



Skript zur Vorlesung
Datenbanksysteme I
Wintersemester 2015/2016

Kapitel 8: Transaktionen

Vorlesung: Prof. Dr. Christian Böhm

Übungen: Sebastian Goebel

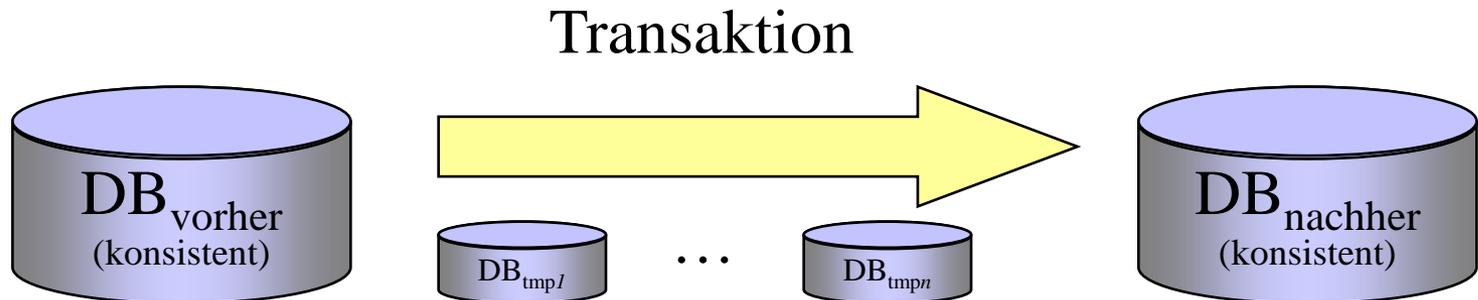
Skript © 2015 Christian Böhm

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



Transaktionskonzept

- Transaktion: Folge von Befehlen (*read*, *write*), die die DB von einem **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	(1)	Konto	Kunde	Stand	(2)
	Meier	1.000 €	→		Meier	1.000 €	↘
	Huber	1.500 €				Huber	

**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
 - Transaktionen werden 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>`

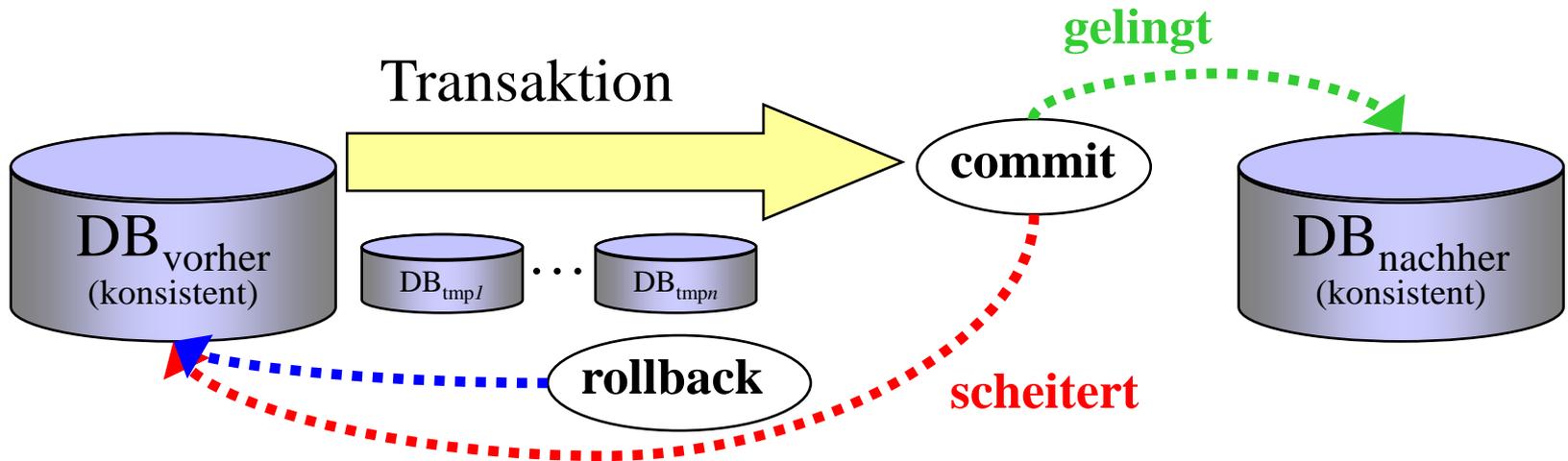
- **backup transaction**

- 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. **Datensicherheit** (Recovery)

Schutz vor Verlust von Daten durch technische Fehler (Systemabsturz)

2. **Integrität** (Integrity)

Schutz vor Verletzung der Korrektheit und Vollständigkeit von Daten durch *berechtigte* Benutzer

3. **Synchronisation** (Concurrency Control)

Schutz vor Fehlern durch sich gegenseitig störenden nebenläufigen Zugriff mehrerer Benutzer



Aufgaben eines DBMS

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

1. **Datensicherheit** (Recovery)

Schutz vor Verlust von Daten durch technische Fehler (Systemabsturz)

2. **Integrität** (Integrity)

Schutz vor Verletzung der Korrektheit und Vollständigkeit von Daten durch *berechtigte* Benutzer

3. **Synchronisation** (Concurrency Control)

Schutz vor Fehlern durch sich gegenseitig störenden nebenläufigen Zugriff mehrerer Benutzer



Klassifikation von Fehlern

- **Transaktionsfehler**

Lokaler Fehler einer noch nicht festgeschriebenen Transaktion, z.B. durch

- Fehler im Anwendungsprogramm
- Expliziter Abbruch der Transaktion durch den Benutzer (ROLLBACK)
- Verletzung von Integritätsbedingungen oder Zugriffsrechten
- Konflikte mit nebenläufigen Transaktionen (Deadlock)



Klassifikation von Fehlern

- **Systemfehler**

Fehler mit Hauptspeicherverlust, d.h. permanente Speicher sind *nicht* betroffen, z.B. durch

- Stromausfall
- Ausfall der CPU
- Absturz des Betriebssystems, ...

- **Medienfehler**

Fehler mit Hintergrundspeicherverlust, d.h. Verlust von permanenten Daten, z.B. durch

- Plattencrash
- Brand, Wasserschaden, ...
- Fehler in Systemprogrammen, die zu einem Datenverlust führen



Recovery-Techniken

- **Rücksetzen** (bei Transaktionsfehler)
 - *Lokales UNDO*: der ursprüngliche DB-Zustand wie zu BOT wird wiederhergestellt, d.h. Rücksetzen aller Aktionen, die diese Transaktion ausgeführt hat
 - Transaktionsfehler treten relativ häufig auf
→ Behebung innerhalb von Millisekunden notwendig



Recovery-Techniken

- **Warmstart** (bei Systemfehler)
 - *Globales UNDO*: Rücksetzen aller noch nicht abgeschlossenen Transaktionen, die **bereits** in die DB eingebracht wurden
 - *Globales REDO*: Nachführen aller bereits abgeschlossenen Transaktionen, die **noch nicht** in die DB eingebracht wurden
 - Dazu sind Zusatzinformationen aus einer Log-Datei notwendig, in der die laufenden Aktionen, Beginn und Ende von Transaktionen protokolliert werden
 - Systemfehler treten i.d.R. im Intervall von Tagen auf
→ Recoverydauer einige Minuten



Recovery-Techniken

- **Kaltstart** (bei Medienfehler)
 - Aufsetzen auf einem früheren, gesicherten DB-Zustand (Archivkopie)
 - *Globales REDO*: Nachführen aller Transaktionen, die nach dem Erzeugen der Sicherheitskopie abgeschlossen wurden
 - Medienfehler treten eher selten auf (mehrere Jahre)
→ Recoverydauer einige Stunden / Tage
 - Wichtig: regelmäßige Sicherungskopien der DB notwendig



Aufgaben eines DBMS

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

1. **Datensicherheit** (Recovery)

Schutz vor Verlust von Daten durch technische Fehler (Systemabsturz)

2. **Integrität** (Integrity)

Schutz vor Verletzung der Korrektheit und Vollständigkeit von Daten durch *berechtigte* Benutzer

3. **Synchronisation** (Concurrency Control)

Schutz vor Fehlern durch sich gegenseitig störenden nebenläufigen Zugriff mehrerer Benutzer



Datenintegrität

- **Beispiel**

Kunde(KName, KAdr, Konto)

Auftrag(KName, Ware, Menge)

Lieferant(LName, LAdr, Ware, Preis)

- **Mögliche Integritätsbedingungen**

- Kein Kundenname darf mehrmals in der Relation „Kunde“ vorkommen.
- Jeder Kundenname in „Auftrag“ muss auch in „Kunde“ vorkommen.
- Kein Kontostand darf unter -100 € sinken.
- Das Konto des Kunden Huber darf überhaupt nicht überzogen werden.
- Es dürfen nur solche Waren bestellt werden, für die es mindestens einen Lieferanten gibt.
- Der Brotpreis darf nicht erhöht werden.



Statische vs. dynamische Integrität

- **Statische Integritätsbedingungen**

- Einschränkung der möglichen **Datenbankzustände**
- z.B. „Kein Kontostand darf unter -100 € sinken.“
- In SQL durch **Constraint**-Anweisungen implementiert (UNIQUE, DEFAULT, CHECK, ...)
- Im Bsp.:

```
create table Kunde(  
    kname varchar(40) primary key,  
    kadr varchar(100),  
    konto float check konto > -100,  
);
```



Statische vs. dynamische Integrität

- **Dynamische Integritätsbedingungen**
 - Einschränkung der möglichen **Zustandsübergänge**
 - z.B. „Der Brotpreis darf nicht erhöht werden.“
 - In Oracle durch sog. **Trigger** implementiert
 - PL/SQL-Programm*, das einer Tabelle zugeordnet ist und durch ein best. Ereignis ausgelöst wird
 - Testet die mögliche Verletzung einer Integritätsbedingung und veranlasst daraufhin eine bestimmte Aktion
 - Mögliche Ereignisse: insert, update oder delete
 - **Befehls-Trigger** (statement-trigger): werden einmal pro auslösendem Befehl ausgeführt
 - **Datensatz-Trigger** (row-trigger): werden einmal pro geändertem / eingefügtem / gelöschtchem Datensatz ausgeführt
 - Mögliche Zeitpunkte: vor (BEFORE) oder nach (AFTER) dem auslösenden Befehl oder alternativ dazu (INSTEAD OF)



Modellinhärente Integrität

Durch das Datenmodell vorgegebene Integritätsbedingungen

- **Typintegrität**

Beschränkung der zulässigen Werte eines Attributs durch dessen Wertebereich

- **Schlüsselintegrität**

DB darf keine zwei Tupel mit gleichem Primärschlüssel enthalten, z.B. „Kein Kundename darf mehrmals in der Relation Kunde vorkommen.“.

- **Referentielle Integrität** (Fremdschlüsselintegrität)

Wenn Relation R einen Schlüssel von Relation S enthält, dann muss für jedes Tupel in R auch ein entsprechendes Tupel in S vorkommen, z.B. „Jeder Kundename in Auftrag muss auch in Kunde vorkommen.“.



Aufgaben eines DBMS

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

1. **Datensicherheit** (Recovery)

Schutz vor Verlust von Daten durch technische Fehler (Systemabsturz)

2. **Integrität** (Integrity)

Schutz vor Verletzung der Korrektheit und Vollständigkeit von Daten durch *berechtigte* Benutzer

3. **Synchronisation** (Concurrency Control)

Schutz vor Fehlern durch sich gegenseitig störenden nebenläufigen Zugriff mehrerer Benutzer



Synchronisation (Concurrency Control)

- **Serielle Ausführung** von Transaktionen ist unerwünscht, da die Leistungsfähigkeit des Systems beeinträchtigt ist (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



Anomalien bei unkontrolliertem Mehrbenutzerbetrieb

- 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



Lost Updates

- Änderungen einer Transaktion können durch Änderungen anderer Transaktionen 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“;
```

- Mgl. Ablauf:

T1	T2
<pre>read(Passagiere.Gepäck, x1); x1 := x1+3; write(Passagiere.Gepäck, x1);</pre>	<pre>read(Passagiere.Gepäck, x2); x2 := x2 + 5; write(Passagiere.Gepäck, x2);</pre>

- In der DB ist nur die Änderung von T1 wirksam, die Änderung von T2 ist verloren gegangen → Verstoß gegen *Durability*



Dirty Read / Dirty Write

- Zugriff auf „schmutzige“ Daten, d.h. auf Objekte, die von einer noch nicht abgeschlossenen Transaktion geändert wurden
- Bsp.:
 - T1 erhöht das Gepäck um 3 kg, wird aber später abgebrochen
 - T2 erhöht das Gepäck um 5 kg und wird erfolgreich abgeschlossen
- Mgl. Ablauf:

T1	T2
<pre>UPDATE Passagiere SET Gepäck = Gepäck+3;</pre>	<pre>UPDATE Passagiere SET Gepäck = Gepäck+5; COMMIT;</pre>
<pre>ROLLBACK;</pre>	

- Durch den Abbruch von T1 werden die geänderten Werte ungültig. T2 hat jedoch die geänderten Werte gelesen (*Dirty Read*) und weitere Änderungen darauf aufgesetzt (*Dirty Write*)
- Verstoß gegen ACID: Dieser Ablauf verursacht einen inkonsistenten DB-Zustand (*Consistency*) bzw. T2 muss zurückgesetzt werden (*Durability*).



Non-Repeatable Read

- Eine Transaktion sieht während ihrer Ausführung unterschiedliche Werte desselben Objekts
- Bsp.:
 - 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
- Mgl. Ablauf

T1	T2
<pre>SELECT Gepäck FROM Passagiere WHERE FlugNr = „BA932“;</pre>	<pre>INSERT INTO Passagiere VALUES (BA932, Meier, 3F, 5); COMMIT;</pre>
<pre>SELECT Gepäck FROM Passagiere WHERE FlugNr = „BA932“;</pre>	

- Die beiden SELECT-Anweisungen von Transaktion T1 liefern unterschiedliche Ergebnisse, obwohl die T1 den DB-Zustand nicht geändert hat → Verstoß gegen *Isolation*



Phantomproblem

- Ausprägung des nicht-reproduzierbaren Lesen, bei der 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
- Mgl. Ablauf

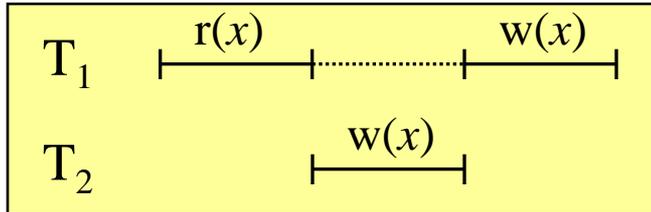
T1	T2
<pre>SELECT * FROM Passagiere WHERE FlugNr = „LH745“; SELECT COUNT(*) FROM Passagiere WHERE FlugNr = „ LH745“;</pre>	<pre>INSERT INTO Passagiere VALUES (LH745, Phantomas, 7D, 2); COMMIT;</pre>

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

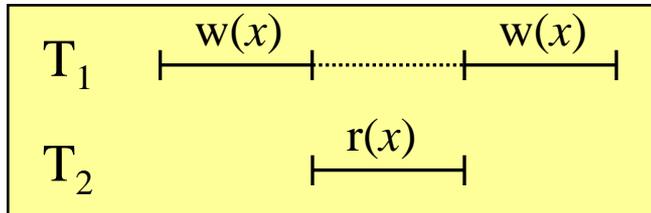


Muster der Anomalien

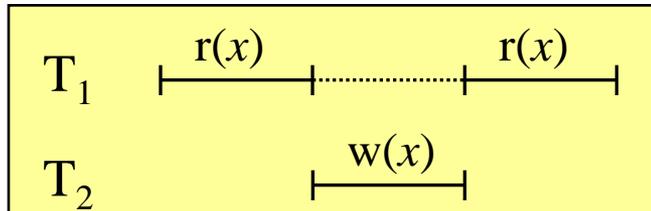
- Lost Update: $S=(r_1(x), w_2(x), w_1(x))$



- 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

- Die nebenläufige Bearbeitung von Transaktionen geschieht für den Benutzer transparent, d.h. als ob die Transaktionen (in einer beliebigen Reihenfolge) hintereinander ausgeführt werden
- **Begriffe**
 - Ein *Schedule* für eine Menge $\{T_1, \dots, T_n\}$ von Transaktionen ist eine Folge von Aktionen, die durch Mischen der Aktionen der T_i entsteht, wobei die Reihenfolge innerhalb der jeweiligen Transaktion beibehalten wird.
 - Ein *serieller Schedule* ist ein Schedule S von $\{T_1, \dots, T_n\}$, in dem die Aktionen der einzelnen Transaktionen nicht untereinander verzahnt sondern in Blöcken hintereinander ausgeführt werden.
 - Ein Schedule S von $\{T_1, \dots, T_n\}$ ist *serialisierbar*, wenn er dieselbe Wirkung hat wie ein beliebiger serieller Schedule von $\{T_1, \dots, T_n\}$.



Schedule

Gegeben seien folgende Transaktionen:

- $T_1 = (r_1(x), w_1(x), r_1(y), w_1(y))$
- $T_2 = (r_2(y), w_2(y), w_2(y))$
- $T_3 = (r_3(z), w_3(z), r_3(x))$

Beispiele für einen allgemeinen und einen seriellen Schedule

- $S_{allgem} = (r_1(x), r_2(y), r_3(z), w_3(z), w_2(y), w_1(x), w_2(y), r_1(y), r_3(x), w_1(y))$
- $S_{seriell} = (r_2(y), w_2(y), w_2(y), r_3(z), w_3(z), r_3(x), r_1(x), w_1(x), r_1(y), w_1(y))$

Frage: Ist S_{allgem} auch serialisierbar?

Wie viele Schedules existieren bei n Transaktionen mit m_i Aktionen?

- Serielle Schedules: $n!$ ($= 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot \dots \cdot n$)
- Allgemeine Schedules: $\frac{(m_1 + m_2 + \dots)!}{m_1! \cdot m_2! \cdot \dots}$



Serialisierbarkeit von Transaktionen

- Mit Hilfe von Serialisierungsgraphen kann man prüfen, ob ein Schedule $\{T_1, \dots, T_n\}$ serialisierbar ist
- Die beteiligten Transaktionen $\{T_1, \dots, T_n\}$ 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 $ww(x)$
 - Ein Schedule ist serialisierbar, falls der Serialisierungsgraph *zyklenfrei* ist
 - Einen zugehörigen seriellen Schedule erhält man durch topologisches Sortieren des Graphen

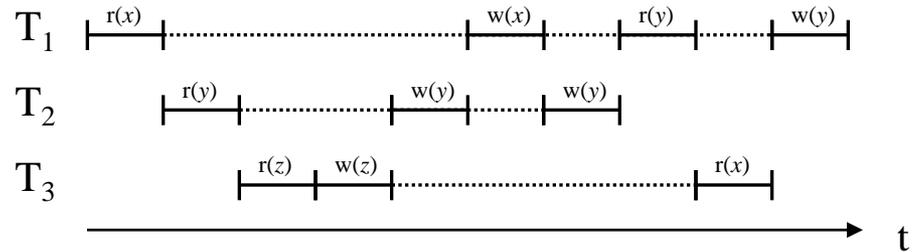
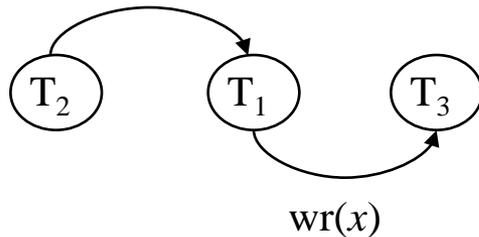


Kriterium für Serialisierbarkeit

Beispiele

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

$rw(y), wr(y), ww(y)$

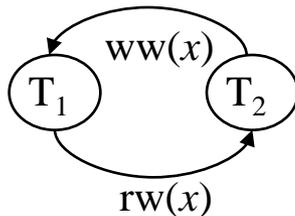


Serialisierungsreihenfolge: (T_2, T_1, T_3)

- Nicht-serialisierbare Schedules

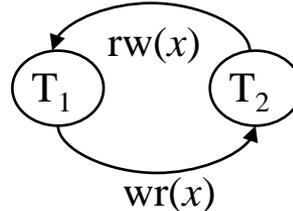
$S=(r_1(x), w_2(x), w_1(x))$

Lost Update



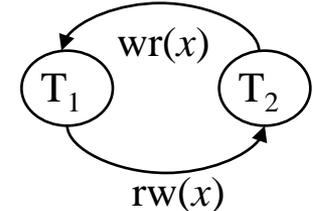
$S=(w_1(x), r_2(x), w_1(x))$

Dirty Read



$S=(r_1(x), w_2(x), r_1(x))$

Non-Repeatable Read





Techniken zur Synchronisation

- Die nebenläufige Bearbeitung von Transaktionen geschieht für den Benutzer transparent, d.h. als ob die Transaktionen (in einer beliebigen Reihenfolge) hintereinander ausgeführt werden
- **Pessimistische Ablaufsteuerung (Locking)**
 - Konflikte werden vermieden, indem Transaktionen durch Sperren blockiert werden
 - Nachteil: ggf. lange Wartezeiten
 - Vorteil: I.d.R. nur wenig Rücksetzungen aufgrund von Synchronisationsproblemen nötig
 - Standardverfahren
- **Optimistische Ablaufsteuerung (Zeitstempelverfahren)**
 - Transaktionen werden im Konfliktfall zurückgesetzt
 - Transaktionen arbeiten bis zum COMMIT ungehindert. Anschließend erfolgt Prüfung anhand von Zeitstempeln, ob ein Konflikt aufgetreten ist
 - Nur geeignet, falls Konflikte zwischen Schreibern eher selten auftreten



Techniken zur Synchronisation

- Nur-lesende Transaktionen können sich gegenseitig nicht beeinflussen, da Synchronisationsprobleme nur im Zusammenhang mit Schreiboperationen auftreten.
- Es gibt deshalb die Möglichkeit, Transaktionen als nur-lesend zu markieren, wodurch die Synchronisation vereinfacht und ein höherer Parallelitätsgrad ermöglicht wird:
 - SET TRANSACTION READ-ONLY:
kein INSERT, UPDATE, DELETE
 - SET TRANSACTION READ-WRITE:
alle Zugriffe möglich