází transakci** T_2

při zpracování objektu **A**,

ale transakce T_2 **předchází transakci** T_1

při zpracování objektu **B**.

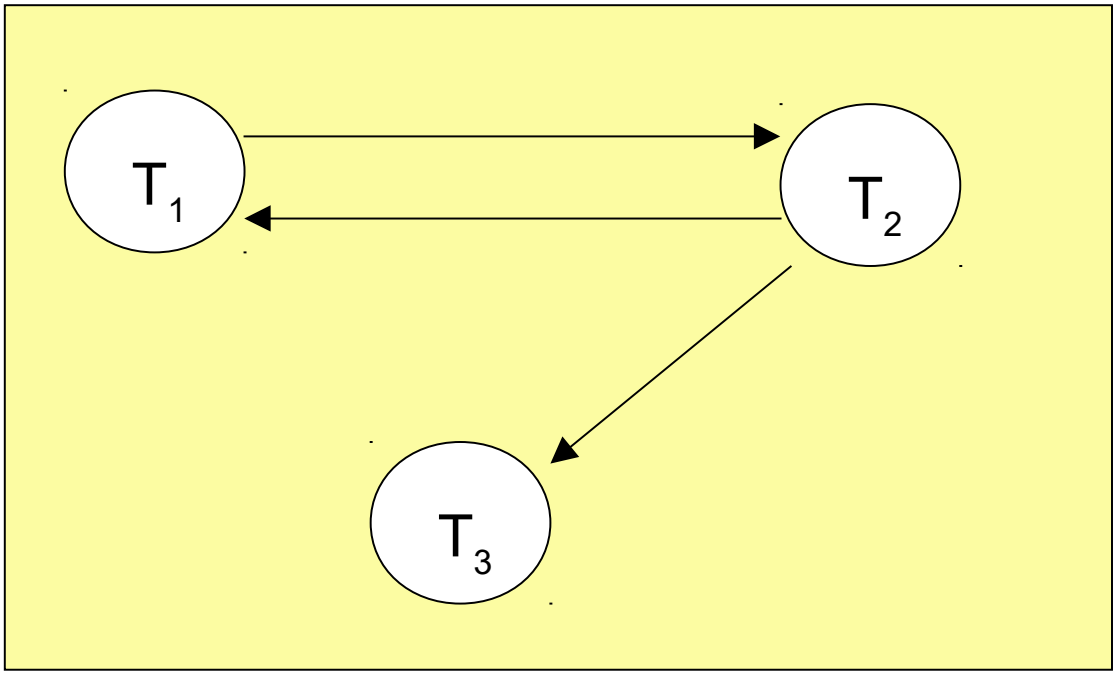
Tato historie není proto ekvivalentní ani sériovému provedení transakcí v pořadí T_1T_2 ani sériovému provedení transakcí v pořadí T_2T_1.

Teorie serializovatelnosti (II)

Příklad: Mějme historii H například se třemi transakcemi T_1, T_2, T_3:

$w_2(B) < r_1(B)$; $w_1(A) < r_2(A)$; $w_2(C) < r_3(C)$; $w_2(A) < r_3(A)$

Závislostní graf: $T_2 \rightarrow T_1$ $T_1 \rightarrow T_2$ $T_2 \rightarrow T_3$ $T_2 \rightarrow T_3$



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

Zamykání:

2 typy zámků:

- SLOCK: tzv. sdílený (Shared) zámek.
- XLOCK: tzv. výlučný (eXclusive) zámek.

Dobře formovaná transakce

- Před každou operací READ se na daném DB objektu 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 někdy v následujícím běhu transakce následována příslušnou akcí UNLOCK.

Kompatibilita zámků

		Existující zámek		
		Není	SLOCK	XLOCK
Požadovaný zámek	SLOCK	OK	OK	Konflikt
	XLOCK	OK	Konflikt	Konflikt

Legální historie:

Každá historie dodržující kompatibilitu zámků je historií **legální.**

Akce a transakce

Akce na objektech:	READ, WRITE, XLOCK, SLOCK, UNLOCK
Akce globální:	BEGIN, COMMIT, ROLLBACK

T'	BEGIN		T"	BEGIN	
	SLOCK	A		SLOCK	A
	XLOCK	B		READ	A
	READ	A		XLOCK	B
	WRITE	B		WRITE	B
	COMMIT (UNLOCK A, B)			ROLLBACK (UNLOCK A, B)	

Na další stránce se zbavme se operací COMMIT a ROLLBACK převedením na (z hlediska konzistence) ekvivaletní transakční model:

Jednoduchá transakce (simple transaction):

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

T'	SLOCK	A
	XLOCK	B
	READ	A
	WRITE	B
	UNLOCK	A
	UNLOCK	B

T''	SLOCK	A
	READ	A
	XLOCK	B
	WRITE	B
	WRITE (undo)	B
	UNLOCK	A
	UNLOCK	B

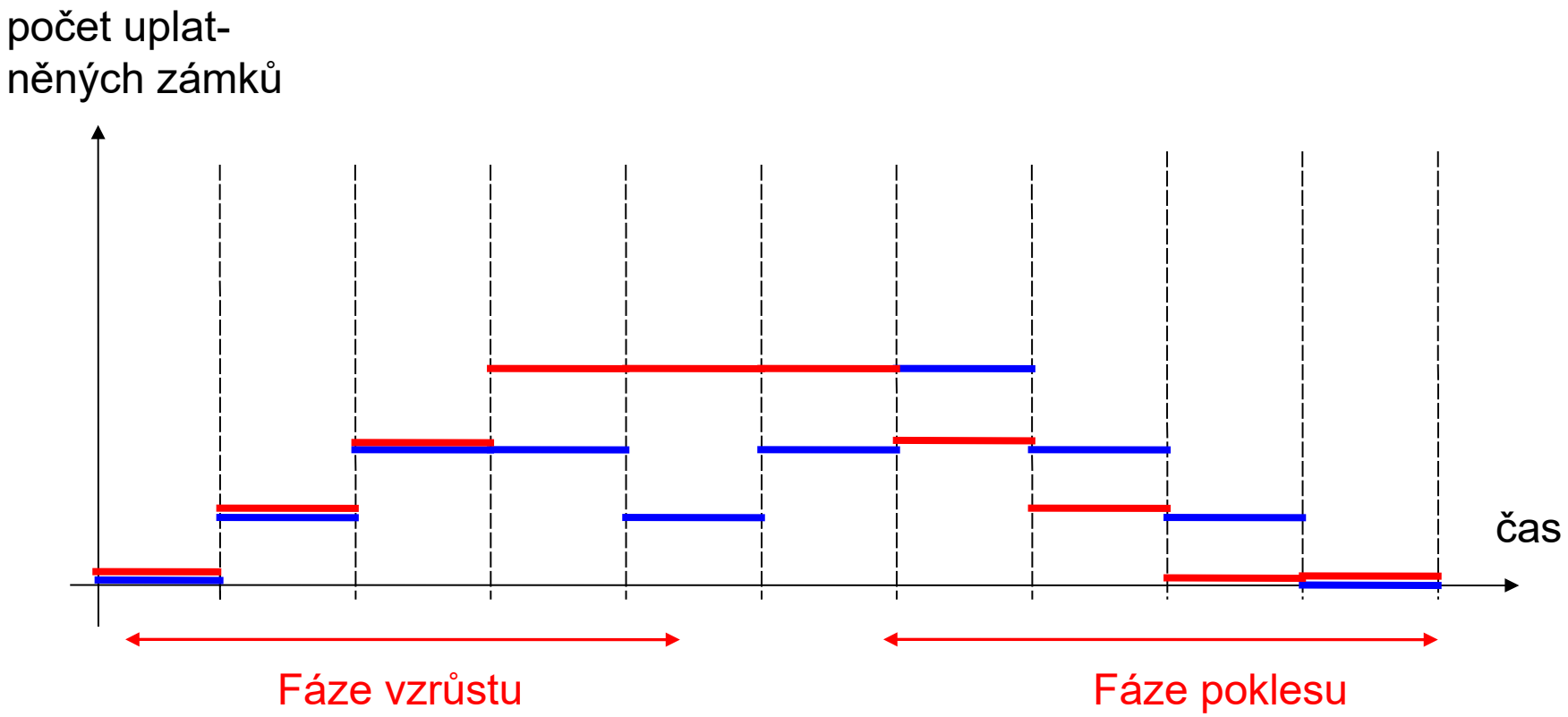
Dvoufázové transakce

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**



Jestliže všechny transakce {T1, … Tn} jsou
- **dobře formované** (všechny akce jsou prokyty zámky)
- a **dvoufázové** (je-li zámek uvolněn, žádný další už není uzamčen),

pak každá jejich
legální historie (neporušuje kompatibilitu zámků)
je **serializovatelná**.

Pozn.: pozor na fantom read.

Další problémy?

Jestliže všechny transakce {T1, … Tn} jsou
- **dobře formovaná** (všechny akce jsou prokyty zámky)
- a **dvoufázové** (je-li zámek uvolněn, žádný další už není uzamčen),

pak každá jejich
legální historie (neporušuje kompatibilitu zámků)
je **serializovatelná**.

Pozn.: pozor na fantom read.

Další problémy?

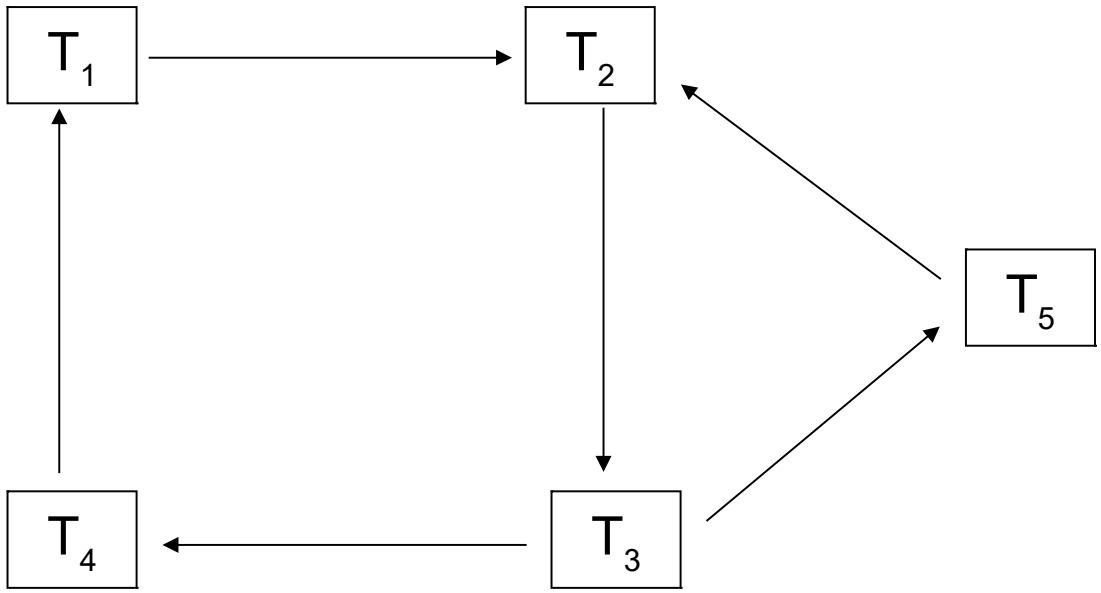
1.) při ROLLBACK → kaskádovitý ROLLBACK pro závislé transakce
→ **striktně dvoufázové transakce**
(všechny UNLOCK až po dokončení transakce, horší paralelizace)
2.) uváznutí (dead-lock)

Vzájemné uváznutí transakcí (deadlock)

Krok	**T_1**	**T_2**	
1	**BOT**		
2	**LockX(A)**		
3		**BOT**	
4		**LockS(B)**	
5		Read(B)	
6	Read(A)		
7	Write(A)		
8	**LockX(B)**		T_1 musí čekat na T_2
9		**LockS(A)**	T_2 musí čekat na T_1
10	…	…	

Vzájemné uváznutí transakcí (deadlock)

Graf vzájemného čekání:



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

Paralelní přístup k databázi

Lost update	**T1 WRITE**	**<o,1>**	Nezachová se. Jakoby T1 vůbec neběžela.
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	
Dirty read	**T2 WRITE**	**<o,2>**	
	T1 READ	**<o,2>**	T1 přečetla dočasnou (ne committed) hodnotu
	T2 ROLLBACK	<o,**1**>	
Unrepeatable read	**T1 READ**	**<o,1>**	
	T2 WRITE	**<o,2>**	
	T1 READ	<o,**2**>	nereprodukovatelné čtení
→ **Phantom read**	T1 SELECT predikát T2 INSERT o3 T1 SELECT predikát	{ o1, o2} { o1, o2, o3}	

Stupně isolace

	Transakce	**Názvy**	**Protokol zamykání** (dvoufázové)
0°	0°	anarchie	konzistence read / write
1°	1° nemá lost updates (pozdržený zápis)	browse	WRITE: lokální zámek READ: lokální zámek WHERE: lokální zámek
2°	2° nemá lost updates a dirty reads		**WRITE**: zámek transakce READ: lokální zámek WHERE: lokální zámek
3°	3° nemá lost updates, dirty reads a má repeatable reads	serializable	**WRITE**: zámek transakce **READ**: zámek transakce WHERE: lokální zámek
4°	4° nemá lost updates, dirty reads a má repeatable reads, ochrana fantomů	serializable (ochrana fantomů)	**WRITE**: zámek transakce **READ**: zámek transakce **WHERE**: zámek transakce

SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL **[READ UNCOMMITTED]**
[READ COMMITTED]
[REPEATABLE READ]
[SERIALIZABLE]

READ UNCOMMITTED	**-**	1° browse - pro read-only transakce
READ COMMITTED	**-**	stabilita kursoru (vylepšený 2°)
REPEATABLE READ	**-**	3° bez ochrany fantomů
SERIALIZABLE	**-**	3° včetně ochany fantomů (4°)

ISO:	Postgre SQL
READ UNCOMMITTED	**READ COMMITTED**
READ COMMITTED	**READ COMMITTED**
REPEATABLE READ	**SERIALIZABLE**
SERIALIZABLE	**SERIALIZABLE**

READ COMMITED in PostreSQL:

Snapshot se dělá na začátku SELECTU

Notice that two successive **SELECT**s can see different data, even though they are within a single transaction, when other transactions commit changes during execution of the first **SELECT**.

SERIALIZABLE in PostreSQL:

Snapshot se dělá na začátku transakce.

This is different from Read Committed in that the **SELECT** sees a snapshot as of the start of the transaction, not as of the start of the current query within the transaction.

Ochrana před fantomy:

Jediná spolehlivá ochrana jsou **predikátové zámky**.

SELECT * FROM T Where P1()

Predikát P1() se uloží do seznamu aktivních predikátových zámků.

Chci paralelně provést **INSERT INTO T ....** .

Musí se ověřit, zda náhodou vkládané věta nevyhovuje některému z aktivních predikátových zámků. Pokud ano, konflikt.

Predikátové zámky výpočetně i implementačně náročné.

Když ne predikátové zámky, co tedy?

- Časové značky
- MVCC – multiversion Concurrency Control

MVCC – multiversion Concurrency Control

- Používá časové značky
- Snapshot isolation
  - Na začátku transakce se udělá „snapshot“ databáze.
  - Změny prováděné během transakce jsou vidět v této transakci, ale nikoliv v transakcích paralelních.
  - Po skončení transkace se provede commit pouze tehdy, když updaty, které provedla, nejsou v konfliktu s updaty transakcí, které commitovaly poté, co jsme udělali snapshot.