LMU LUDWIG-MAXIMILIANS-UNIVERSITY MUNICH
DEPARTMENT INSTITUTE FOR INFORMATICS
DATABASE SYSTEMS GROUP

Skript zur Vorlesung:

Datenbanksysteme II

Sommersemester 2016

Kapitel 3
Synchronisation

Vorlesung: Prof. Dr. Peer Kröger

http://www.dbs.ifi.lmu.de/cms/Datenbanksysteme_II

Dieses Skript basiert in Teilen auf den Skripten zur Vorlesung Datenbanksysteme II an der LMU München von

Prof. Dr. Christian Böhm (SoSe 2007),
PD Dr. Peer Kröger (SoSe 2008, 2014, 2015) und
PD Dr. Matthias Schubert (SoSe 2009)

3. Synchronisation

3. Synchronisation

3.1 Einleitung

Synchronisation (Concurrency Control)

- Serielle Ausführung von Transaktionen (=***Isolation***)
  - unerwünscht, da die Leistungsfähigkeit des Systems beeinträchtigt ist
  - Folgen: niedriger Durchsatz, hohe Wartezeiten
- Mehrbenutzerbetrieb
  - führt i.A. zu einer besseren Auslastung des Systems (z.B. Wartezeiten bei E/A-Vorgängen können zur Bearbeitung anderer Transaktionen genutzt werden)
  - Aufgabe der Synchronisation
  - Gewährleistung des logischen Einbenutzerbetriebs, d.h. innerhalb einer TA ist ein Benutzer von den Aktivitäten anderer Benutzer nicht betroffen

3.1 Einleitung

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

- Klassifikation
  - Verloren gegangene Änderungen (Lost Updates)
  - Zugriff auf „schmutzige“ Daten (Dirty Read / Dirty Write)
  - Nicht-reproduzierbares Lesen (Non-Repeatable Read)
  - Phantomproblem

- Beispiel: Flugdatenbank

Passagiere	FlugNr	Name	Platz	Gepäck
	LH745	Müller	3A	8
	LH745	Meier	6D	12
	LH745	Huber	5C	14
	BA932	Schmidt	9F	9
	BA932	Huber	5C	14

3.1 Einleitung

Lost Updates

- Änderungen einer TA können durch Änderungen anderer TA überschrieben werden und dadurch verloren gehen

- Bsp.: Zwei Transaktionen T1 und T2 führen je eine Änderung auf demselben Objekt aus

```
T1:   UPDATE Passagiere SET Gepäck = Gepäck+3
             WHERE FlugNr = LH745 AND Name = „Meier“;
T2:   UPDATE Passagiere SET Gepäck = Gepäck+5
             WHERE FlugNr = LH745 AND Name = „Meier“;
```

3.1 Einleitung

- Möglicher Ablauf

T1	T2

`read(Passagiere.Gepäck, x1);`
 	
`x1 := x1+3;`
`write(Passagiere.Gepäck, x1);`
	
	`read(Passagiere.Gepäck, x2);`
	`x2 := x2 + 5;`
	`write(Passagiere.Gepäck, x2);`

- In der DB ist nur die Änderung von T1 wirksam, die Änderung von T2 ist verloren gegangen

  → Verstoß gegen ***Durability***

3.1 Einleitung

Dirty Read / Dirty Write

- Zugriff auf „schmutzige“ Daten, d.h. auf Objekte, die von einer noch nicht abgeschlossenen Transaktion geändert wurden

- Beispiel:
  - T1 erhöht das Gepäck um 3 kg, wird aber später abgebrochen
  - T2 erhöht das Gepäck um 5 kg und wird erfolgreich abgeschlossen

3.1 Einleitung

- Möglicher Ablauf:

T1	T2

`UPDATE Passagiere`
`SET Gepäck = Gepäck+3;`
	`UPDATE Passagiere`
	`SET Gepäck = Gepäck+5;`
	`COMMIT;`

`ROLLBACK;`	

- Durch Abbruch von T1 werden die geänderten Werte ungültig, die T2 gelesen hat (Dirty Read). T2 setzt weitere Änderungen darauf auf (Dirty Write)

→ Verstoß gegen

- ***Consistency***: Ablauf verursacht inkonsistenten DB-Zustand

oder

- ***Durability***: T2 muss zurückgesetzt werden

3.1 Einleitung

Non-Repeatable Read

- Eine Transaktion sieht während ihrer Ausführung unterschiedliche Werte desselben Objekts

- Beispiel:
  - T1 liest das Gepäckgewicht der Passagiere auf Flug BA932 zwei mal
  - T2 bucht den Platz 3F auf dem Flug BA932 für Passagier Meier mit 5kg Gepäck

3.1 Einleitung

- Möglicher Ablauf:

T1	T2
`SELECT Gepäck FROM Passagiere` `WHERE FlugNr = „BA932“;`	

	`INSERT INTO Passagiere`
	`VALUES (BA932, Meier, 3F, 5);`
	`COMMIT;`

`SELECT Gepäck FROM Passagiere` `WHERE FlugNr = „BA932“;`	

- Die beiden SELECT-Anweisungen von Transaktion T1 liefern unterschiedliche Ergebnisse, obwohl T1 den DB-Zustand nicht geändert hat

→ Verstoß gegen ***Isolation***

3.1 Einleitung

Phantomproblem

- Ausprägung (Spezialfall) des nicht-reproduzierbaren Lesens, bei der neu generierte Daten, sowie meist bei der 2. TA Aggregat-Funktionen beteiligt sind

- Bsp.:
  - T1 druckt die Passagierliste sowie die Anzahl der Passagiere für den Flug LH745
  - T2 bucht den Platz 7D auf dem Flug LH745 für Phantomas

3.1 Einleitung

- Möglicher Ablauf

T1	T2

`SELECT * FROM Passagiere`
`WHERE FlugNr = „LH745“;`
 	
`SELECT COUNT(*) FROM Passagiere`
`WHERE FlugNr = „ LH745“;`
	`INSERT INTO Passagiere`
	`VALUES (LH745, Phantomas, 7D, 2);`
	`COMMIT;`

- Für Transaktion T1 erscheint Phantomas noch nicht auf der Passagierliste, obwohl er in der danach ausgegebenen Anzahl der Passagiere berücksichtigt ist

3. Synchronisation

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Motivation

- Bearbeitung von Transaktionen
  - Nebenläufigkeit vor den Benutzern verbergen
  - Transparent für den Benutzer, als ob

    TAs (in einer beliebigen Reihenfolge) hintereinander ausgeführt werden

    und NICHT als ob

    TAs ineinander verzahnt ablaufen und sich dadurch (unbeabsichtigt) beeinflussen

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Schedules

- Allgemeiner Schedule:
  Ein Schedule („Historie“) für eine Menge {T1, …, T_n} von Transaktionen ist eine Folge von Aktionen, die durch Mischen der Aktionen der Transaktionen T_i entsteht, wobei die Reihenfolge innerhalb der jeweiligen Transaktion beibehalten wird.

- Allgemeine Schedules bieten offenbar eine beliebige Verzahnung ***und sind daher aus Performanz-Gründen erwünscht***

- Frage: Warum darf die Reihenfolge der Aktionen innerhalb einer TA nicht verändert werden?

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Serieller Schedule (=Isolation):
  Ein serieller Schedule ist ein Schedule S von $\{T_1, \ldots, T_n\}$, in dem die Aktionen der einzelnen Transaktionen nicht untereinander verzahnt sondern in Blöcken hintereinander ausgeführt werden.
- Aus Sicht des Isolation-Prinzips ***sind serielle Schedules erwünscht***

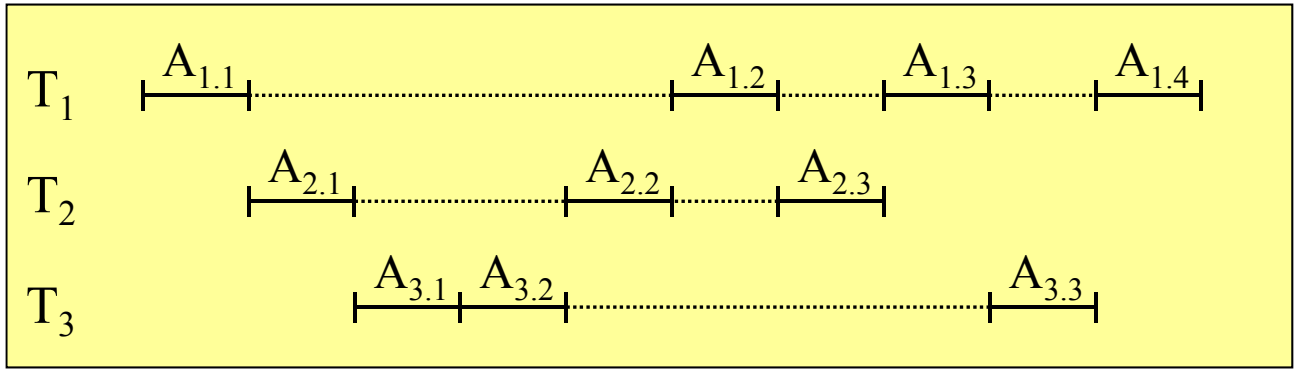
Kompromiss zwischen Performanz und Isolation (bzw. allgem. und seriellen Schedules):

Serialisierbarer Schedule:
Ein (allgemeiner) Schedule S von $\{T_1, \ldots, T_n\}$ ist serialisierbar, wenn er dieselbe Wirkung hat wie ein beliebiger serieller Schedule von $\{T_1, \ldots, T_n\}$.

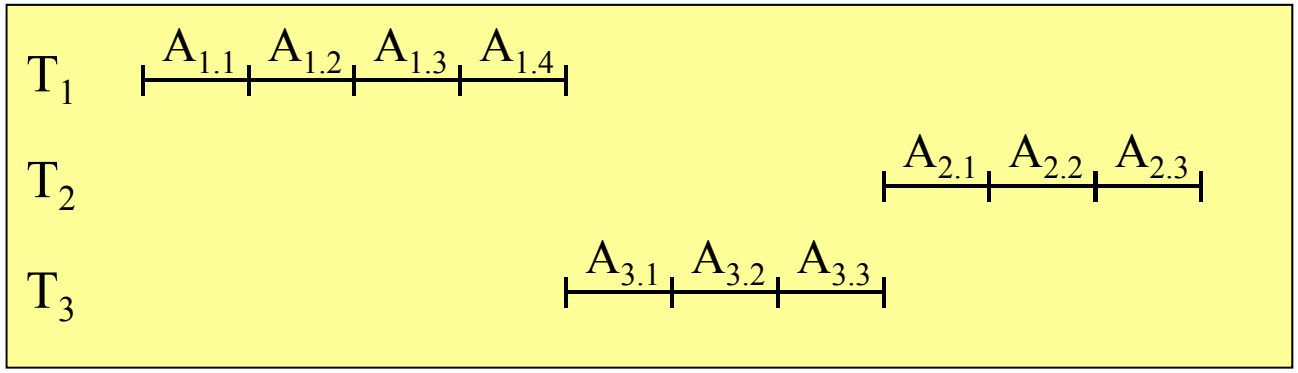
- Nur serialisierbare Schedules dürfen zugelassen werden!

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Beispiele
  - Beliebiger Schedule:



  - Serieller Schedule:



3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Wirkung von Schedules

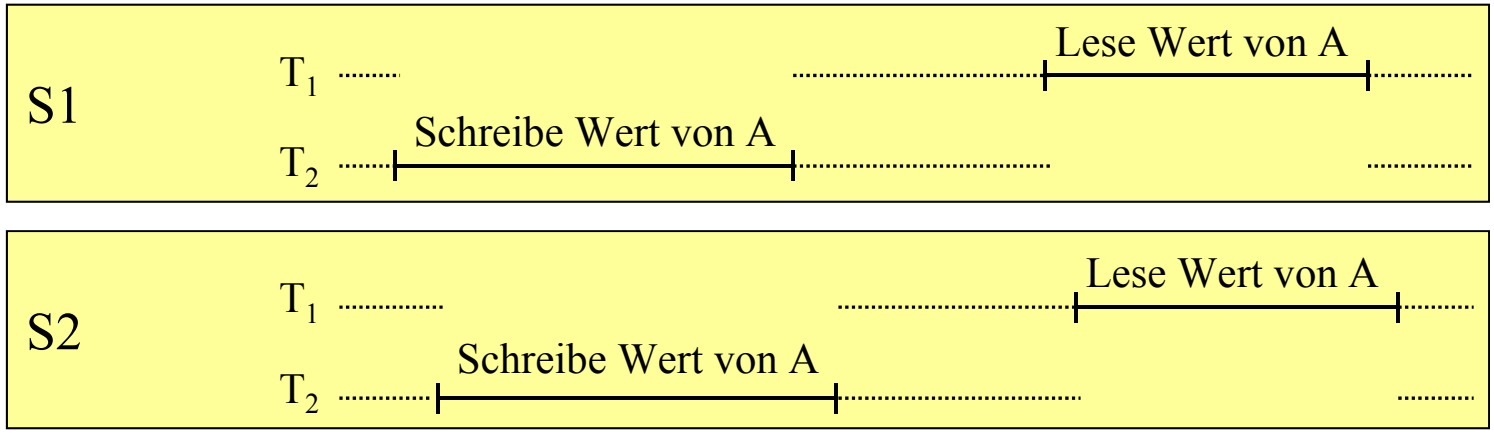
- Frage: Wann haben zwei Schedules S1 und S2 die gleiche Wirkung auf den Datenbank-Inhalt?
- Achtung:
  - Gleiches Ergebnis kann u.a. Ergebnis eines Zufalls sein
  - Dies könnte aber nur durch nachträgliches Überprüfen der Datenbank-Zustände nach S1 und S2 festgestellt werden.

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Wir benötigen ein objektivierbares Kriterium:

  Konflikt-Äquivalenz

- Idee: Wenn in S1 eine Transaktion T_1 z.B. einen Wert liest, den T_2 geschrieben hat, dann muss das auch in S2 so sein.



- Wir sprechen hier von einer Schreib-Lese-Abhängigkeit (bzw. Konflikt) zwischen T_2 und T_1 (in Schedule S1 und S2)

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Abhängigkeiten

Sei S ein Schedule. Wir sprechen von einer

- Schreib-Lese-Abhängigkeit von $T_i \rightarrow T_j$
  - Es existiert Objekt *x*, so dass in S $w_i(x)$ vor $r_j(x)$ kommt
  - Abkürzung: $wr_{i,j}(x)$
- Lese-Schreib-Abhängigkeit von $Ti \rightarrow Tj$
  - Es existiert Objekt *x*, so dass in S $r_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt
  - Abkürzung: $rw_{i,j}(x)$
- Schreib-Schreib-Abhängigkeit von $T_i \rightarrow T_j$
  - Es existiert Objekt *x*, so dass in S $w_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt
  - Abkürzung: $ww_{i,j}(x)$
- ***Warum keine Lese-Lese-Abhängigkeiten?***

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Konfliktäquivalenz von Schedules

- Zwei Schedules S1 und S2 heißen konfliktäquivalent, wenn
  - S1 und S2 die gleichen Transaktions- und Aktionsmengen besitzen, d.h. wenn beide Schedules dieselben Operationen ausführen.
  - S1 und S2 die gleichen Abhängigkeitsmengen besitzen, d.h. wenn in der Abhängigkeitsmenge von S1 z.B. die Schreib-Lese-Abhängigkeit "$w_i(x)$ vor $r_j(x)$" vorkommt (für ein Objekt x), dann muss diese auch in der Abhängigkeitsmenge von S2 vorkommen.
- Zwei konflikt-äquivalente Schedules haben die gleiche Wirkung auf den Datenbank-Inhalt. (Gilt die Umkehrung?)

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Beispiel:

$S_1 = (r_1(x),\ r_1(y),\ r_2(x),\ w_2(x),\ w_1(x),\ w_1(y))$

$S_2 = (r_2(x),\ r_1(x),\ r_1(y),\ w_2(x),\ w_1(x),\ w_1(y))$

$S_3 = (r_1(x),\ r_1(y),\ r_2(x),\ w_1(x),\ w_2(x),\ w_1(y))$

$S_4 = (r_2(x),\ r_1(y),\ r_1(x),\ w_2(x),\ w_1(y),\ w_1(x))$

$r_i(x)$ = T_i liest x

$w_i(x)$ = T_i schreibt x

- Aktionsmengen von S1, S2 und S3 sind identisch
- Abhängigkeitsmengen:

$A_{S1} = \{rw_{1,2}(x),\ rw_{2,1}(x),\ ww_{2,1}(x)\}$

$A_{S2} = \{rw_{2,1}(x),\ rw_{1,2}(x),\ ww_{2,1}(x)\}$

$A_{S3} = \{rw_{1,2}(x),\ rw_{2,1}(x),\ ww_{1,2}(x)\}$

- Schedule S1 und S2 sind konfliktäquivalent
- Schedule S1 und S3, bzw. S2 und S3 sind nicht konfliktäquivalent
- Schedule S4 ist kein Schedule derselben Transaktionen, da die Aktionen transaktionsintern vertauscht sind.

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

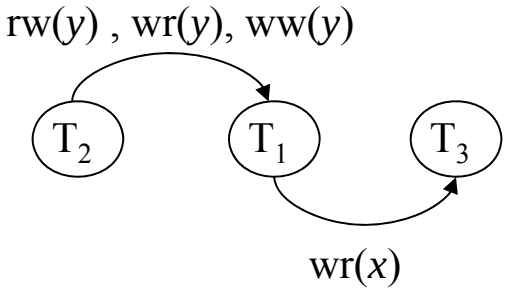
Serialisierungs-Graph

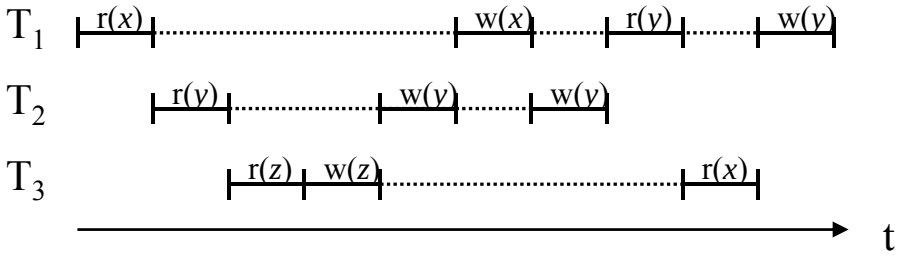
- Überprüfung, ob ein Schedule von $\{T_1, \ldots, T_n\}$ serialisierbar ist (d.h. ob ein konflikt-äquivalenter serieller Schedule existiert)
- Die beteiligten Transaktionen $\{T_1, \ldots, T_n\}$ sind die Knoten des Graphen
- Die Kanten beschreiben die Abhängigkeiten der Transaktionen:
  Eine Kante $T_i \rightarrow T_j$ wird eingetragen, falls im Schedule
  - $w_i(x)$ vor $r_j(x)$ kommt: Schreib-Lese-Abhängigkeiten $wr(x)$
  - $r_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt: Lese-Schreib-Abhängigkeiten $rw(x)$
  - $w_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt: Schreib-Schreib-Abhängigkeiten $ww(x)$

  Die Kanten werden mit der Abhängigkeit beschriftet.

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Es gilt:
  - Ein Schedule ist serialisierbar, falls der Serialisierungs-Graph ***zyklenfrei*** ist
  - Einen zugehörigen konfliktäquivalenten seriellen Schedule erhält man durch topologisches Sortieren des Graphen (***Serialisierungsreihenfolge***)
  - Es kann i.A. mehrere serielle Schedules geben.
  - Beispiel: $S = (r_1(x), r_2(y), r_3(z), w_3(z), w_2(y), w_1(x), w_2(y), r_1(y), r_3(x), w_1(y))$

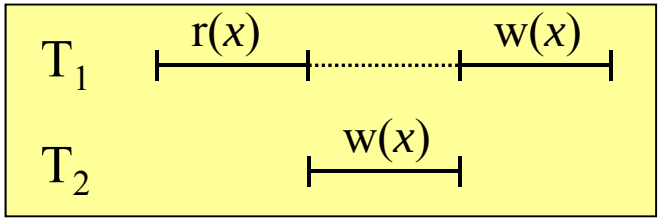


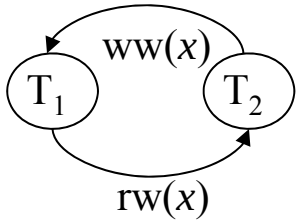


Serialisierungsreihenfolge: (T_2, T_1, T_3)

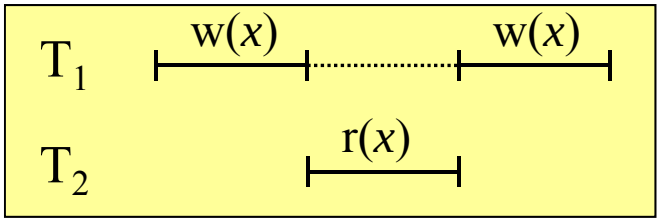
Beispiele für nicht-serialisierbare Schedules

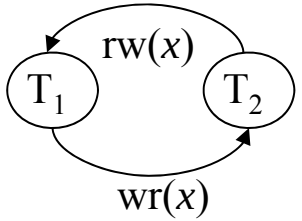
Lost Update: $S=(r_1(x), w_2(x), w_1(x))$



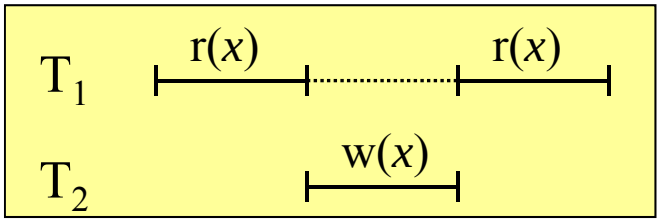


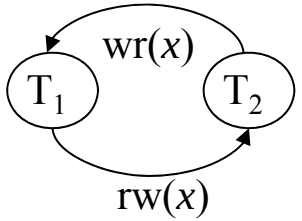
Dirty Read: $S=(w_1(x), r_2(x), w_1(x))$





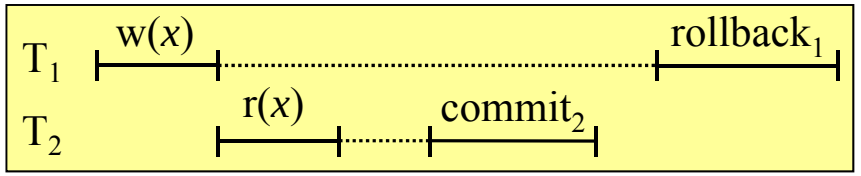
Non-repeatable Read: $S=(r_1(x), w_2(x), r_1(x))$

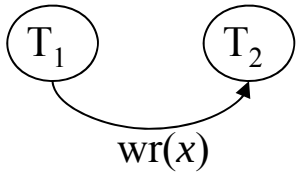




Rücksetzbare Schedules

- Bisher: Serialisierbarkeit
- Frage: was passiert, wenn eine Transaktion (z.B. auf eigenen Wunsch) zurückgesetzt wird?
- Beispiel:
  - T_1 schreibt Datensatz *x*
  - T_2 liest Datensatz *x*
  - T2 führt *COMMIT* aus
  - Schedule ist serialisierbar,
    der Serialisierungs-Graph ist zyklenfrei





  - ABER
    - T_1 wird zurückgesetzt (d.h. Datensatz *x* wird wieder auf den Ursprungswert zurückgesetzt)
    - T_2 müsste eigentlich auch zurückgesetzt werden, hat aber schon *COMMIT* ausgeführt

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Also: Serialisierbarkeit alleine reicht leider nicht aus, wenn TAs zurückgesetzt werden können
- ***Rücksetzbarer Schedule***:
  Eine Transaktion T_i darf erst dann ihr COMMIT durchführen, wenn alle Transaktionen T_j, von denen sie Daten gelesen hat, beendet sind.
- Andernfalls Problem: Falls ein T_j noch zurückgesetzt wird, müsste auch T_i zurückgesetzt werden, was nach *COMMIT* (T_i) nicht mehr möglich wäre

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Noch schlimmer:

  Rücksetzbare Schedules können eine Lawine weiterer Rollbacks in Gang setzen

Schritt	T_1	T_2	T_3	T_4	T_5
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.				$w_5(D)$	
8.					$r_5(D)$
9.	$abort_1$				

- ***Schedule ohne kaskadierendes Rücksetzen***:
  Änderungen werden erst nach dem *COMMIT* für andere Transaktionen zum Lesen freigegeben

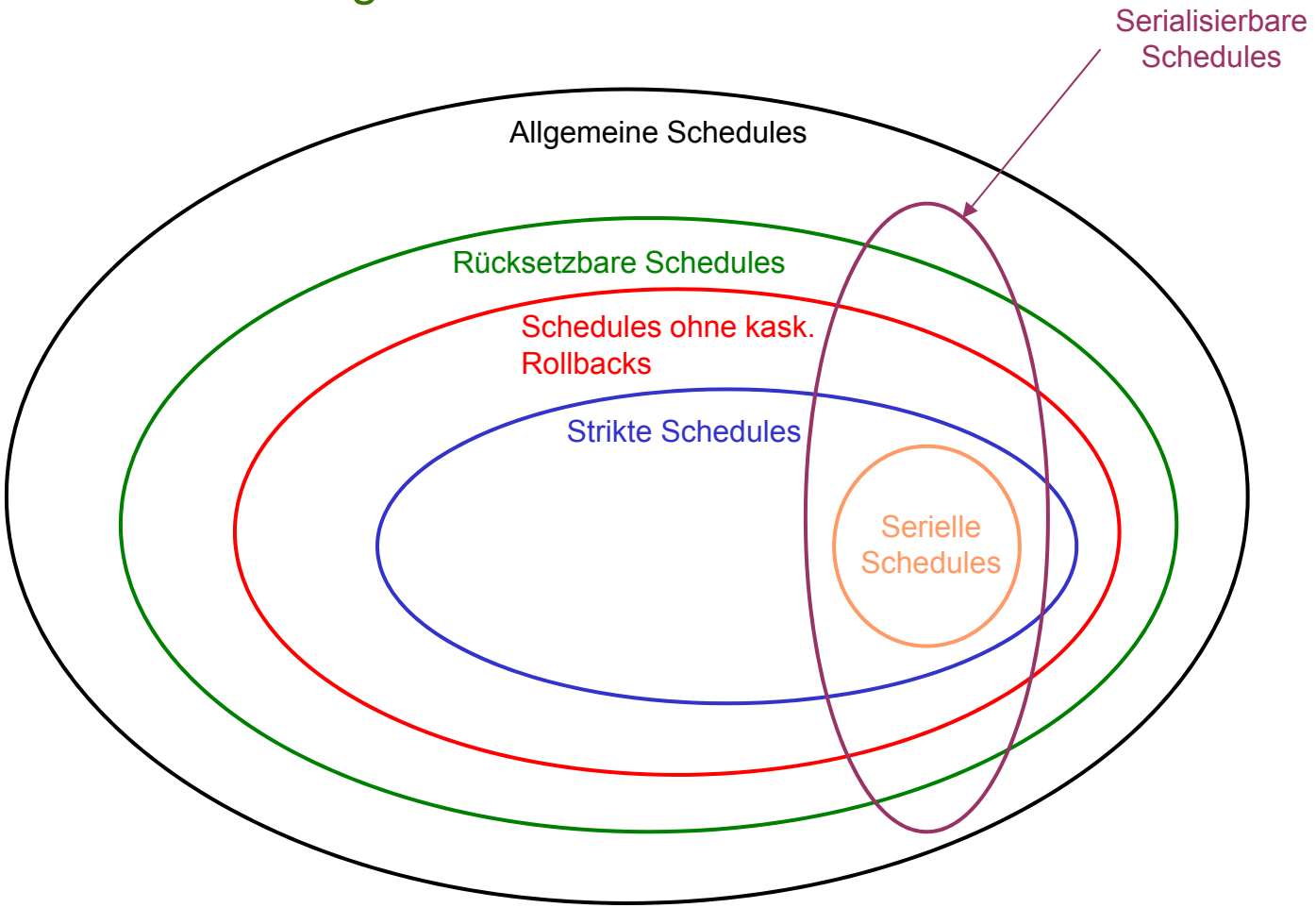
3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Überblick: Scheduleklassen

- Serieller S.
  - TAs in einzelnen Blöcken, phys. Einbenutzerbetrieb
- Serialisierbarer S.
  - Konfliktäquivalent zu einem seriellen S.
- Rücksetzbarer S.
  - TA darf erst committen, wenn alle TAs von denen sie Daten gelesen hat committed haben
- S. ohne kaskadierendes Rollback
  - Veränderte Daten einer noch laufenden TA dürfen nicht gelesen werden
- Strikter S.
  - Zusätzlich dürfen veränderte Daten einer noch laufenden TA nicht überschrieben werden

3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Überblick: Beziehungen zwischen Scheduleklassen



3.2 Serialisierbarkeit von Transaktionen

Techniken zur Synchronisation

- Verwaltungsaufwand für Serialisierungsgraphen ist in der Praxis zu hoch. Deshalb: Andere Verfahren, die Serialisierbarkeit gewährleisten
- Pessimistische Ablaufsteuerung (Standardverfahren: Locking)
  - Konflikte werden vermieden, indem Transaktionen (typischerweise durch Sperren) blockiert werden
  - Nachteil: ggf. lange Wartezeiten
  - Vorteil: I.d.R. nur wenig Rücksetzungen aufgrund von Synchronisationsproblemen nötig
- Optimistische Ablaufsteuerung
  - Transaktionen werden im Konfliktfall zurückgesetzt
  - Transaktionen arbeiten bis zum COMMIT ungehindert. Anschließend erfolgt Prüfung (z.B. anhand von Zeitstempeln), ob Konflikt aufgetreten ist
  - Nur geeignet, falls Konflikte zwischen Schreibern eher selten auftreten

3. Synchronisation

3. Synchronisation

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Allgemeines:

- Sperrverfahren sind DAS Standardverfahren zur Synchronisation in relationalen DBMS

Sperre (Lock)

- Temporäres Zugriffsprivileg auf einzelnes DB-Objekt
- Anforderung einer Sperre durch *LOCK*, z.B. *L*(*x*) für *LOCK* auf Objekt *x*
- Freigabe durch *UNLOCK*, z.B. *U*(*x*) für *UNLOCK* von Objekt *x*
- *LOCK* / *UNLOCK* erfolgt atomar (also nicht unterbrechbar!)
- Sperrgranularität (Objekte, auf denen Sperren gesetzt werden):
  Datenbank, DB-Segment, Relation, Index, Seite, Tupel, Spalte, Attributwert
- Sperrenverwalter führt Tabelle für aktuell gewährte Sperren

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Legale Schedules

- Vor jedem Zugriff auf ein Objekt wird eine geeignete Sperre gesetzt.
- Keine Transaktion fordert eine Sperre an, die sie schon besitzt.
- Spätestens bei Transaktionsende werden alle Sperren zurückgegeben.
- Sperren werden respektiert, d.h. eine mit gesetzten Sperren unverträgliche Sperranforderung (z.B. exklusiver Zugriff auf Objekt x) muss warten.

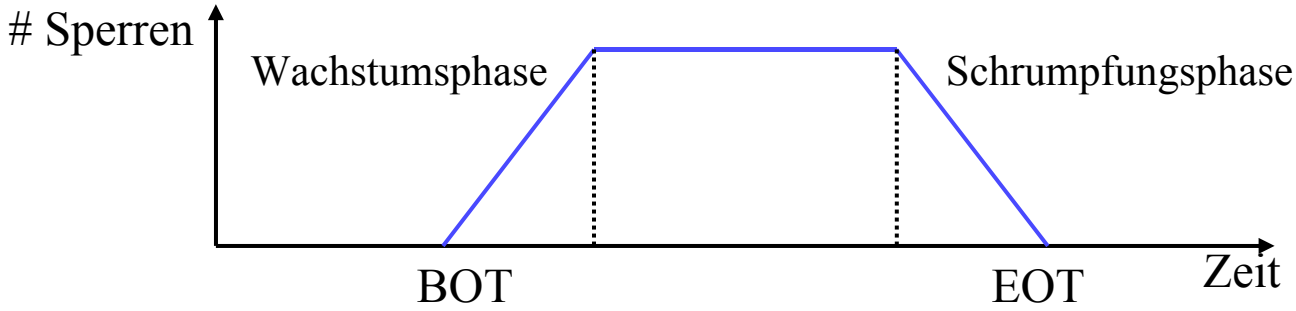
Bemerkungen

- Anfordern und Freigeben von Sperren sollte das DBMS implizit selbst vornehmen.
- Die Verwendung legaler Schedules garantiert noch nicht die Serialisierbarkeit.

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)

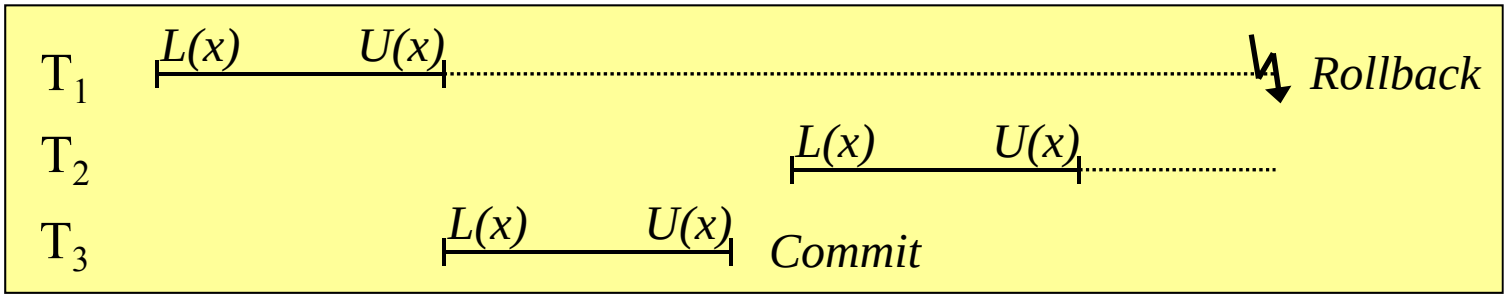
- Einfachste und gebräuchlichste Methode, um ausschließlich serialisierbare Schedules zu erzeugen
- Merkmal: keine Sperrenfreigabe vor der letzten Sperrenanforderung einer Transaktion
- Ergebnis: Ablauf in zwei Phasen
  - Wachstumsphase: Anforderungen der Sperren
  - Schrumpfungsphase: Freigabe der Sperren



3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)

- Serialisierbarkeit ist gewährleistet, da Serialisierungsgraphen keine Zyklen enthalten können ☺
- Problem : Gefahr des kaskadierenden Rücksetzens im Fehlerfall (bzw. sogar ***nicht-rücksetzbar***) ☹



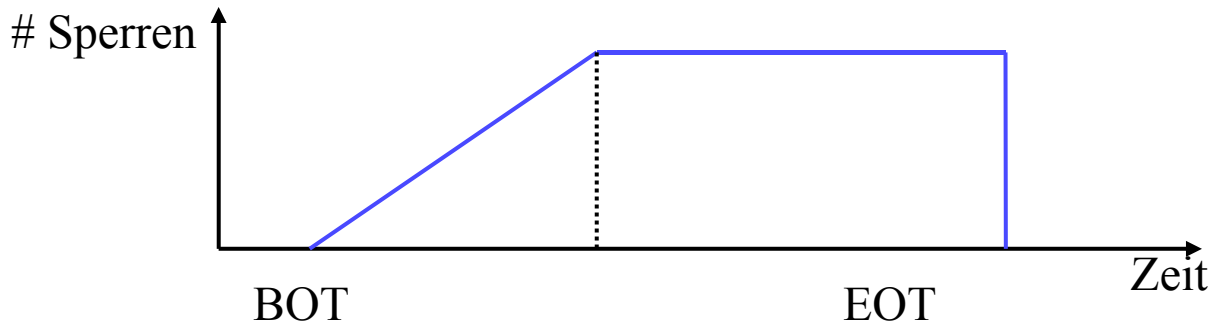
- Transaktion T_1 wird nach *U*(*x*) zurückgesetzt
- T_2 hat "schmutzig" gelesen und muss zurückgesetzt werden
- Sogar T_3 muss zurückgesetzt werden

  → Verstoß gegen die Dauerhaftigkeit (ACID) des *COMMIT*!

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Striktes Zwei-Phasen-Sperrprotokoll

- Abhilfe durch striktes (oder strenges) Zwei-Phasen-Sperrprotokoll:
  - Alle Sperren werden bis zum *COMMIT* gehalten
  - *COMMIT* wird atomar (d.h. nicht unterbrechbar) ausgeführt



3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Erhöhung des Parallelisierungsgrads

- Striktes 2PL erzwingt serialisierbare, rücksetzbare Schedules
- ABER: Parallelität der TAs wird dadurch stark eingeschränkt
  - Objekt ist entweder gesperrt (und dann bis zum Commit der entspr. TA) oder zur Bearbeitung frei

    => kein paralleles Lesen oder Schreiben möglich
- Beobachtung: Parallelität unter Lesern könnte man eigentlich erlauben, da hier die Isoliertheit der beteiligten TAs nicht verletzt wird
- Daher statt 1 nun 2 Arten von Sperren
  - Lesesperren oder R-Sperren (read locks)
  - Schreibsperren oder X-Sperren (exclusive locks)

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

RX-Sperrverfahren

- R- und X-Sperren
- Parallelität unter Lesern erlaubt
- Verträglichkeit der Sperrentypen (siehe Tabelle rechts)

angeforderte Sperre \ *bestehende Sperre*	***R***	***X***
R	+	-
X	-	-

Serialisierungsreihenfolge bei RX

- RX-Sperrverfahren meist in Verbindung mit striktem 2PL um nur kaskadenfreie rücksetzbare Schedules zu erhalten
- Zur Erinnerung: Die Reihenfolge der Transaktionen im „äquivalenten seriellen Schedule“ ist die Serialisierungsreihenfolge.
- Bei RX-Sperrverfahren (in Verbindung mit striktem 2PL) wird die Serialisierungsreihenfolge durch die erste auftretende Konfliktoperation festgelegt.

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

- Beispiel (Serialisierungsreihenfolge bei RX):
  - Situation:
    - T_1 schreibt ein Objekt *x*
    - Danach möchte T_2 Objekt *x* lesen
  - Folge:
    - T_2 muss auf das *COMMIT* von T_1 warten, d.h. der serielle Schedule enthält T_1 vor T_2.
    - Da T_2 wartet, kommen auch alle weiteren Operationen erst nach dem *COMMIT* von T_1.
  - Achtung:

    Grundsätzlich sind zwar auch Abhängigkeiten von T_2 nach T_1 denkbar (z.B. auf einem Objekt *y*), diese würden aber zu einer ***Verklemmung*** (***Deadlock***, gegenseitiges Warten) führen.

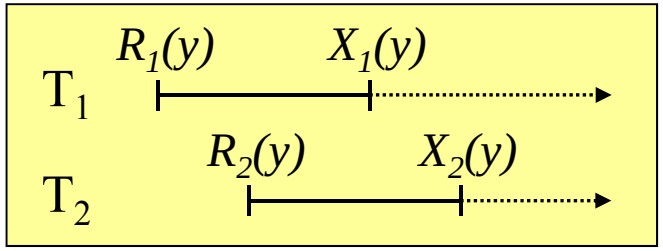
3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Deadlocks (die Erste …)

- Größtes Problem von Sperren: zwei TAs warten wechselseitig auf die Freigabe der jeweils anderen (bei 2PL führt das offensichtlich zu einem Deadlock)
- Zwei Arten:
  - Deadlock bzgl. unterschiedlichen Objekten:

    z.B. T_1 hält *X*-Sperre auf *x* und fordert *X*-Sperre auf *y* an

    T_2 hält *X*-Sperre auf *y* und fordert *X*-Sperre auf *x* an
  - Deadlock bzgl. einem einzigen Objekt durch Sperrenkonversion (Umwandlung einer R- in eine X-Sperre)



$X_1(y)$ muss auf Freigabe von $R_2(y)$ warten

$X_2(y)$ muss auf Freigabe von $R_1(y)$ warten

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Update-Sperren

- Eine dritte Sperrenart: Update-Sperren

  => RUX-Verfahren bzw. RAX-Verfahren

  - *U*-Sperre für Lesen mit Änderungsabsicht
  - Zur (späteren) Änderung des Objekts wird Konversion $U \rightarrow X$ vorgenommen
  - Erfolgt keine Änderung, kann Konversion $U \rightarrow R$ durchgeführt werden (Zulassen anderer Leser)
- Lösung der Deadlockgefahr durch Sperrkonversionen (Deadlock bzgl. einem einzigen Objekt)

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

RUX-Sperrverfahren

- Verträglichkeit der Sperrentypen

angeforderte Sperre \ bestehende Sperre	***R***	***U***	***X***
R	+	-	-
U	+	-	-
X	-	-	-

- Kein Verhungern möglich, da spätere Leser keinen Vorrang haben
- Keine Konversionsverklemmung bzgl. einem einzigen Objekt
- Deadlocks bzgl. verschiedener Objekte bleiben weiterhin möglich

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

RAX-Sperrverfahren

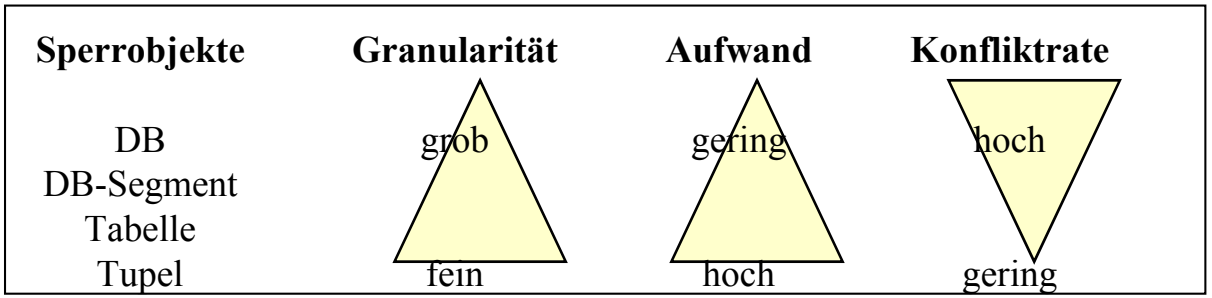
- Symmetrische Variante von RUX (*U*-Sperre heißt *A*-Sperre):
  Bei gesetzter *A*-Sperre wird weitere *R*-Sperre erlaubt
- Verträglichkeit der Sperrentypen

angeforderte Sperre \ *bestehende Sperre*	***R***	***A***	***X***
R	+	+	-
A	+	-	-
X	-	-	-

- Beim Konvertierungswunsch $A \rightarrow X$ Verhungern möglich
  (Warten bis alle *R*-Sperren aufgehoben sind, weitere *R*-Sperren aber jederzeit möglich)
- Trade-Off zwischen höherer Parallelität und Verhungern

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Hierarchische Sperrverfahren



- Trade-Off
  Geringe Konfliktrate
  => hohe Parallelität
  => hoher Verwaltungsaufwand
- Lösung: variable Granularität durch hierarchische Sperren
- Kommerzielle DBS unterstützen zumeist 2-stufige Objekthierarchie, z.B. Segment-Seite oder Tabelle-Tupel
- Vorgehensweise bei hierarchischen Sperrverfahren:
  - Anwendung eines beliebigen Sperrprotokolls (z.B. RX) auf der feingranularen Ebene (z.B. Tupel)
  - Zusätzlich Anwendung eines speziellen Protokolls (RIX) auf der grobgranularen Ebene (z.B. Relation)

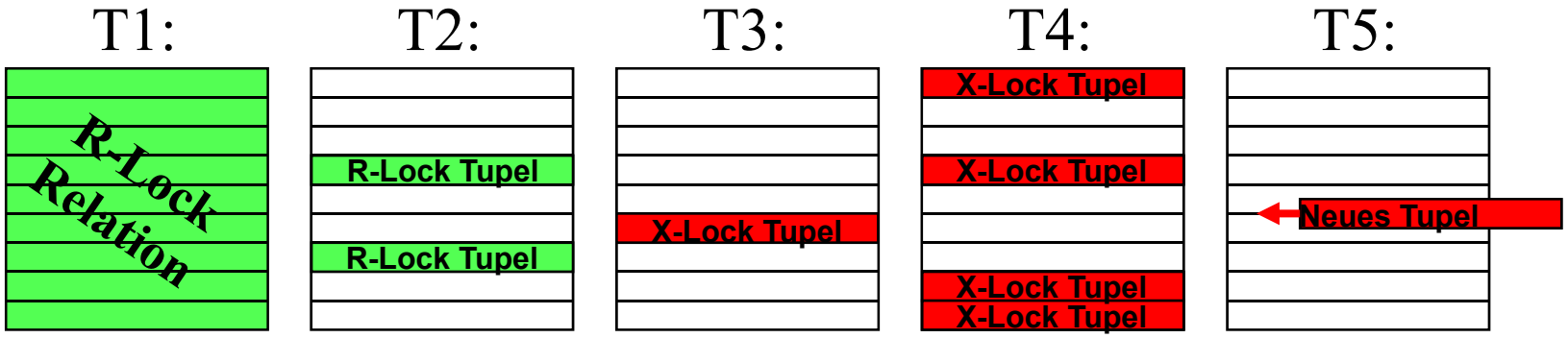
3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Hierarchische Sperrenverfahren (RIX)

- Ziele von RIX:
  - Erkennung von Konflikten auf der Relationen-Ebene
  - Zusätzlich: ***Effiziente*** Erkennung der Konflikte zwischen den beiden ***verschiedenen*** Ebenen
  - Bei Anforderung einer Relationensperre soll vermieden werden, jedes einzelne Tupel auf eine Sperre zu überprüfen (wäre bei Tupelsperren erforderlich)
  - Trotzdem maximale Nebenläufigkeit von TAs, die nur mit einzelnen Tupeln arbeiten.

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

- Intuition von RIX



- T2 kann (jeweils) mit T1, T3 oder T5 gleichzeitig arbeiten
- T3 und T4 können nicht mit T1 gleichzeitig arbeiten. Dies soll verhindert werden, ohne jedes einzelne Tupel auf Bestehen eines X-Lock zu überprüfen
- T2 und T4 können nicht gleichzeitig arbeiten, da sie unverträgliche Sperren auf demselben Tupel benötigen
- T1 und T5 können nicht gleichzeitig arbeiten (Phantomproblem!). Würden nur Tupelsperren verwendet, könnte dieser Konflikt nicht bemerkt werden

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

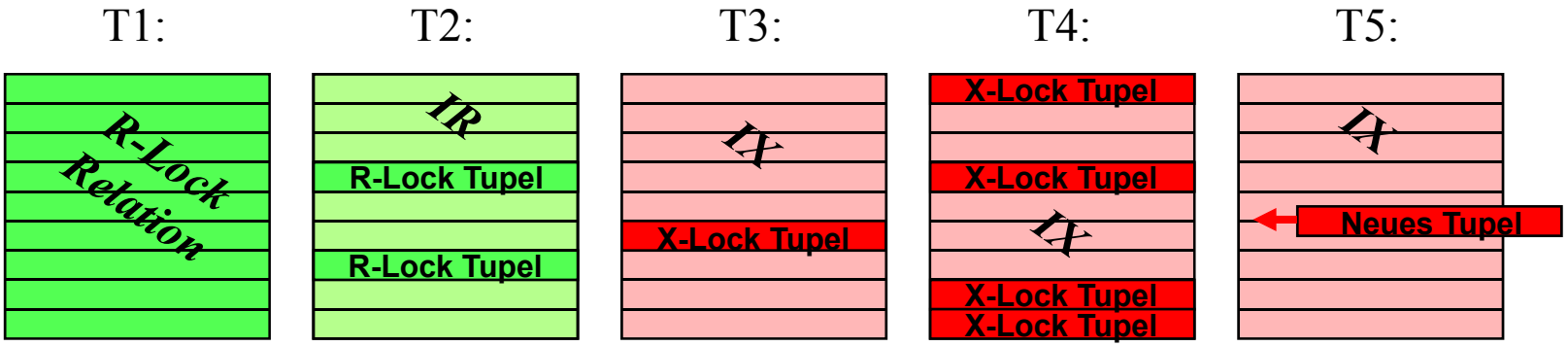
- Umsetzung: ***Intentionssperren***
  - IR-Sperre (intention read): auf feinerer Granularitätsstufe existiert (mindestens) eine R-Sperre
  - IX-Sperre (intention exclusive): auf feinerer Stufe X-Lock
  - RIX-Sperre (R-Sperre + IX-Sperre): volle Lesesperre und feinere Schreibsperre (sonst zu große Behinderung)
  - Verträglichkeit der Sperrentypen:

angeforderte Sperre \ *bestehende Sperre*	***R***	***X***	***IR***	***IX***	***RIX***
R	+	-	+	-	-
X	-	-	-	-	-
IR	+	-	+	+	+
IX	-	-	+	+	-
RIX	-	-	+	-	-

Im markierten Bereich ist eine Überprüfung der Sperren auf der fein granulareren Ebene zusätzlich erforderlich

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

- Beispiel



bestehende Sperre

angeforderte Sperre	***R***	***X***	***IR***	***IX***	***RIX***
R	+	-	+	-	-
X	-	-	-	-	-
IR	+	-	+	+	+
IX	-	-	+	+	-
RIX	-	-	+	-	-

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Mehrversions Sperren (RAC)

- Prinzip
  - Änderungen erfolgen in lokalen Kopien im TA-Puffer
  - *A*-Sperren zur Änderung erforderlich
  - Bei *COMMIT* erfolgt Konvertierung von *A*→*C*
  - *C*-Sperre zeigt Existenz zweier gültiger Objektversionen V_{old} und V_{new} an, d.h. *C*-Sperre kann erst freigegeben werden, wenn letzter alter Leser fertig ist
  - Zustand eines Objekts mit
    - *R-Lock*: V_{old} oder V_{new} wird von ein oder mehreren TAs gelesen
    - *A-Lock*: Objektversion wird gerade im lokalen TA-Puffer zu V_{new} geändert, alle Leser sehen V_{old}
    - C-*Lock*: Objekt wurde per *COMMIT* geändert
      - » neue Leser sehen V_{new}
      - » alte Leser sehen V_{old}

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

- Verträglichkeit der Sperrentypen

angeforderte Sperre \ *bestehende Sperre*	***R***	***A***	***C***
R	+	+	+
A	+	-	-
C	+	-	-

- Eigenschaften:
  - Leseanforderungen werden nie blockiert
  - Schreiber müssen bei gesetzter C-Sperre auf alle Leser der alten Version warten
  - Höherer Aufwand für Datensicherheit durch parallel gültige Versionen
  - Hoher Aufwand für Serialisierung (Abhängigkeitsbeziehungen prüfen)

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Konsistenzstufen

- Serialisierbare Abläufe gewährleisten „automatisch“ Korrektheit des Mehrbenutzerbetriebs, erzwingen aber u.U. lange Blockierungszeiten paralleler Transaktionen
- Kommerzielle DBS unterstützen deshalb häufig schwächere Konsistenzstufen als die Serialisierbarkeit unter Inkaufnahme von Anomalien
- Schwächere Konsistenz tolerierbar z.B. für statistische Auswertungen
- Verschiedene Konzepte für Konsistenzstufen
  - Definition über Sperrentypen (“Konsistenzstufen” nach Jim Gray):
  - Definition über Anomalien (“Isolation Levels” in SQL92)

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Konsistenzstufen nach J. Gray

- Definition über die Dauer der Sperren:
  - lange Sperren: werden bis EOT gehalten (=> striktes 2PL)
  - kurze Sperren: werden nicht bis EOT gehalten

	Schreibsperre	Lesesperre
Konsistenzstufe 0	kurz	-
Konsistenzstufe 1	lang	-
Konsistenzstufe 2	lang	kurz
Konsistenzstufe 3	lang	lang

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Konsistenzstufen nach J. Gray

- Konsistenzstufe 0
  - ohne Bedeutung, da Dirty Write und Lost Update möglich
- Konsistenzstufe 1
  - kein Dirty Write mehr, da Schreibsperren bis EOT
  - Dirty Read möglich, da keine Lesesperren
- Konsistenzstufe 2
  - praktisch sehr relevant
  - kein Dirty Read mehr, da Lesesperren
  - Non-Repeatable Read möglich, da zwischen zwei Lesevorgängen eine andere TA das Objekt ändern kann
  - Lost Update möglich, da nur kurze Lesesperren (kann durch Cursor Stability verhindert werden)

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Konsistenzstufen nach J. Gray

- Konsistenzstufe 3
  - entspricht strengem 2PL, Serialisierbarkeit ist gewährleistet
  - Non-Repeatable Read und Lost Update werden verhindert
- Cursor Stability (Modifikation von Konsistenzstufe 2)
  - Lesesperren bleiben solange bestehen, bis der Cursor zum nächsten Objekt übergeht
  - (Mögliche) Änderungen am aktuellen Objekt können nicht verloren gehen
  - Nachteil: Anwendungsprogrammierer hat Verantwortung für korrekte Synchronisation

3.3.1 Sperrverfahren (Locking)

Isolation Levels in SQL92

- Je länger ein “Read”-Lock bestehen bleibt, desto eher ist die Transaktion “isoliert” von anderen
- Definition der “Isolation Levels ” über erlaubte Anomalien

Isolation Level	Lost Update	Dirty Read	Non-Rep. Read	Phantom
READ UNCOMMITTED	-	+	+	+
READ COMMITTED	-	-	+	+
REPEATABLE READ	-	-	-	+
SERIALIZABLE	-	-	-	-

- Lost Update ist immer ausgeschlossen
- SQL-Anweisung

```
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL <level>
```

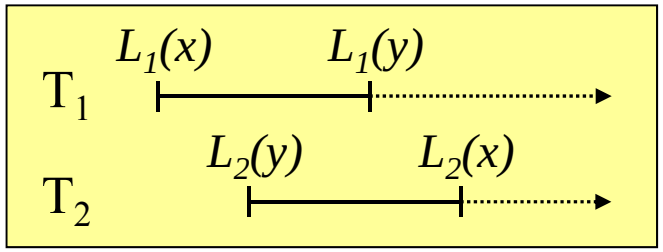
(Default `<level>` ist `SERIALIZABLE`)

3. Synchronisation

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

Verklemmung (Deadlock)

- Zwei Transaktionen warten gegenseitig auf die Freigabe einer Sperre (L = *LOCK*)
- Beispiel: Deadlock bzgl. zwei Objekten: $L_1(x)$, $L_2(y)$, $L_1(y)$, $L_2(x)$



T_1 wartet auf Freigabe von y durch T_2

T_2 wartet auf Freigabe von x durch T_1

- Wie wir gesehen haben können (je nach Sperrentyp und Sperrverträglichkeiten) auch Deadlocks bzgl. demselben Objekt entstehen (meist durch Sperrkonversionen)

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

Voraussetzungen für das Auftreten einer Verklemmung

(vgl. Betriebssysteme: Prozess-Synchronisation)

- Datenbankobjekte sind zugriffsbeschränkt
- Sperren auf bereits gelesenen oder geschriebenen Objekten sind nicht entziehbar
- TAs sperren nicht alle Objekte gleichzeitig, sondern fordern Sperren nach und nach an
- TAs sperren Objekte in beliebiger Reihenfolge
- TAs warten auf Sperrenfreigabe durch andere TAs, ohne selbst Sperren freizugeben

=> Letztlich alles Eigenschaften, die gewünscht sind und die wir daher auch garantieren wollen (und i.Ü. dem 2PL entsprechen)

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

Erkennen von Deadlocks

- Erkennen von Deadlocks über ***Wartegraphen***
  - Knoten des Wartegraphen sind TAs, Kanten sind die Wartebeziehungen
  - Verklemmung liegt vor, wenn Zyklen im Wartegraph auftreten
  - Zyklen können eine Länge > 2 haben (ist in der Praxis untypisch)
- Die Verwaltung von Wartegraphen ist für die Praxis zu aufwändig
- Sattdessen: Heuristiken wie die ***Time-Out Strategie***
  - Falls eine TA innerhalb einer Zeiteinheit *t* keinen Fortschritt macht, wird sie als verklemmt betrachtet und zurückgesetzt
  - *t* zu klein: TAs werden u.U. beim Warten auf Ressourcen abgebrochen
  - *t* zu groß: Verklemmungszustände werden zu lange geduldet

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

Auflösung von Deadlocks

- Verletze eine der Voraussetzungen für das Auftreten von Deadlocks

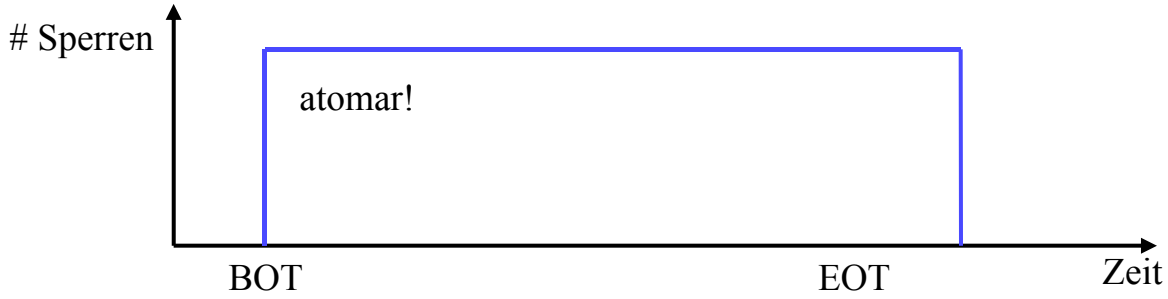
  Siehe Folie 60:

  - Datenbankobjekte sind zugriffsbeschränkt
  - Sperren auf bereits gelesenen oder geschriebenen Objekten sind nicht entziehbar
  - TAs sperren nicht alle Objekte gleichzeitig, sondern fordern Sperren nach und nach an
  - TAs sperren Objekte in beliebiger Reihenfolge
  - TAs warten auf Sperrenfreigabe durch andere TAs, ohne selbst Sperren freizugeben
- Nicht erwünscht, daher bleibt nur: ***Rücksetzen beteiligter TAs***
- Strategien:
  - Minimierung des Rücksetzaufwands: Wähle jüngste TA oder TA mit den wenigsten Sperren aus
  - Maximierung der freigegebenen Ressourcen: Wähle TA mit den meisten Sperren aus, um die Gefahr weiterer Verklemmungen zu verkleinern
  - Mehrfache Zyklen: Wähle TA aus, die an mehreren Zyklen beteiligt ist
  - Vermeidung des Verhungerns (Starvation) von TAs: Setze früher bereits zurückgesetzte TAs möglichst nicht noch einmal zurück

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

Vermeidung von Deadlocks

- Preclaiming: alle Sperrenanforderungen werden zu Beginn einer TA gestellt



  - Vorteile
    - sehr einfache und effektive Methode zur Vermeidung von Deadlocks
    - keine Rücksetzungen zur Auflösung von Deadlocks nötig
    - in Verbindung mit strengem 2PL wird kaskadierendes Rücksetzen vermieden
  - Nachteile:
    - benötigte Sperren sind bei BOT typischerweise noch nicht bekannt, z.B. bei interaktiven TAs, Fallunterscheidungen in TAs, dyn. Bestimmung der gesperrten Objekte
    - z. T. Abhilfe durch Sperren einer Obermenge der tatsächlich benötigten Objekte, ***ABER***: unnötige Ressourcenbelegung + Einschränkung der Parallelität

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

- Ordnung der Datenbank-Objekte
  - Auf den Datenbank-Objekten wird eine totale Ordnung definiert, z.B. Relation R1 < R2 < R3 < …
  - Annahme: Es gibt nur eine Sperren-Art (X).
  - Es wird festgelegt, dass Sperren nur in aufsteigender Reihenfolge (bezüglich dieser Ordnung) vergeben werden (ggf. werden nicht benötigte Objekte mit gesperrt).
  - Eigenschaften
    - Gegenseitiges Warten ist nicht mehr möglich.
    - Szenario ist ähnlich restriktiv wie Preclaiming.
    - Für Spezial-Anwendungen ist die Definition einer Ordnung auf den DB-Objekten durchaus denkbar.
  - Beispiel:
    - TA fordert R1 an => R1 wird gesperrt
    - TA fordert R3 an => R2 und R3 werden gesperrt (R1 bleibt wegen 2PL weiterhin gesperrt => TA hat Sperre auf R1, R2, R3 !!!)

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

- Zeitstempel
  - Jeder Transaktion T_i wird zu Beginn ein Zeitstempel (Time Stamp) $TS(T_i)$ zugeordnet :
    - Begin (BoT) einer TA
    - oder (besser) erste Datenbank-Operation einer TA
  - Objekte tragen nach wie vor Sperren
  - TAs warten nicht bedingungslos auf die Freigabe von Sperren
  - In Abhängigkeit von den Zeitstempeln werden TAs im Konfliktfall zurückgesetzt
  - Zwei Strategien, falls T_i auf Sperre von T_j trifft:
    - ***wound-wait***
    - ***wait-die***

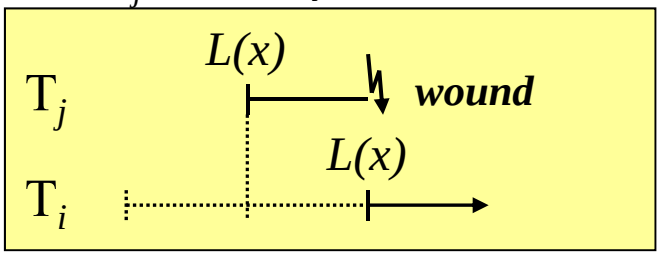
3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

- ***wound-wait***

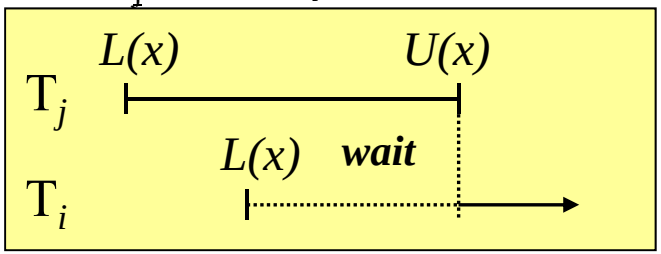
  T_i fordert Sperre $L(x)$ an.

  - Jüngere TA T_j , d.h. $TS(T_j) > TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf *x*:
    => T_i läuft weiter, jüngere TA T_j wird zurückgesetzt (***wound***)
  - Ältere TA T_j, d.h. $TS(T_j) < TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf *x*:
    => T_i wartet auf Freigabe der Sperre durch ältere TA T_j (***wait***)

$TS(T_j) > TS(T_i)$



$TS(T_j) < TS(T_i)$



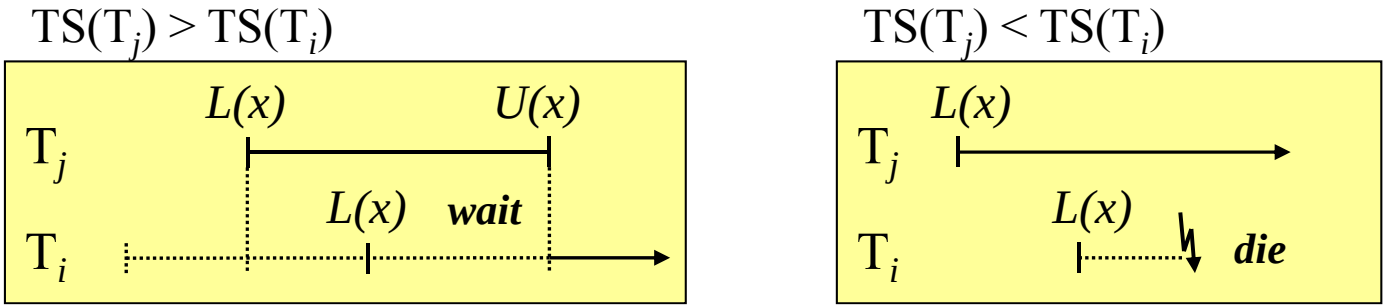
- → ältere TAs „bahnen“ sich ihren Weg durch das System

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

- ***Wait-die***

  T_i fordert Sperre $L(x)$ an.

  - Jüngere TA T_j , d.h. $TS(T_j) > TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf x:
    => T_i wartet auf Freigabe der Sperre durch jüngere TA T_j (***wait***)
  - Ältere TA T_j, d.h. $TS(T_j) < TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf x:
    => T_i wird zurückgesetzt (***die***), ältere TA T_j läuft weiter



- → ältere TAs müssen zunehmend mehr warten

3.3.2 Behandlung von Verklemmungen

- Eigenschaften: Wound-Wait ist ***Deadlock-frei***
  - Die Zeitstempel („Alter der Transaktion“) definieren eine strikte, totale Ordnung auf den Transaktionen:

    $TS(T_1) < TS(T_2) < TS(T_3) < \ldots < TS(T_n)$
  - Bei der Wound-Wait-Strategie warten jüngere auf ältere Transaktionen, aber nie umgekehrt:

    T_i wartet auf T_j => $TS(T_j) < TS(T_i)$
  - Wird ein Wartegraph gezeichnet, in dem die Transaktionen nach Alter geordnet sind (die älteste zuerst), so gehen Kanten niemals von links nach rechts):

  - Somit ist kein Zyklus möglich
- Wound-Wait ist serialisierbar
  - Die Serialisierbarkeit der durch Wound-Wait zugelassenen Schedules ergibt sich aus den Sperren:
    - Sperren nach dem RX-Protokoll (o.ä.) werden beachtet + strenges 2PL
  - Rücksetzungen wesentlich häufiger als nötig
- Wait-Die: Analog (Pfeile im Wartegraphen nie von rechts nach links)

3. Synchronisation

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

Überblick

- Nachteil von Sperren:
  - Einschränkung der Parallelität
  - Deadlocks

- 1. Lösungsversuch:
  - Weiterhin pessimistisches Verfahren, aber statt Sperren, Zeitstempel (nicht zur Verklemmungsvermeidung sondern zur Synchronisation ohne Sperren)
  - Bei Konflikt werden TAs zurückgesetzt

  => „Zeitstempel statt Sperren“ (Kap. 3.3.3)

- 2. Lösungsversuch:
  - Optimistisch: lasse alle TAs bis COMMIT laufen
  - Prüfe ***anschließend*** auf Konflikte und setze TAs zurück

  => „BOCC“ und „FOCC“ (Kap. 3.4)

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

Zeitstempel statt Sperren

- Motivation:
  - Zeitstempel nicht zur Verklemmungsvermeidung sondern zur Synchronisation ohne Sperren
  - Zählt zu den ***pessimistischen*** Sperrverfahren
- Idee:
  - Jede TA bekommt zu BOT einen Zeitstempel
  - Hierdurch Definition des äquivalenten seriellen Schedule
  - Bei jedem Zugriff: Test, ob Verletzung des äquivalenten seriellen Schedules
  - Keine Sperren, sondern über Zeitstempel auf Objekten

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

- Beispiel:
  - Gegeben ein beliebiger Schedule dessen äquivalenter serieller Schedule wie folgt gegeben ist:

älteste T_1 T_2 T_3 T_4 T_5 jüngste TA

  - Welche Zugriffe müssen verhindert werden?
  - Bei Lesezugriff von T_3 auf ein Objekt *x*:
    - Lesezugriff ist verboten, wenn vorher T_4/T_5 *x* geschrieben hat
    - nachher dürfen T_1 und T_2 das Objekt *x* nicht mehr schreiben
  - Bei Schreibzugriff durch T_3 auf ein Objekt *x*:
    - T_4/T_5 dürfen *x* nicht vorher gelesen oder geschrieben haben
    - T_1/T_2 dürfen *x* nicht nachher das Objekt lesen oder schreiben

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

- Umsetzung: Nicht nur Transaktionen, sondern auch Objekte O tragen Zeitstempel:
  - *readTS*(*O*): Zeitstempel der jüngsten TA, die das Objekt *O* gelesen hat.
  - *writeTS*(*O*): Zeitstempel der jüngsten TA, die das Objekt *O* geschrieben hat.

=> Prüfungen beim **Lesezugriff** von T_i auf ein Objekt *O*:

- Falls $TS(T_i) < writeTS(O)$:
  T_i ist älter als die TA, die *O* geschrieben hat → T_i zurücksetzen
- Falls $TS(T_i) \geq writeTS(O)$:
  T_i ist jünger als die TA, die *O* geschrieben hat → T_i darf *O* lesen,
  Lesemarke wird aktualisiert: $readTS(O) = \max(TS(T_i), readTS(O))$

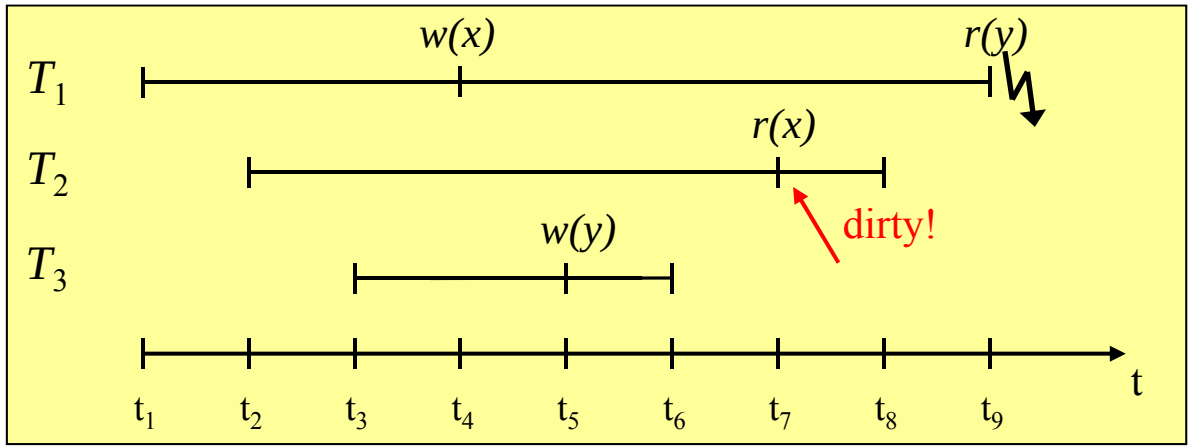
3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

=> Prüfungen beim **Schreibzugriff** von *Ti* auf ein Objekt O:

- Falls $TS(T_i) < readTS(O)$:
  T_i ist älter als eine TA, die *O* gelesen hat => T_i zurücksetzen
- Falls $TS(T_i) < writeTS(O)$:
  T_i ist älter als die TA, die *O* geschrieben hat => T_i zurücksetzen
- Sonst:
  T_i darf *O* schreiben,
  Schreibmarke wird aktualisiert: $writeTS(O) = TS(T_i)$

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

- Beispiel



Seien *writeTS(x)*, *writeTS(y)*, *readTS(x)* und *readTS(y)* kleiner als t_1
t_1:$TS(T_1) = t_1$
t_2: $TS(T_2) = t_2$
t_3: $TS(T_3) = t_3$
t_4: *write(x)* in T_1: Da $TS(T_1) > readTS(x)$ darf T_1 auf *x* schreiben, dann: $writeTS(x) := t_1$
t_5: *write(y)* in T_3: Da $TS(T_3) > readTS(y)$ darf T_3 auf *y* schreiben, dann: $writeTS(y) := t_3$
t_6: keine Prüfung bei *COMMIT* von T_3
t_7: *read(x)* in T_2: Da $TS(T_2) \geq writeTS(x)$ darf T_2 auf *x* lesen, dann: $readTS(x) := t_2$
t_8: keine Prüfung bei *COMMIT* von T_2 (eigenes Problem mit dirty read siehe unten)
t_9: *read(y)* in T_1: Da $TS(T_1) < writeTS(y)$ wird T_1 zurückgesetzt. Die von t_9 geänderten Zeitstempel müssen ebenfalls zurückgesetzt werden.

3.3.3 Zeitstempel statt Sperren

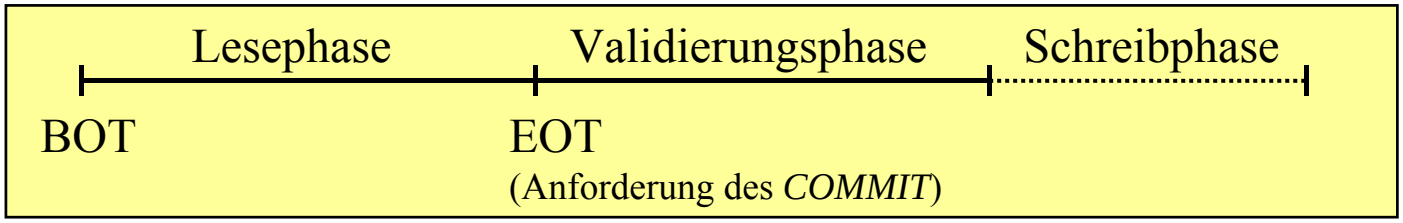
- Problem mit Dirty Read
  - im Beispiel: T_2 liest x, obwohl T_1 noch kein COMMIT hatte
  - geänderte, aber noch nicht festgeschriebene Daten müssen noch gegen Lesen bzw. Überschreiben gesichert werden (z.B. durch dirty-Bit)

    → damit aber wieder Deadlocks möglich
- Auswirkungen
  - Methode garantiert Serialisierbarkeit bis auf Dirty Read
  - es treten keine Deadlocks auf (möglicherweise jedoch durch dirty-Bit)
  - äquivalente serielle Reihenfolge entspricht den Zeitstempeln der TAs
  - Nachteil für lange TAs: Rücksetzgefahr steigt mit Dauer der TA, Verhungern durch wiederholtes Zurücksetzen wird nicht verhindert
- Bewertung
  - Verwaltung der Objektmarken ist sehr aufwändig und häufig nicht feingranularer als auf Seitenebene praktikabel
  - Zeitstempel müssen für jedes Objekt verwaltet werden, während Sperren nur bei Zugriff auf Objekte angelegt werden

3. Synchronisation

Optimistische Synchronisation

- Konzept
  - Keine Konfliktprävention, Konflikte werden erst bei COMMIT festgestellt
  - Im Konfliktfall werden Transaktionen zurückgesetzt
  - nahezu beliebige Parallelität, da TAs nicht blockiert werden
  - Drei Phasen einer TA



  - ***Lesephase***:
    eigentliche TA-Verarbeitung, Änderungen nur im lokalen TA-Puffer
  - ***Validierungsphase*** (atomar!!!):
    Prüfung, ob die abzuschließende TA mit nebenläufigen TAs in Konflikt geraten ist; im Konfliktfall wird die TA zurückgesetzt
  - ***Schreibphase*** (atomar!!!):
    nach erfolgreicher Validierung werden die Änderungen dauerhaft gespeichert

3.4 Optimistische Verfahren zur Synchronisation

- Validierungstechniken
  - Für jede Transaktion T_i werden zwei Mengen geführt:
    - $RS(T_i)$: die von T_i gelesenen Objekte (***Read Set***)
    - $WS(T_i)$: die von T_i geschriebenen Objekte (***Write Set***)
  - Konflikterkennung
    - Konflikt zwischen T_i und T_j liegt vor, wenn $WS(T_i) \cap RS(T_j) \neq \emptyset$
    - Annahme: $WS(T_i) \subseteq RS(T_i)$, d.h. jedes Objekt wird vor dem Schreiben in den TA-Puffer gelesen
  - Zwei Validierungsstrategien
    - *Backward-Oriented Optimistic Concurrency Control* (**BOCC**): Validierung nur gegenüber bereits beendeten TAs
    - *Forward-Oriented Optimistic Concurrency Control* (**FOCC**): Validierung nur gegenüber noch laufenden TAs
- Bemerkungen
  - Serialisierungsreihenfolge ist durch Validierungsreihenfolge gegeben
  - Validierung und Schreiben muss sequenziell und atomar durchgeführt werden

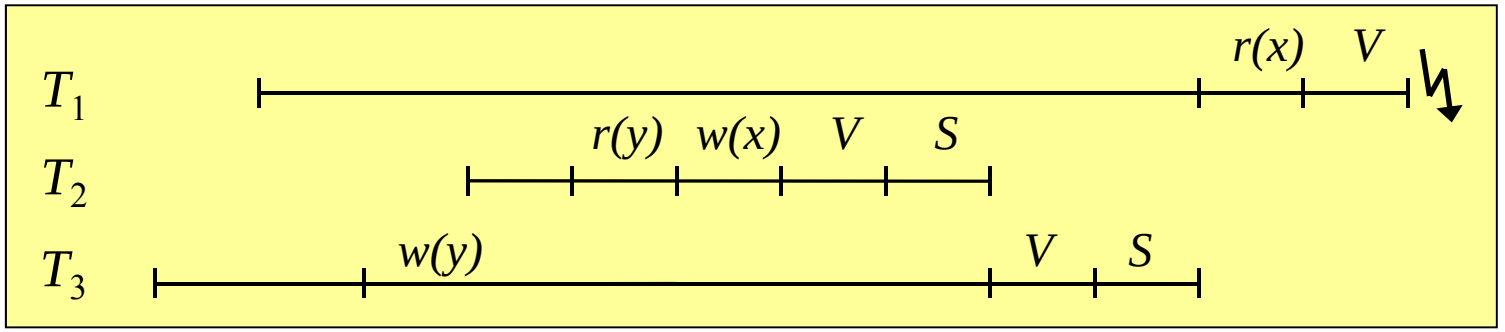
BOCC

- Validierung von T_i
  - "Wurde eines der während der Lesephase von T_i gelesenen Objekte von einer anderen (bereits beendeten) Transaktion T_j geändert?"
  - D.h. Read-Set $RS(T_i)$ wird mit allen Write-Sets $WS(T_j)$ von Transaktionen T_j verglichen, die während der Lesephase von T_i validiert haben
- Algorithmus

```
VALID := true;
for (alle während Ausführung von Ti beendeten Tj) do
   if RS(Ti)∩WS(Tj)<>∅ then VALID := false;
end;
if VALID then Schreibphase(Ti); Commit (Ti);
         else Rollback(Ti); // Nothing to do
```

- Beispiel

V: Validierung
S: Schreibphase



- Ablauf
  - T_2 wird erfolgreich validiert, da es noch keine validierten TAs gibt
  - T_3 wird erfolgreich validiert, da für $y \in WS(T_3) \subseteq RS(T_3)$ gilt: $y \notin WS(T_2)$
  - T_1 steht wegen $x \in WS(T_2)$ in Konflikt mit T_2 und wird abgebrochen

  → Zurücksetzen war unnötig, da T_1 bereits die aktuelle Version von x gelesen hat.

3.4 Optimistische Verfahren zur Synchronisation

- **Abhilfe**: BOCC+
  - Objekte bekommen Änderungszähler oder Versionsnummern
  - TAs werden nur zurückgesetzt, wenn sie tatsächlich veraltete Daten gelesen haben

- Nachteile für lange TAs
  - Verhungern von Transaktionen wird nicht verhindert
  - Anzahl der zu vergleichenden Write-Sets steigt mit TA-Dauer
  - TAs mit großen Read-Sets können in viele Konflikte geraten
  - spätes Zurücksetzen erst bei der Validierung verursacht hohen Arbeitsverlust

FOCC

- Validierung von T_i
  - "Wurde eines der von T_i geänderten Objekte von einer anderen (noch laufenden) Transaktion T_j gelesen?"
  - D.h. Write-Set $WS(T_i)$ wird mit allen Read-Sets $RS(T_j)$ von Transaktionen T_j verglichen, die sich gerade in der Lesephase befinden
- Algorithmus

```
VALID := true;
for (alle laufenden Tj) do
   if WS(Ti)∩RS(Tj)<>∅ then VALID := false;
end;
if VALID then Schreibphase(Ti) ; commit (Ti);
         else löse Konfikt auf;
```

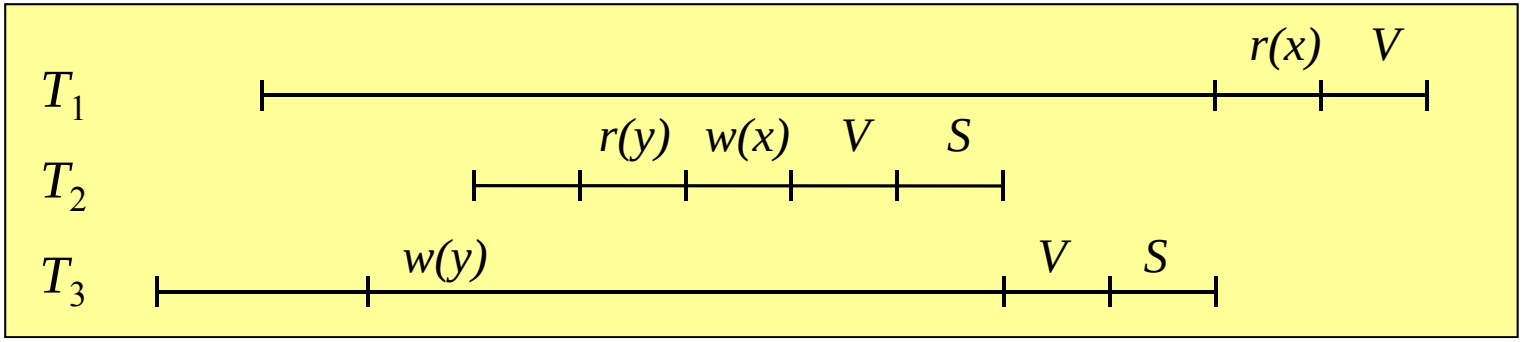
3.4 Optimistische Verfahren zur Synchronisation

- Bewertung
  - Validierung muss nur von ändernden Transaktionen durchgeführt werden.
  - die überflüssigen Rücksetzungen von BOCC werden vermieden
  - überflüssige Rücksetzungen wegen der vorgegebenen Serialisierungs-Reihenfolge sind weiterhin möglich
  - mehr Freiheiten bei der **Konfliktauflösung**: beliebige TA kann abgebrochen werden, z.B.
    - ***Kill***-Ansatz: die noch laufenden TAs werden abgebrochen.
    - ***Die***-Ansatz: die validierende TA wird abgebrochen (“stirbt”).
    - Verhindern von Verhungerung: z.B. Anzahl der Rücksetzungen einer TA beachten.

3.4 Optimistische Verfahren zur Synchronisation

- Beispiel

V: Validierung
S: Schreibphase



- Ablauf:
  - T_2 wird erfolgreich validiert, da *x* noch von keiner TA gelesen wurde
  - T_3 wird erfolgreich validiert, da *y* von keiner (noch) laufenden TA gelesen wurde
  - T_1 ist eine reine Lese-TA und muss nicht validiert werden
  - Hätte T_2 das Objekt *y* auch geändert, so wäre der Konflikt mit T_3 bei der Validierung von T_2 erkannt worden, und eine der beiden TAs hätte abgebrochen werden müssen

Diskussion

- Synchronisation mit Sperren
  - pessimistische Annahme: Konflikte möglich / treten (oft) auf
  - Vorgehen: Verhinderung von Konflikten
  - Methode: Blockierung von Transaktionen
    - reale Gefahr von Verklemmungen
    - Sperrenverwaltung ist sehr aufwändig
    - mögliche Leistungseinbußen durch lange Wartezeiten
- Nicht-sperrende Synchronisation
  - optimistische Annahme: Konflikte sind seltene Ereignisse
  - Vorgehen: Auflösung von Konflikten
  - Methode: Rücksetzen von Transaktionen
    - keine Verklemmungen
    - aufwändige Konfliktprävention wird eingespart
    - mögliche Leistungseinbußen durch häufige Rücksetzungen

3. Synchronisation

- Qualitätsmerkmale von Synchronisationsverfahren
  - Effektivität: Serialisierbarkeit, Vermeidung von Anomalien
  - Parallelitätsgrad (Blockierung nebenläufiger TAs)
  - Verklemmungsgefahr
  - Häufigkeit von Rücksetzungen; Vermeidung überflüssiger Rücksetzungen
  - Benachteiligung bestimmter (z.B. langer) TAs (“Verhungern”) durch lange Blockierungen oder häufige Rücksetzungen
  - Verwaltungsaufwand für die Synchronisation (Sperren, Zeitstempel, …)
- Praktische Bewertung
  - Oft Implementierungsprobleme für feinere Granul. als DB-Seiten
  - Kombinationen der Verfahren teilweise möglich (z.B. “Optimistic Locking”, IMS Fast Path)
  - Synchronisation von Indexstrukturen als eigenes Problem
  - nahezu alle kommerziellen DBS setzen auf Sperrverfahren