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

Skript zur Vorlesung:

Datenbanksysteme I

Wintersemester 2016/2017

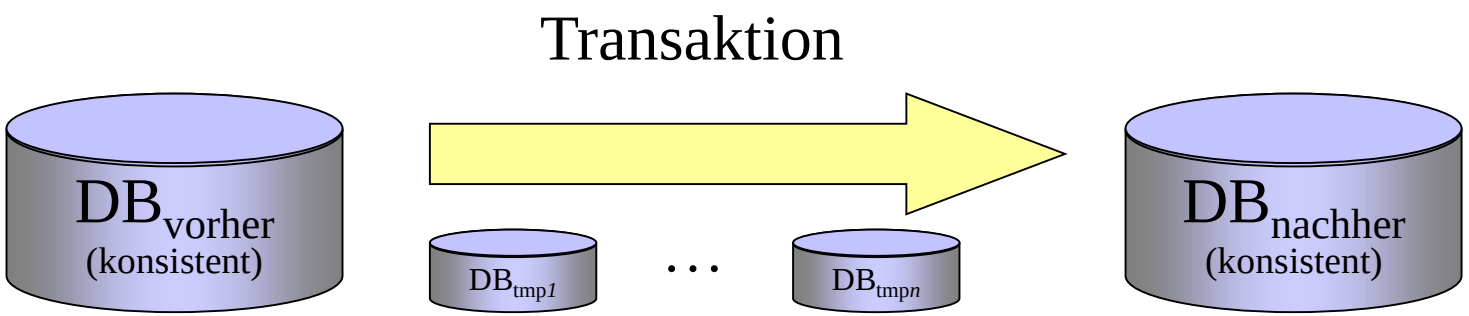
Kapitel 10
Transaktionen - Synchronisation

Vorlesung: : Prof. Dr. Christian Böhm
Übungen: Dominik Mautz

http://www.dbs.ifi.lmu.de/Lehre/DBS

Transaktionskonzept

- Transaktion: Folge von Befehlen (*read, write*), die die DB von einen konsistenten Zustand in einen anderen konsistenten Zustand überführt
- Transaktionen: Einheiten integritätserhaltender Zustandsänderungen einer Datenbank
- Hauptaufgaben der Transaktions-Verwaltung
  - Synchronisation (Koordination mehrerer Benutzerprozesse)
  - Recovery (Behebung von Fehlersituationen)



Transaktionskonzept

Beispiel Bankwesen:

Überweisung von Huber an Meier in Höhe von 200 €

- Mgl. Bearbeitungsplan:

  (1) Erniedrige Stand von Huber um 200 €

  (2) Erhöhe Stand von Meier um 200 €

- Möglicher Ablauf

Konto	Kunde	Stand
	Meier	1.000 €
	Huber	1.500 €

(1) ⇒

Konto	Kunde	Stand
	Meier	1.000 €
	Huber	1.300 €

(2) ⇒ **System-absturz**

Inkonsistenter DB-Zustand darf nicht entstehen bzw. darf nicht dauerhaft bestehen bleiben!

Eigenschaften von Transaktionen

- **ACID-Prinzip**
  - **Atomicity** (Atomarität)
    Der Effekt einer Transaktion kommt entweder ganz oder gar nicht zum Tragen.
  - **Consistency** (Konsistenz, Integritätserhaltung)
    Durch eine Transaktion wird ein konsistenter Datenbankzustand wieder in einen konsistenten Datenbankzustand überführt.
  - **Isolation** (Isoliertheit, logischer Einbenutzerbetrieb)
    Innerhalb einer Transaktion nimmt ein Benutzer Änderungen durch andere Benutzer nicht wahr.
  - **Durability** (Dauerhaftigkeit, Persistenz)
    Der Effekt einer abgeschlossenen Transaktion bleibt dauerhaft in der Datenbank erhalten.
- Weitere Forderung: TA muss in endlicher Zeit bearbeitet werden können

Steuerung von Transaktionen

- **begin of transaction (BOT)**
  - markiert den Anfang einer Transaktion
  - In SQL werden Transaktionen implizit begonnen, es gibt kein `begin work` o.ä.
- **end of transaction (EOT)**
  - markiert das Ende einer Transaktion
  - alle Änderungen seit dem letzten BOT werden festgeschrieben
  - SQL: `commit oder commit work`
- **abort**
  - markiert den Abbruch einer Transaktion
  - die Datenbasis wird in den Zustand vor BOT zurückgeführt
  - SQL: `rollback oder rollback work`
- **Beispiel**

```
UPDATE Konto SET Stand = Stand-200 WHERE Kunde = 'Huber';
UPDATE Konto SET Stand = Stand+200 WHERE Kunde = 'Meier';
COMMIT;
```

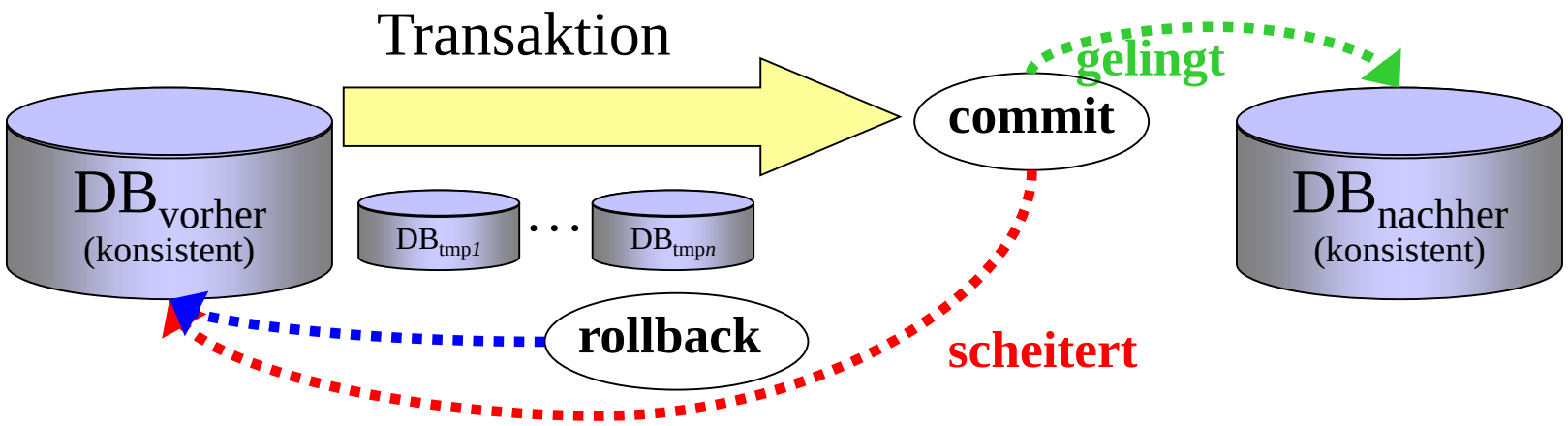
Steuerung von Transaktionen

Unterstützung langer Transaktionen durch

- **define savepoint**
  - markiert einen zusätzlichen Sicherungspunkt, auf den sich die noch aktive Transaktion zurücksetzen lässt
  - Änderungen dürfen noch nicht festgeschrieben werden, da die Transaktion noch scheitern bzw. zurückgesetzt werden kann
  - SQL: `savepoint <identifier>`
- **backup transaction**
  - setzt die Datenbasis auf einen definierten Sicherungspunkt zurück
  - SQL: `rollback to <identifier>`

Ende von Transaktionen

- COMMIT **gelingt**
  → der neue Zustand wird dauerhaft gespeichert.
- COMMIT **scheitert**
  → der ursprüngliche Zustand wie zu Beginn der Transaktion bleibt erhalten (bzw. wird wiederhergestellt). Ein COMMIT kann z.B. scheitern, wenn die Verletzung von Integritätsbedingungen erkannt wird.
- ROLLBACK
  → Benutzer widerruft Änderungen



Aufgaben eines DBMS

Wahrung eines korrekten DB-Zustands unter realen Benutzungsbedingungen, d.h.

1. **Synchronisation** (Concurrency Control)
   Schutz vor Fehlern durch sich gegenseitig störenden nebenläufigen Zugriff mehrerer Benutzer
2. **Datensicherheit** (Recovery)
   Schutz vor Verlust von Daten durch technische Fehler (Systemabsturz)
3. **Integrität** (Integrity)
   Schutz vor Verletzung der Korrektheit und Vollständigkeit von Daten durch *berechtigte* Benutzer

Einleitung

Synchronisation (Concurrency Control)

- Serielle Ausführung von Transaktionen
  - 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

Einleitung

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Wir unterscheiden u.a. folgende Grundmuster von Anomalien:

- Verloren gegangene Änderungen (Lost Updates)
- Zugriff auf „schmutzige“ (nicht dauerhaft gültige) Daten (Dirty Read / 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

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`;
```

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***

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

Einleitung

- Möglicher Ablauf:

T1	T2

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

- 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

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

Einleitung

- Möglicher Ablauf:

T1	T2

`SELECT Gepäck FROM Passagiere`
`WHERE FlugNr = „BA932“;`
 	
`SELECT Gepäck FROM Passagiere`
`WHERE FlugNr = „BA932“;`
	`INSERT INTO Passagiere`
	`VALUES (BA932, Meier, 3F, 5);`
	`COMMIT;`

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

→ Verstoß gegen ***Isolation***

Einleitung

Phantomproblem

- Spezialfall des nicht-reproduzierbaren Lesens, bei der neu generierte Daten, sowie meist bei der 2. TA Aggregationsfunktionen 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

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

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

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?

Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Serieller Schedule:
  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***

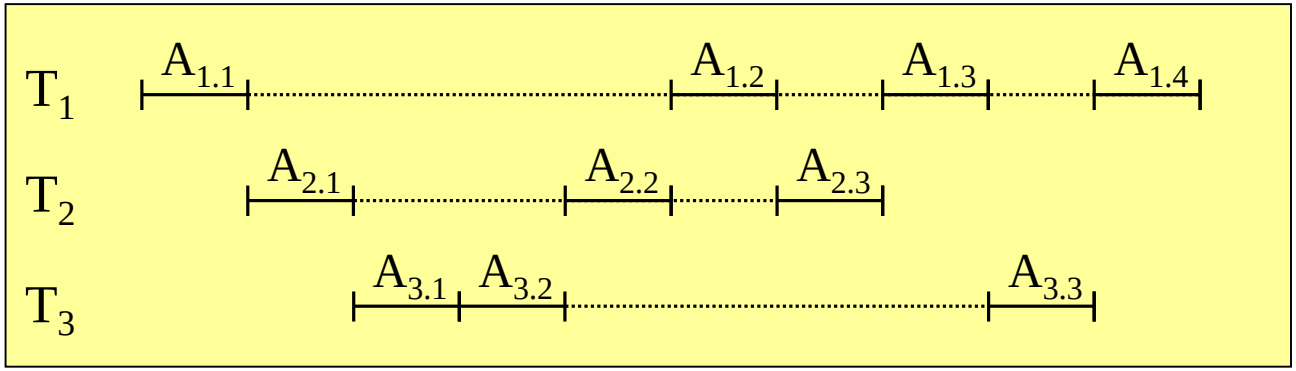
Kompromiss zwischen Performanz und Isolation (bzw. allgem. und seriellen Schedules):

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 $\{T_1, \ldots, T_n\}$.

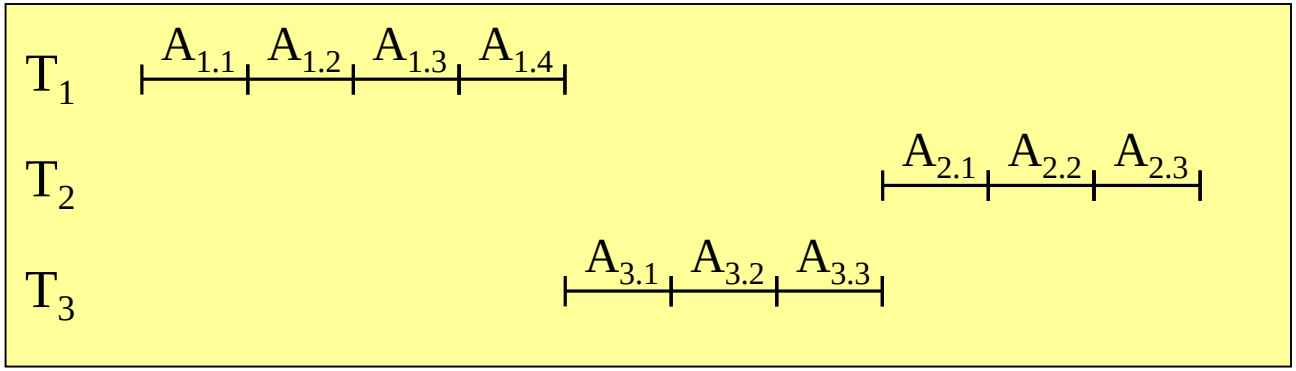
- Nur serialisierbare Schedules dürfen zugelassen werden!

Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Beispiele
  - Beliebiger Schedule:



  - Serieller Schedule:



Serialisierbarkeit von Transaktionen

Wirkung von Schedules

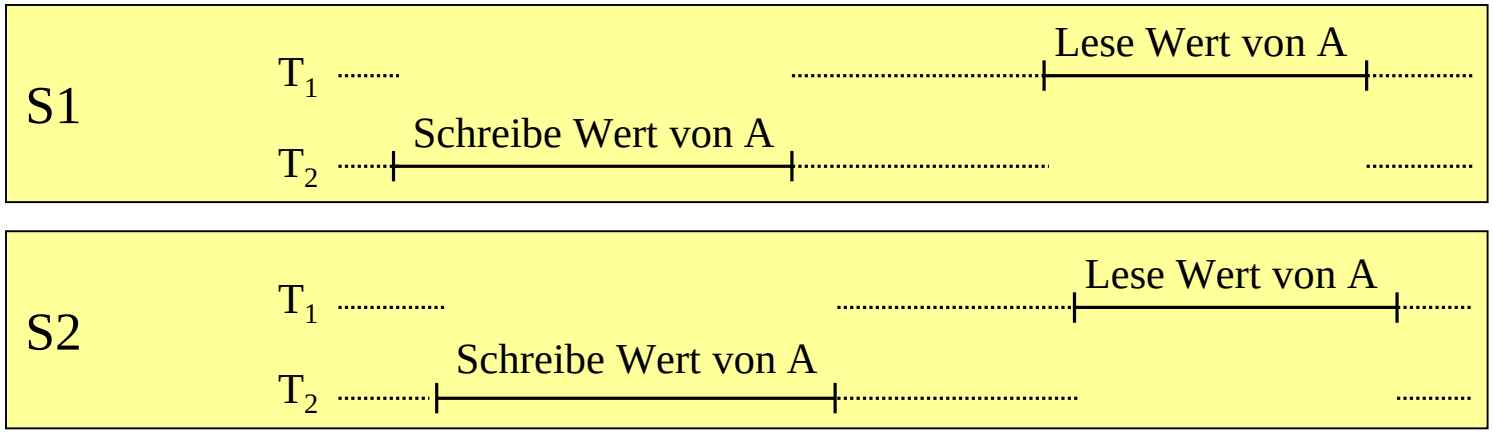
- Frage: Wann haben zwei Schedules S1 und S2 die gleiche Wirkung auf den Datenbank-Inhalt?
- Achtung:
  - Gleiches Ergebnis kann u.a. Ergebnis eines Zufalls sein
  - Dies könnte aber nur durch nachträgliches Überprüfen der Datenbank-Zustände nach S1 und S2 festgestellt werden.

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)

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?***

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?)

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.

Serialisierbarkeit von Transaktionen

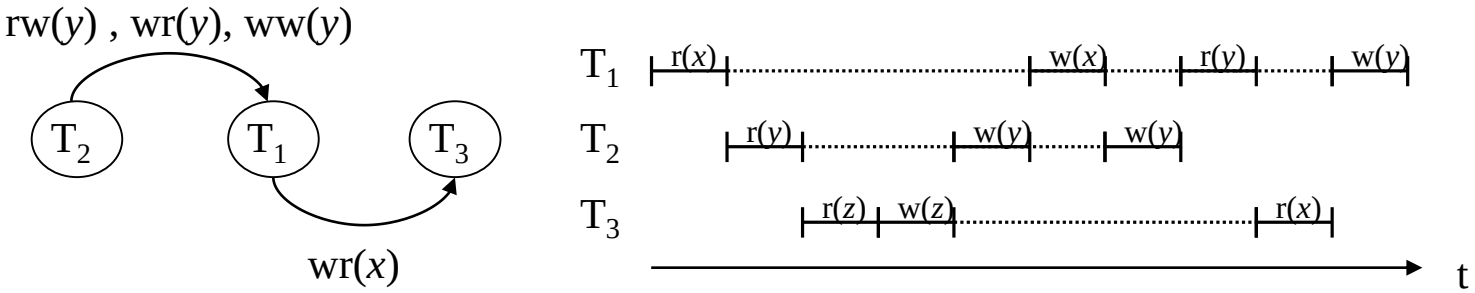
Serialisierungs-Graph

- 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.

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: $S = (r_1(x), r_2(y), r_3(z), w_3(z), w_2(y), w_1(x), w_2(y), r_1(y), r_3(x), w_1(y))$

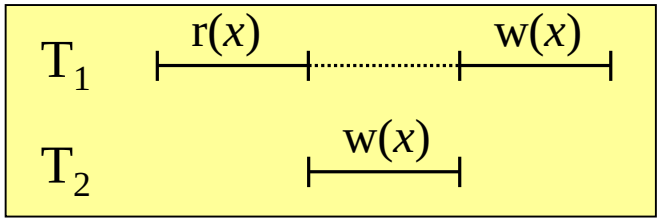


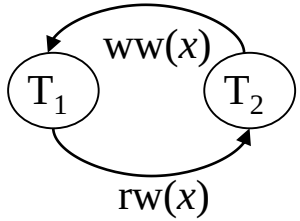
Serialisierungsreihenfolge: (T_2, T_1, T_3)

Serialisierbarkeit von Transaktionen

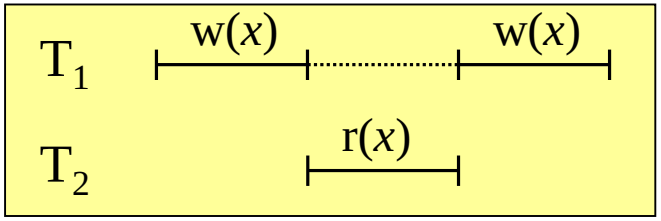
Beispiele für nicht-serialisierbare Schedules

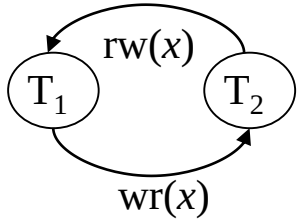
Lost Update: $S=(r_1(x), w_2(x), w_1(x))$



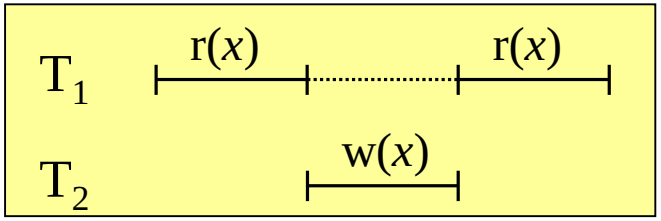


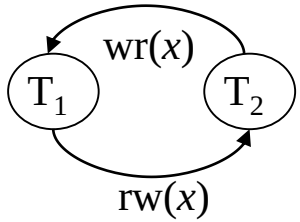
Dirty Read: $S=(w_1(x), r_2(x), w_1(x))$





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

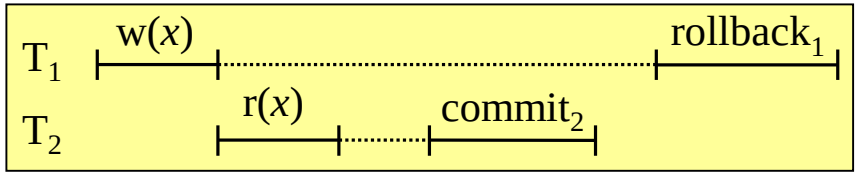


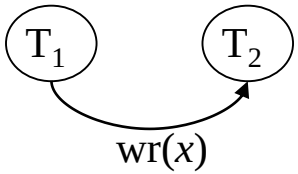


Serialisierbarkeit von Transaktionen

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

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

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

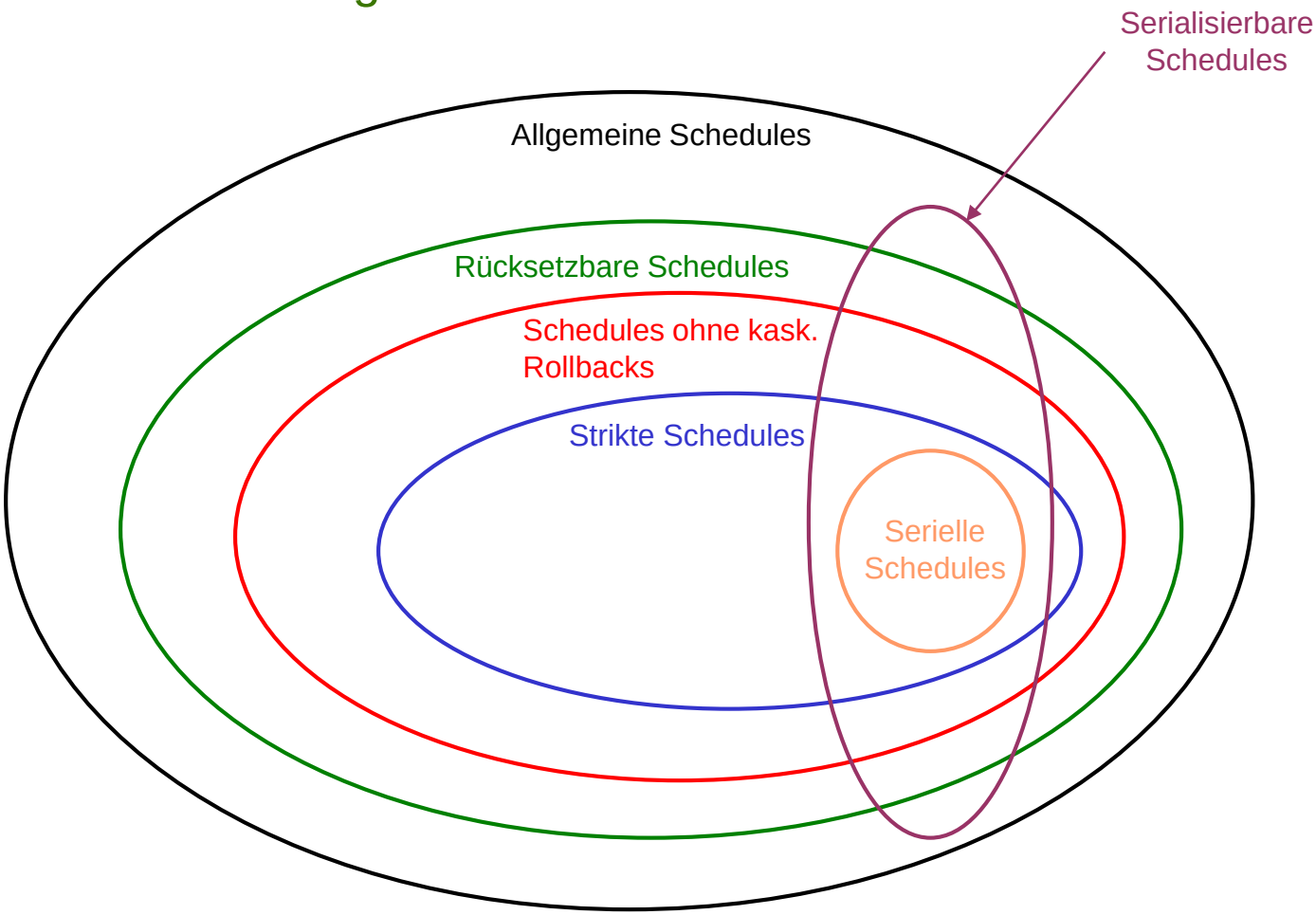
Serialisierbarkeit von Transaktionen

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

Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Überblick: Beziehungen zwischen Scheduleklassen



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

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

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.

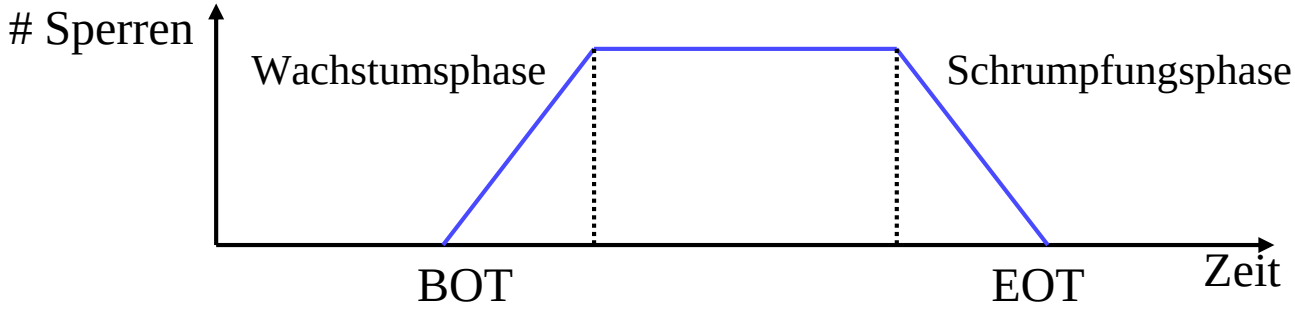
Bemerkungen

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

Sperrverfahren (Locking)

Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)

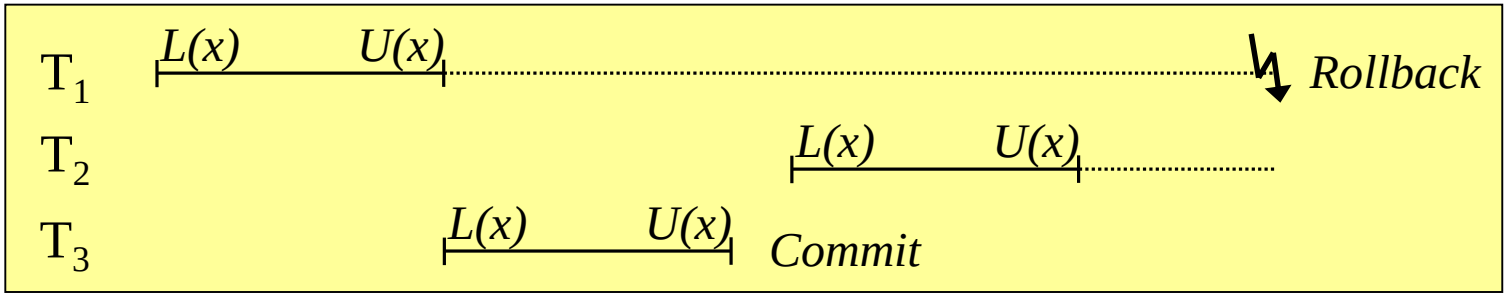
- Einfachste und gebräuchlichste Methode, um ausschließlich serialisierbare Schedules zu erzeugen
- Merkmal: keine Sperrenfreigabe vor der letzten Sperrenanforderung einer Transaktion
- Ergebnis: Ablauf in zwei Phasen
  - Wachstumsphase: Anforderungen der Sperren
  - Schrumpfungsphase: Freigabe der Sperren



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***) ☹



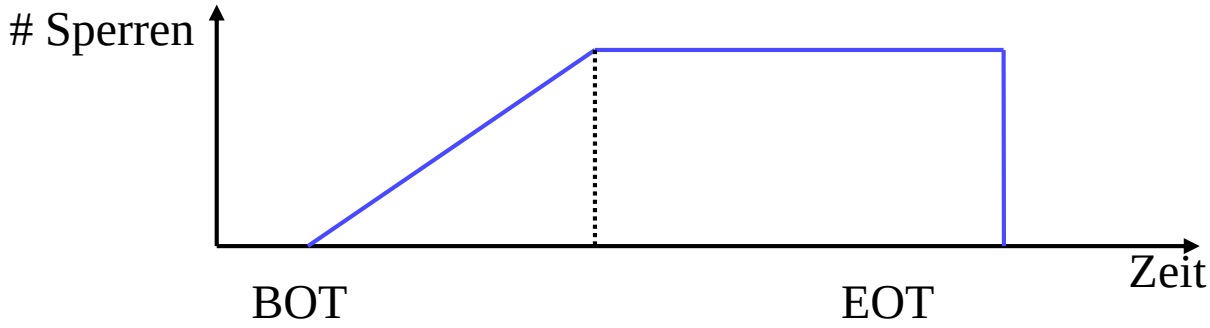
- Transaktion T_1 wird nach *U*(*x*) zurückgesetzt
- T_2 hat “schmutzig” gelesen und muss zurückgesetzt werden
- Sogar T_3 muss zurückgesetzt werden

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

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



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)

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.

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.