

# Mehrbenutzer-Synchronisation

- Konflikt-Kategorien
- Serialisierung
- Historien
- Sperrungen
- Verklemmungen
- Optimistische Synchronisation
- Synchronisation in SQL



Kapitel 11

1

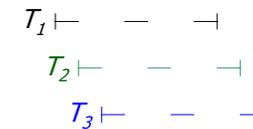
# Mehrbenutzersynchronisation

Ausführung der drei Transaktionen  $T_1$ ,  $T_2$  und  $T_3$ :

(a) im Einzelbetrieb und



(b) im (verzahnten) Mehrbenutzerbetrieb (gestrichelte Linien repräsentieren Wartezeiten)



2

## Fehler bei unkontrolliertem Mehrbenutzerbetrieb I

Verlorengegangene Änderungen (*lost update*)

Schritt	$T_1$	$T_2$
1.	read( $A, a_1$ )	
2.	$a_1 := a_1 - 300$	
3.		read( $A, a_2$ )
4.		$a_2 := a_2 * 1.03$
5.		write( $A, a_2$ )
6.	write( $A, a_1$ )	
7.	read( $B, b_1$ )	
8.	$b_1 := b_1 + 300$	
9.	write( $B, b_1$ )	

3

## Fehler bei unkontrolliertem Mehrbenutzerbetrieb II

Abhängigkeit von nicht freigegebenen Änderungen

Schritt	$T_1$	$T_2$
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( $B, b_1$ )	
8.	...	
9.	abort	

4

## Fehler bei unkontrolliertem Mehrbenutzerbetrieb III Phantomproblem

$T_1$	$T_2$
	<b>select</b> sum(KontoStand)
	<b>from</b> Konten
<b>insert into</b> Konten	
<b>values</b> (C,1000,...)	
	<b>select</b> sum(Kontostand)
	<b>from</b> Konten

5

## Serialisierbarkeit

- Historie ist „äquivalent“ zu einer seriellen Historie
- dennoch parallele (verzahnte) Ausführung möglich

### Serialisierbare Historie von $T_1$ und $T_2$

Schritt	$T_1$	$T_2$
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)	
3.		<b>BOT</b>
4.		read(C)
5.	write(A)	
6.		write(C)
7.	read(B)	
8.	write(B)	
9.	<b>commit</b>	
10.		read(A)
11.		write(A)
12.		<b>commit</b>

6

## Serielle Ausführung von $T_1$ vor $T_2$ , also $T_1 | T_2$

Schritt	$T_1$	$T_2$
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)	
3.	write(A)	
4.	read(B)	
5.	write(B)	
6.	<b>commit</b>	
7.		<b>BOT</b>
8.		read(C)
9.		write(C)
10.		read(A)
11.		write(A)
12.		<b>commit</b>

7

## Nicht serialisierbare Historie

Schritt	$T_1$	$T_3$
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)	
3.	write(A)	
4.		<b>BOT</b>
5.		read(A)
6.		write(A)
7.		read(B)
8.		write(B)
9.		<b>commit</b>
10.	read(B)	
11.	write(B)	
12.	<b>commit</b>	

8

## Zwei verzahnte Überweisungs-Transaktionen

Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>3</sub>
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A,a <sub>1</sub> )	
3.	a <sub>1</sub> := a <sub>1</sub> - 50	
4.	write(A,a <sub>1</sub> )	
5.		<b>BOT</b>
6.		read(A,a <sub>2</sub> )
7.		a <sub>2</sub> := a <sub>2</sub> - 100
8.		write(A,a <sub>2</sub> )
9.		read(B,b <sub>2</sub> )
10.		b <sub>2</sub> := b <sub>2</sub> + 100
11.		write(B,b <sub>2</sub> )
12.		<b>commit</b>
13.	read(B,b <sub>1</sub> )	
14.	b <sub>1</sub> := b <sub>1</sub> + 50	
15.	write(B,b <sub>1</sub> )	
16.	<b>commit</b>	

Ist nicht serialisierbar, obwohl dies im konkreten Fall nicht zum Konflikt führt. Letzteres kann die DB aber nicht beurteilen.

9

## Eine Überweisung (T<sub>1</sub>) und eine Zinsgutschrift (T<sub>3</sub>)

Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>3</sub>
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A,a <sub>1</sub> )	
3.	a <sub>1</sub> := a <sub>1</sub> - 50	
4.	write(A,a <sub>1</sub> )	
5.		<b>BOT</b>
6.		read(A,a <sub>2</sub> )
7.		a <sub>2</sub> := a <sub>2</sub> * 1.03
8.		write(A,a <sub>2</sub> )
9.		read(B,b <sub>2</sub> )
10.		b <sub>2</sub> := b <sub>2</sub> * 1.03
11.		write(B,b <sub>2</sub> )
12.		<b>commit</b>
13.	read(B,b <sub>1</sub> )	
14.	b <sub>1</sub> := b <sub>1</sub> + 50	
15.	write(B,b <sub>1</sub> )	
16.	<b>commit</b>	

Dieselbe r/w-Konstellation, diesmal zum Konflikt führend. Die DB greift zur Kontrolle nur auf die r/w-Struktur zu, nicht auf die Semantik der Anwendung!

10

## Theorie der Serialisierbarkeit

### „Formale“ Definition einer Transaktion

#### Operationen einer Transaktion T<sub>i</sub>

- r<sub>i</sub>(A) zum Lesen des Datenobjekts A,
- w<sub>i</sub>(A) zum Schreiben des Datenobjekts A,
- a<sub>i</sub> zur Durchführung eines **aborts**,
- c<sub>i</sub> zur Durchführung des **commit**.

11

## Theorie der Serialisierbarkeit

### Konsistenzanforderung einer Transaktion T<sub>i</sub>

- entweder **abort** oder **commit** aber nicht beides!
- Falls T<sub>i</sub> ein **abort** durchführt, müssen alle anderen Operationen p<sub>j</sub>(A) vor a<sub>i</sub> ausgeführt werden, also p<sub>j</sub>(A) <<sub>i</sub> a<sub>i</sub>.
- Analoges gilt für das **commit**, d.h. p<sub>j</sub>(A) <<sub>i</sub> c<sub>i</sub> falls T<sub>i</sub> „committed“.
- Wenn T<sub>i</sub> ein Datum A liest und auch schreibt, muss die Reihenfolge festgelegt werden, also entweder r<sub>i</sub>(A) <<sub>i</sub> w<sub>i</sub>(A) oder w<sub>i</sub>(A) <<sub>i</sub> r<sub>i</sub>(A).

12

# Theorie der Serialisierbarkeit II

## Historie

- $r_i(A)$  und  $r_j(A)$ : In diesem Fall ist die Reihenfolge der Ausführungen irrelevant, da beide TAs in jedem Fall denselben Zustand lesen. Diese beiden Operationen stehen also nicht in Konflikt zueinander, so dass in der Historie ihre Reihenfolge zueinander irrelevant ist.
- $r_i(A)$  und  $w_j(A)$ : Hierbei handelt es sich um einen Konflikt, da  $T_i$  entweder den alten oder den neuen Wert von  $A$  liest. Es muss also entweder  $r_i(A)$  vor  $w_j(A)$  oder  $w_j(A)$  vor  $r_i(A)$  spezifiziert werden.
- $w_i(A)$  und  $r_j(A)$ : analog
- $w_i(A)$  und  $w_j(A)$ : Auch in diesem Fall ist die Reihenfolge der Ausführung entscheidend für den Zustand der Datenbasis; also handelt es sich um Konfliktoperationen, für die die Reihenfolge festzulegen ist.

13

# Formale Definition einer Historie

Eine Historie ist eine partiell geordnete Menge  $(H, <_H)$  mit

- $H = \bigcup_{i=1}^n T_i$

- $<_H$  ist verträglich mit allen  $<_i$ -Ordnungen, d.h.:

$$<_H \supseteq \bigcup_{i=1}^n <_i$$

Die Ordnung muss nicht total sein, z.B. bei Mehrprozessorbetrieb.

- Für zwei Konfliktoperationen  $p, q \in H$  gilt entweder

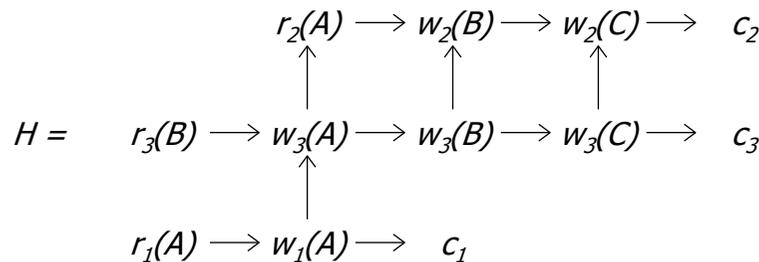
- $p <_H q$       oder

- $q <_H p$ .

14

# Historie für drei Transaktionen

## Beispiel-Historie für 3 TAs



15

# Äquivalenz zweier Historien

- $H \equiv H'$  wenn sie die Konfliktoperationen der nicht abgebrochenen Transaktionen in derselben Reihenfolge ausführen.

Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>2</sub>	Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>2</sub>
1.	<b>BOT</b>		1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)		2.	read(A)	
3.		<b>BOT</b>	3.	write(A)	
4.		read(C)	4.	read(B)	
5.	write(A)		5.	write(B)	
6.		write(C)	6.	<b>commit</b>	
7.	read(B)		7.		<b>BOT</b>
8.	write(B)		8.		read(C)
9.	<b>commit</b>		9.		write(C)
10.		read(A)	10.		read(A)
11.		write(A)	11.		write(A)
12.		<b>commit</b>	12.		<b>commit</b>

(s. Folie 6)

(s. Folie 7)

16

Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>2</sub>
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)	
3.		<b>BOT</b>
4.		read(C)
5.	write(A)	
6.		write(C)
7.	read(B)	
8.	write(B)	
9.	<b>commit</b>	
10.		read(A)
11.		write(A)
12.		<b>commit</b>

(s. Folie 6)

$r_1(A) \rightarrow r_2(C) \rightarrow w_1(A) \rightarrow w_2(C) \rightarrow r_1(B) \rightarrow w_1(B) \rightarrow c_1 \rightarrow r_2(A) \rightarrow w_2(A) \rightarrow c_2$   
 $r_1(A) \rightarrow w_1(A) \rightarrow r_2(C) \rightarrow w_2(C) \rightarrow r_1(B) \rightarrow w_1(B) \rightarrow c_1 \rightarrow r_2(A) \rightarrow w_2(A) \rightarrow c_2$   
 $r_1(A) \rightarrow w_1(A) \rightarrow r_1(B) \rightarrow r_2(C) \rightarrow w_2(C) \rightarrow w_1(B) \rightarrow c_1 \rightarrow r_2(A) \rightarrow w_2(A) \rightarrow c_2$   
 $r_1(A) \rightarrow w_1(A) \rightarrow r_1(B) \rightarrow w_1(B) \rightarrow c_1 \rightarrow r_2(C) \rightarrow w_2(C) \rightarrow r_2(A) \rightarrow w_2(A) \rightarrow c_2$

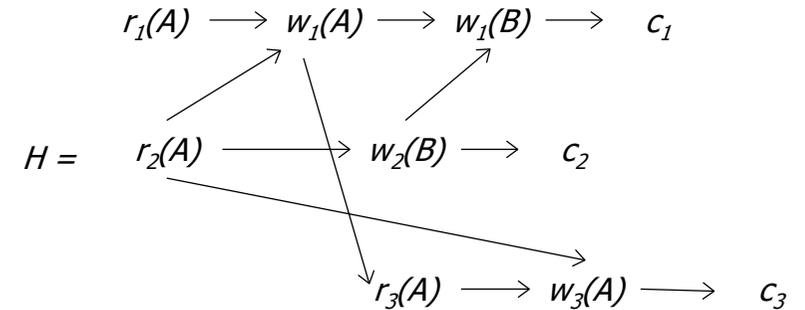
Schritt	T <sub>1</sub>	T <sub>2</sub>
1.	<b>BOT</b>	
2.	read(A)	
3.	write(A)	
4.	read(B)	
5.	write(B)	
6.	<b>commit</b>	
7.		<b>BOT</b>
8.		read(C)
9.		write(C)
10.		read(A)
11.		write(A)
12.		<b>commit</b>

(s. Folie 7)

## Serialisierbare Historie

Eine Historie ist *serialisierbar*, wenn sie äquivalent zu einer seriellen Historie *Hs* ist.

Historie ...

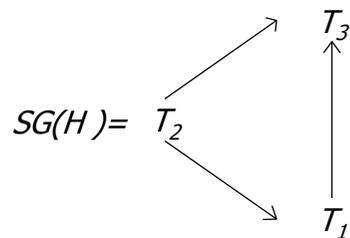


17

18

## Serialisierbarkeitsgraph

... und zugehöriger Serialisierbarkeitsgraph



- $w_1(A) \rightarrow r_3(A)$  der Historie  $H$  führt zur Kante  $T_1 \rightarrow T_3$  des SG
- weitere Kanten analog
- „Verdichtung“ der Historie

19

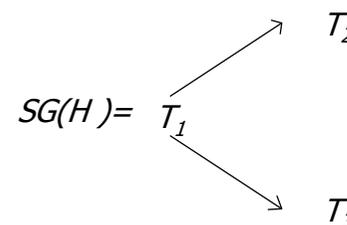
## Serialisierbarkeitstheorem

Satz: Eine Historie  $H$  ist genau dann *serialisierbar*, wenn der zugehörige Serialisierbarkeitsgraph  $SG(H)$  azyklisch ist.

Historie

$H =$   
 $w_1(A) \rightarrow w_1(B) \rightarrow c_1 \rightarrow r_2(A) \rightarrow r_3(B) \rightarrow w_2(A) \rightarrow c_2 \rightarrow w_3(B) \rightarrow c_3$

Serialisierbarkeitsgraph



Topologische Ordnung(en)

$H_s^1 = T_1 | T_2 | T_3$

$H_s^2 = T_1 | T_3 | T_2$

$H \equiv H_s^1 \equiv H_s^2$

20

## Eigenschaften von Historien bezüglich der Recovery

### Terminologie

Wir sagen, dass in der Historie  $H$   $T_j$  von  $T_i$  liest, wenn folgendes gilt:

- $T_j$  schreibt mindestens ein Datum  $A$ , das  $T_i$  nachfolgend liest, also:

$$w_j(A) <_H r_i(A)$$

- $T_j$  wird (zumindest) nicht vor dem Lesevorgang von  $T_i$  zurückgesetzt, also:

$$a_j \not<_H r_i(A)$$

- Alle anderen zwischenzeitlichen Schreibvorgänge auf  $A$  durch andere Transaktionen  $T_k$  werden vor dem Lesen durch  $T_i$  zurückgesetzt. Falls also ein  $w_k(A)$  mit  $w_j(A) < w_k(A) < r_i(A)$  existiert, so muss es auch ein  $a_k < r_i(A)$  geben.

21

## Eigenschaften von Historien bezüglich der Recovery

### Rücksetzbare Historien

Eine Historie heißt **rücksetzbar**, falls immer die schreibende Transaktion (in unserer Notation  $T_j$ ) vor der lesenden Transaktion ( $T_i$  genannt) ihr **commit** durchführt, also:  $c_j <_H c_i$ .

Anders ausgedrückt: Eine Transaktion darf erst dann ihr **commit** durchführen, wenn alle Transaktionen, von denen sie gelesen hat, beendet sind.

22

## Eigenschaften von Historien bezüglich der Recovery

### Beispiel-Historie mit kaskadierendem Rücksetzen:

Schritt	$T_1$	$T_2$	$T_3$	$T_4$	$T_5$
0.	...				
1.	$w_1(A)$				
2.		$r_2(A)$			
3.		$w_2(B)$			
4.			$r_3(B)$		
5.			$w_3(C)$		
6.				$r_4(C)$	
7.				$w_4(D)$	
8.					$r_5(D)$
9.	$a_1(\text{abort})$				

### Historien ohne kaskadierendes Rücksetzen

Eine Historie vermeidet kaskadierendes Rücksetzen, wenn für je zwei TAs  $T_i$  und  $T_j$  gilt:

- $c_j <_H r_i(A)$  gilt, wann immer  $T_i$  ein Datum  $A$  von  $T_j$  liest.

23

## Strikte Historien

Eine Historie ist strikt, wenn für je zwei TAs  $T_i$  und  $T_j$  gilt:

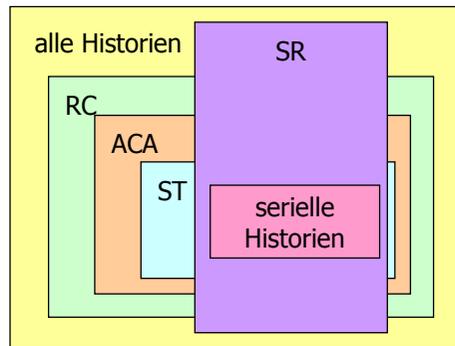
Wenn  $w_j(A) <_H o_i(A)$  (mit  $o_i = w_i$  oder  $o_i = r_i$ ),

dann muss entweder

- $a_j <_H o_i(A)$  oder
- $c_j <_H o_i(A)$  gelten.

24

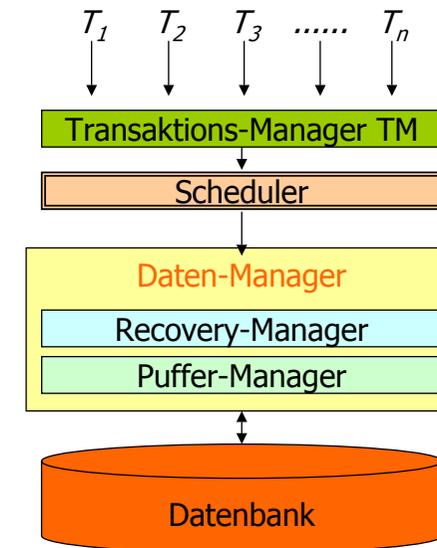
## Beziehungen zwischen den Klassen von Historien



- *SR*: serialisierbare Historien
- *RC*: rücksetzbare Historien
- *ACA*: Historien ohne kaskadierendes Rücksetzen
- *ST*: strikte Historien

25

## Der Datenbank-Scheduler



26

## Aufgabe des Schedulers

- Reihung der Operationen verschiedener Transaktionen, so dass die Historie
  - mindestens serialisierbar
  - und meistens auch ohne kaskadierendes Rollback rücksetzbar ist.
- Die entstehenden Historien sollten also aus dem Bereich  $ACA \cap SR$  stammen.
- Verschiedene Ansätze möglich:
  - sperrbasierte Synchronisation (wird am häufigsten verwandt)
  - Zeitstempel-basierte Synchronisation
  - optimistische Synchronisation (eignet sich bei vorwiegend lesenden Zugriffen)

27

## Sperrbasierte Synchronisation

Zwei Sperrmodi

- *S* (shared, read lock, Lesesperre):
- *X* (exclusive, write lock, Schreibsperre):
- *Verträglichkeitsmatrix* (auch *Kompatibilitätsmatrix* genannt)

	<i>NL</i>	<i>S</i>	<i>X</i>
<i>S</i>	✓	✓	-
<i>X</i>	✓	-	-

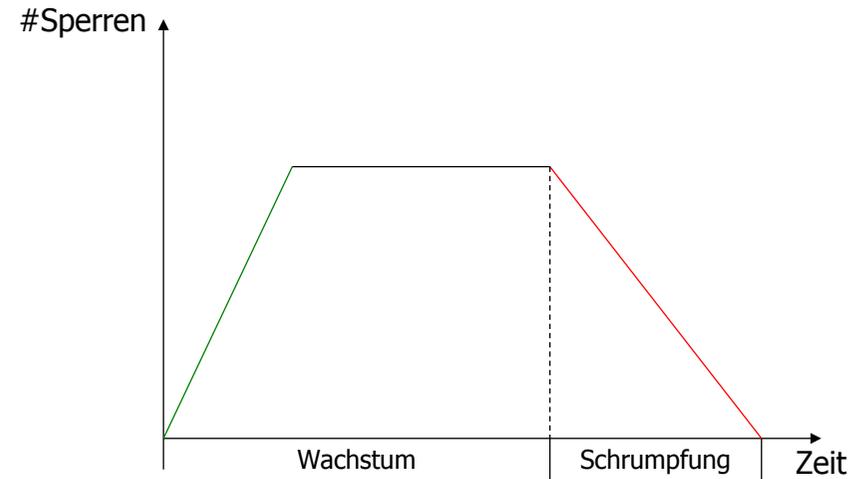
28

## Zwei-Phasen-Sperrprotokoll: Definition

1. Jedes Objekt, das von einer Transaktion benutzt werden soll, muss vorher entsprechend gesperrt werden.
2. Eine Transaktion fordert eine Sperre, die sie schon besitzt, nicht erneut an.
3. Eine Transaktion muss die Sperren anderer Transaktionen auf dem von ihr benötigten Objekt gemäß der Verträglichkeitstabelle beachten. Wenn die Sperre nicht gewährt werden kann, wird die Transaktion in eine entsprechende Warteschlange eingereiht – bis die Sperre gewährt werden kann.
4. Jede Transaktion durchläuft zwei Phasen:
  - Eine *Wachstumsphase*, in der sie Sperren anfordern, aber keine freigeben darf und
  - eine *Schrumpfphase*, in der sie ihre bisher erworbenen Sperren freigibt, aber keine weiteren anfordern darf.
5. Bei EOT (Transaktionsende) muss eine Transaktion alle ihre Sperren zurückgeben.

29

## Zwei-Phasen Sperrprotokoll: Grafik



30

## Verzahnung zweier TAs gemäß 2PL

- $T_1$  modifiziert nacheinander die Datenobjekte  $A$  und  $B$  (z.B. eine Überweisung)
- $T_2$  liest nacheinander dieselben Datenobjekte  $A$  und  $B$  (z.B. zur Aufsummierung der beiden Kontostände).

31

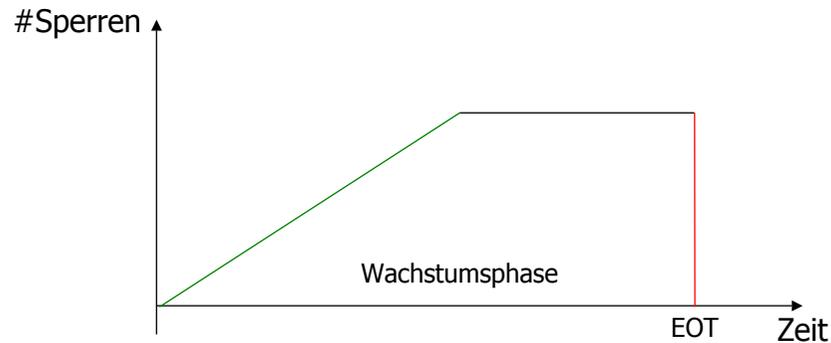
## Verzahnung zweier TAs gemäß 2PL

Schritt	$T_1$	$T_2$	Bemerkung
1.	<b>BOT</b>		
2.	<b>lockX(A)</b>		
3.	read(A)		
4.	write(A)		
5.		<b>BOT</b>	
6.		<b>lockS(A)</b>	$T_2$ muss warten
7.	<b>lockX(B)</b>		
8.	read(B)		
9.	<b>unlockX(A)</b>		$T_2$ wecken
10.		read(A)	
11.		<b>lockS(B)</b>	$T_2$ muss warten
12.	write(B)		
13.	<b>unlockX(B)</b>		$T_2$ wecken
14.		read(B)	
15.	<b>commit</b>		
16.		<b>unlockS(A)</b>	
17.		<b>unlockS(B)</b>	
18.		<b>commit</b>	

32

## Strenges Zwei-Phasen Sperrprotokoll

- 2PL schließt kaskadierendes Rücksetzen nicht aus
- Erweiterung zum *strengen* 2PL:
  - alle Sperren werden bis EOT gehalten
  - damit ist kaskadierendes Rücksetzen ausgeschlossen



33

## Verklemmungen (Deadlocks)

### Ein verklemmter Schedule

Schritt	$T_1$	$T_2$	Bemerkung
1.	<b>BOT</b>		
2.	<b>lockX(A)</b>		
3.		<b>BOT</b>	
4.		<b>lockS(B)</b>	
5.		read(B)	
6.	read(A)		
7.	write(A)		
8.	<b>lockX(B)</b>		$T_1$ muss warten auf $T_2$
9.		<b>lockS(A)</b>	$T_2$ muss warten auf $T_1$
10.	...	...	$\Rightarrow$ <i>Deadlock</i>

34

## Verklemmungen

- können entdeckt und dann aufgelöst
- oder gleich vermieden werden.

Beides ist teuer. Mögliche Techniken:

Ad a:

1. Time-Out
2. Zyklenerkennung

Ad b:

3. Preclaiming
4. Zeitstempel

35

## Erkennen von Verklemmungen

### 1. Brute-Force-Methode: Time-Out

- Nach gewisser Wartezeit (z.B. 1 sec) wird Transaktion zurückgesetzt
- **Nachteil:** Falls Zeit zu kurz, werden zu viele Transaktionen zurückgesetzt, die nur auf Ressourcen (CPU etc.) warten. Falls Zeit zu lang, werden zu viele Verklemmungen geduldet.

36

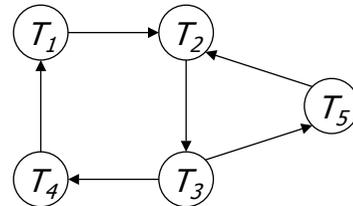
# Erkennen von Verklemmungen

## 2. Zyklenerkennung durch Tiefensuche im Wartegraph

- ist aufwendiger, aber präziser

Bsp.: Wartegraph mit zwei Zyklen:

- $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow T_4 \rightarrow T_1$
- $T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow T_5 \rightarrow T_2$

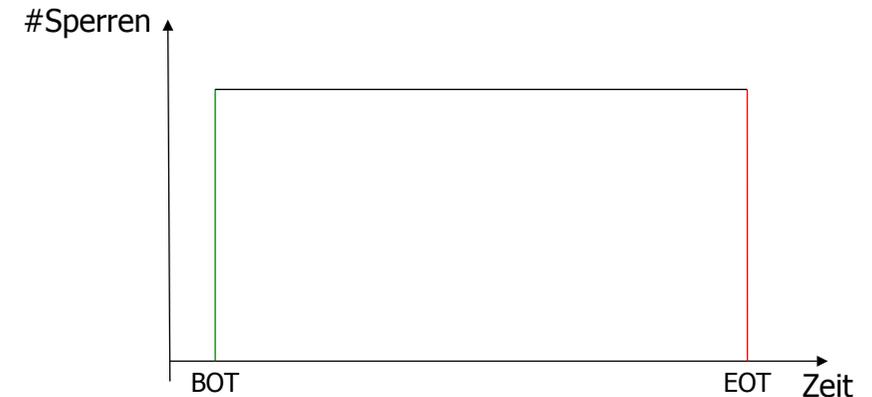


- Beide Zyklen können durch Rücksetzen von  $T_3$  „gelöst“ werden.

37

# Vermeiden von Verklemmungen

## 3. Preclaiming in Verbindung mit dem strengen 2 PL-Protokoll



38

# Preclaiming

ist in der Praxis häufig nicht einzusetzen:

- Man weiss i.A. apriori nicht genau, welche Sperren benötigt werden, z.B. bei if...then...else im Anwendungsprogramm.
- Daher müssen normalerweise mehr Sperren als nötig „auf Verdacht“ reserviert werden, was zu übermäßiger Ressourcenbelegung und Einschränkung der Parallelität führt.

39

# Vermeiden von Verklemmungen

## 4. Verklemmungsvermeidung durch Zeitstempel

- Jeder Transaktion wird ein eindeutiger Zeitstempel (TS) zugeordnet
- ältere TAs haben einen kleineren Zeitstempel als jüngere TAs
- TAs dürfen nicht mehr „bedingungslos“ auf eine Sperre warten.
- Zwei Varianten:

### wound-wait Strategie

- $T_1$  will Sperre erwerben, die von  $T_2$  gehalten wird.
- Wenn  $T_1$  älter als  $T_2$  ist, wird  $T_2$  abgebrochen und zurückgesetzt, so dass  $T_1$  weiterlaufen kann.
- Sonst wartet  $T_1$  auf die Freigabe der Sperre durch  $T_2$ .

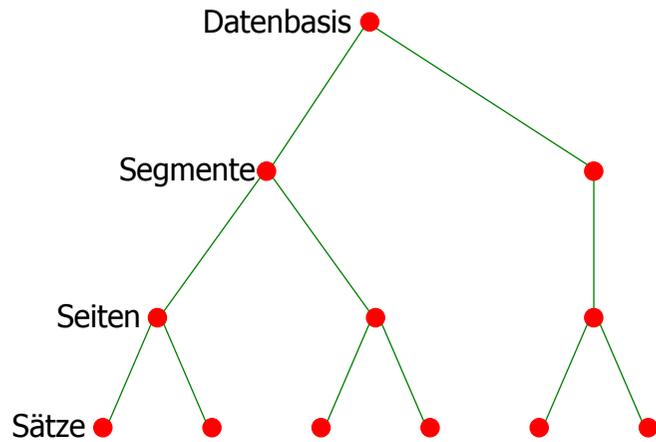
### wait-die Strategie

- $T_1$  will Sperre erwerben, die von  $T_2$  gehalten wird.
- Wenn  $T_1$  älter als  $T_2$  ist, wartet  $T_1$  auf die Freigabe der Sperre.
- Sonst wird  $T_1$  abgebrochen und zurückgesetzt.

40

# MGL: Multi-Granularity Locking

## Hierarchische Anordnung möglicher Sperrgranulate



# MGL: Multi-Granularity Locking

- Bisher haben wir Sperrungen auf derselben Granularitätsebene betrachtet.
- Nachteil bei kleiner Granularität: Bei TAs mit Zugriff auf viele Tupel muss viel Sperraufwand betrieben werden.
- Nachteil bei großer Granularität: unnötige Sperrung von Datensätzen
- 1. Lösungsansatz:
  - Sperrung auf verschiedenen Hierarchieebenen erlaubt.
  - Bei Anforderung einer Sperre muss man überprüfen, ob weiter oben oder unten bereits Sperren gesetzt sind.
 → zu hoher Suchaufwand!
- 2. Lösungsansatz: Einführung zusätzlicher Sperrmodi → MGL

## Erweiterte Sperrmodi

- **NL**: keine Sperrung (no lock),
- **S**: Sperrung durch Leser,
- **X**: Sperrung durch Schreiber,
- **IS** (intention share): Weiter unten in der Hierarchie ist eine Lesesperre (**S**) beabsichtigt,
- **IX** (intention exclusive): Weiter unten in der Hierarchie ist eine Schreibsperre (**X**) beabsichtigt.

## Multi-Granularity Locking (MGL)

### Kompatibilitätsmatrix

	NL	S	X	IS	IX
S	✓	✓	-	✓	-
X	✓	-	-	-	-
IS	✓	✓	-	✓	✓
IX	✓	-	-	✓	✓

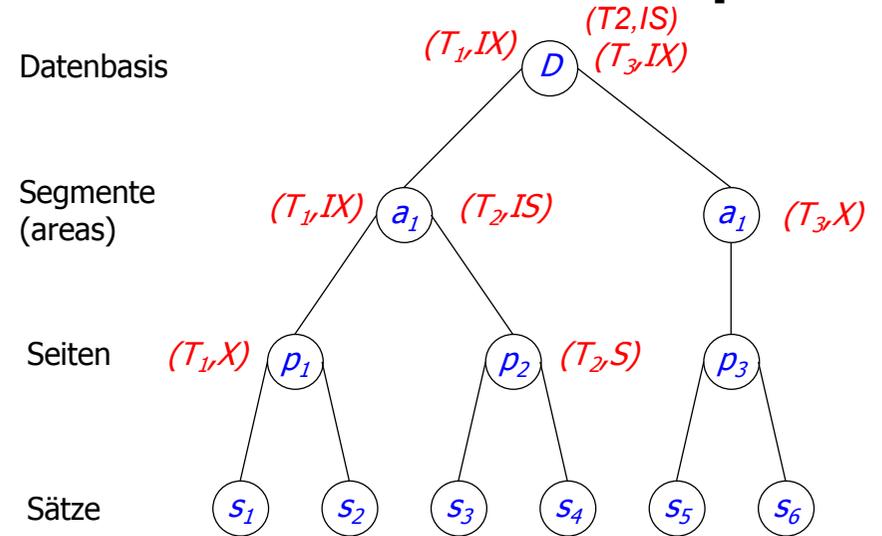
# Multi-Granularity Locking (MGL)

## Sperrprotokoll des MGL

1. Bevor ein Knoten mit *S* oder *IS* gesperrt wird, müssen alle Vorgänger in der Hierarchie vom Sperrer (also der Transaktion, die die Sperre anfordert) im *IX*- oder *IS*-Modus gehalten werden.
2. Bevor ein Knoten mit *X* oder *IX* gesperrt wird, müssen alle Vorgänger vom Sperrer im *IX*-Modus gehalten werden.
3. Die Sperren werden von unten nach oben (bottom up) freigegeben, so dass bei keinem Knoten die Sperre freigegeben wird, wenn die betreffende Transaktion noch Nachfolger dieses Knotens gesperrt hat.

45

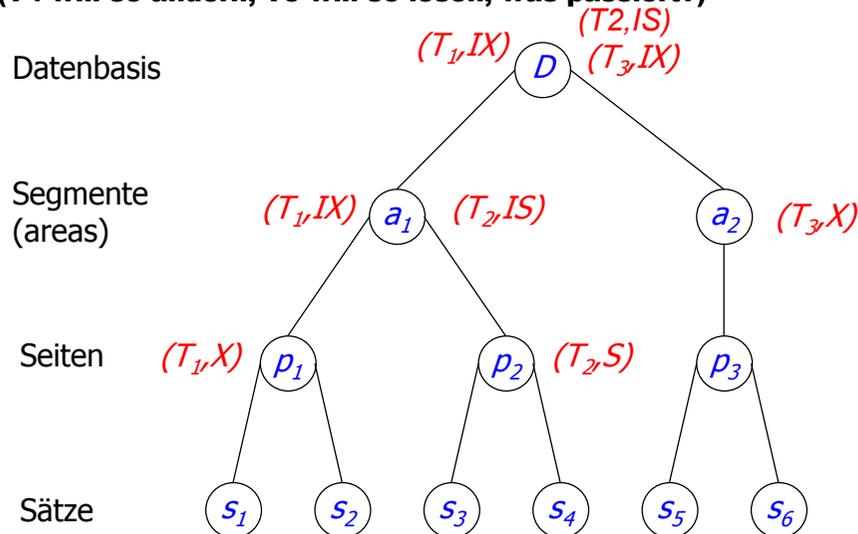
## Datenbasis-Hierarchie mit Sperren



46

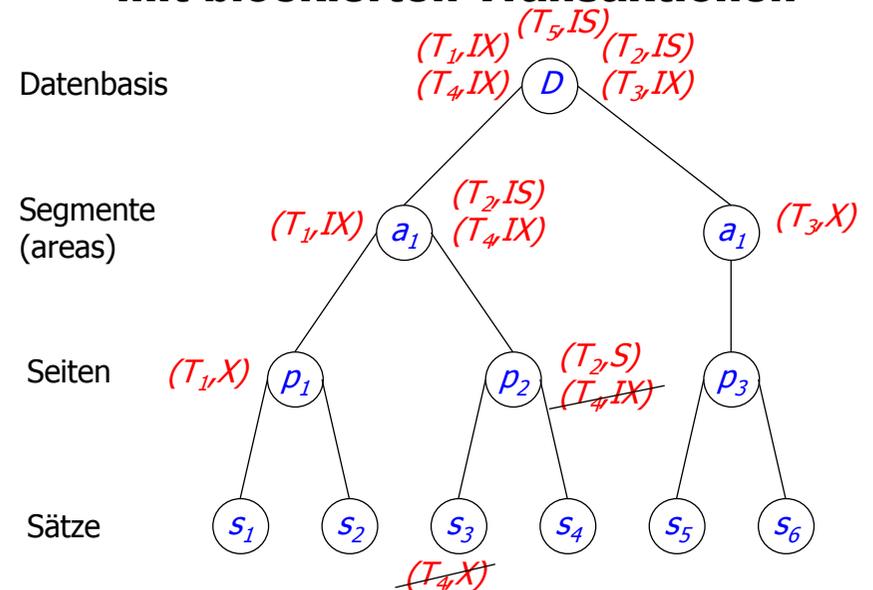
## Datenbasis-Hierarchie mit Sperren

(T4 will s3 ändern, T5 will s5 lesen, was passiert?)



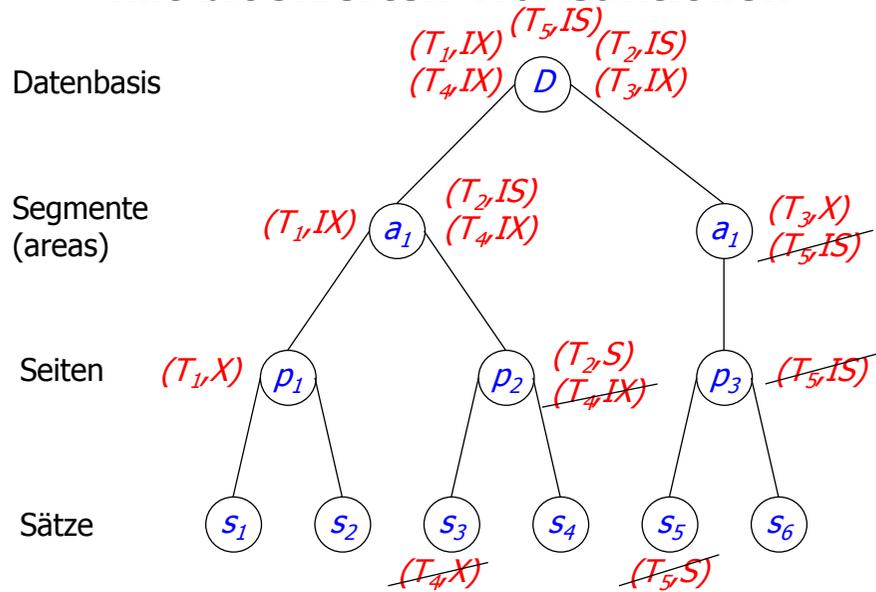
47

## Datenbasis-Hierarchie mit blockierten Transaktionen



48

## Datenbasis-Hierarchie mit blockierten Transaktionen



49

## Datenbasis-Hierarchie mit blockierten Transaktionen

- die TAs  $T_4$  und  $T_5$  sind blockiert (warten auf Freigabe von Sperrern)
- es gibt aber in diesem Beispiel (noch) keine Verklemmung
- Verklemmungen sind aber auch bei MGL möglich

50

## Einfüge- und Löschoperationen, Phantome

- Vor dem **Löschen** eines Objekts muss die Transaktion eine **X-Sperre** für dieses Objekt erwerben. (Man beachte aber, dass eine andere TA, die für dieses Objekt ebenfalls eine Sperre erwerben will, diese nicht mehr erhalten kann, falls die Löschtransaktion erfolgreich (mit **commit**) abschließt.)
- Beim **Einfügen** eines neuen Objekts erwirbt die einfügende Transaktion eine **X-Sperre**.

51

## Phantomprobleme

$T_1$	$T_2$
<pre>select count(*) from prüfen where Note between 1 and 2;</pre>	<pre>insert into prüfen values(19555, 5001, 2137, 1);</pre>
<pre>select count(*) from prüfen where Note between 1 and 2</pre>	

52

## Phantomprobleme

- Das Problem lässt sich dadurch lösen, dass man zusätzlich zu den Tupeln auch den Zugriffsweg, auf dem man zu den Objekten gelangt ist, sperrt
- Wenn also ein Index für das Attribut *Note* existiert, würde der Indexbereich [1,2] für  $T_1$  mit einer *S-Sperre* belegt
- Wenn jetzt also Transaktion  $T_2$  versucht, das Tupel [29555, 5001, 2137, 1] in *prüfen* einzufügen, wird die TA blockiert

53

## Zeitstempel-basierende Synchronisation

Jedem Datum  $A$  in der Datenbasis werden bei diesem Synchronisationsverfahren zwei Marken zugeordnet:

1.  $readTS(A)$ :
2.  $writeTS(A)$ :

### Synchronisationsverfahren

- $T_i$  will  $A$  lesen, also  $r_i(A)$ 
  - Falls  $TS(T_i) < writeTS(A)$  gilt, haben wir ein Problem:
    - ★ Die Transaktion  $T_i$  ist älter als eine andere Transaktion, die  $A$  schon geschrieben hat.
    - ★ Also muss  $T_i$  zurückgesetzt werden.
  - Anderenfalls, wenn also  $TS(T_i) \geq writeTS(A)$  gilt, kann  $T_i$  ihre Leseoperation durchführen und die Marke  $readTS(A)$  wird auf  $\max(TS(T_i), readTS(A))$  gesetzt.

54

## Zeitstempel-basierende Synchronisation

### Synchronisationsverfahren

- $T_i$  will  $A$  schreiben, also  $w_i(A)$ 
  - Falls  $TS(T_i) < readTS(A)$  gilt, gab es eine jüngere Lesetransaktion, die den neuen Wert von  $A$ , den  $T_i$  gerade beabsichtigt zu schreiben, hätte lesen müssen. Also muss  $T_i$  zurückgesetzt werden.
  - Falls  $TS(T_i) \geq writeTS(A)$  gilt, gab es eine jüngere Schreibtransaktion. D.h.  $T_i$  beabsichtigt einen Wert einer jüngeren Transaktion zu überschreiben. Das muss natürlich verhindert werden, so dass  $T_i$  auch in diesem Fall zurückgesetzt werden muss.
  - Anderenfalls darf  $T_i$  das Datum  $A$  schreiben und die Marke  $writeTS(A)$  wird auf  $TS(T_i)$  gesetzt.

55

## Optimistische Synchronisation

### 1. Lesephase:

- In dieser Phase werden alle Operationen der Transaktion ausgeführt – also auch die Änderungsoperationen.
- Die Transaktion liest (zunächst) nur, und führt alle Schreiboperationen auf lokalen Variablen aus.

### 2. Validierungsphase:

- In dieser Phase wird entschieden, ob die Transaktion möglicherweise in Konflikt mit anderen Transaktionen geraten ist.
- Dies wird anhand von Zeitstempeln entschieden, die den Transaktionen in der Reihenfolge zugewiesen werden, in der sie in die Validierungsphase eintreten.

### 3. Schreibphase:

- Die Änderungen der Transaktionen, bei denen die Validierung positiv verlaufen ist, werden in dieser Phase in die Datenbank eingebracht.

56

# Validierung bei der optimistischen Synchronisation

**Vereinfachende Annahme:** Es ist immer nur eine TA in der Validierungsphase!

Wir wollen eine Transaktion  $T_j$  validieren. Die Validierung ist erfolgreich falls für **alle** älteren Transaktionen  $T_a$  – also solche die früher ihre Validierung abgeschlossen haben – eine der beiden folgenden Bedingungen gelten:

1.  $T_a$  war zum Beginn der Transaktion  $T_j$  schon abgeschlossen – einschließlich der Schreibphase.
2. Die Menge der von  $T_a$  geschriebenen Datenelemente, genannt  $WriteSet(T_a)$ , enthält keine Elemente der Menge der gelesenen Datenelemente von  $T_j$ , genannt  $ReadSet(T_j)$ . *Es muss also gelten:*

$$WriteSet(T_a) \cap ReadSet(T_j) = \emptyset$$

# Transaktionsverwaltung in SQL92

## set transaction

[read only, |read write,]

### [isolation level

read uncommitted, |

read committed, |

repeatable read, |

serializable,]

[diagnostic size ...,]

# Transaktionsverwaltung in SQL92

- **read uncommitted:** Dies ist die schwächste Konsistenzstufe. Sie darf auch nur für **read only**-Transaktionen spezifiziert werden. Eine derartige Transaktion hat Zugriff auf noch nicht festgeschriebene Daten. Zum Beispiel ist folgender Schedule möglich:

$T_1$	$T_2$
	read(A)
	...
read(A)	write(A)
...	<b>rollback</b>

- Macht nur Sinn zum Browsen der Datenbank. Hindert andere Transaktionen nicht, da keine Sperren gesetzt werden.

# Transaktionsverwaltung in SQL92

- **read committed:** Diese Transaktionen lesen nur festgeschriebene Werte. Allerdings können sie unterschiedliche Zustände der Datenbasis-Objekte zu sehen bekommen:

$T_1$	$T_2$
read(A)	write(A)
	write(B)
	<b>commit</b>
read(B)	
read(A)	
...	

## Transaktionsverwaltung in SQL92

- **repeatable read:** Das oben aufgeführte Problem des *non repeatable read* wird durch diese Konsistenzstufe ausgeschlossen. Allerdings kann es hierbei noch zum Phantomproblem kommen. Dies kann z.B. dann passieren, wenn eine parallele Änderungstransaktion dazu führt, dass Tupel ein Selektionsprädikat erfüllen, das sie zuvor nicht erfüllten.
- **serializable:** Diese Konsistenzstufe fordert die Serialisierbarkeit. Dies ist der Default (in den meisten DBMS).