Ludwig Maximilians Universität München
Institut für Informatik
Lehr- und Forschungseinheit für Datenbanksysteme



**Skript zur Vorlesung**

# Datenbanksysteme II

**Sommersemester 2005**

# Kapitel 2: Synchronisation

Vorlesung: Christian Böhm
Übungen: Elke Achtert, Peter Kunath

Skript © 2005 Christian Böhm

http://www.dbs.informatik.uni-muenchen.de/Lehre/DBSII

# Inhalt

1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
2. Serialisierbarkeit von Transaktionen
3. Sperrverfahren (Locking)
4. Behandlung von Verklemmungen
5. Synchronisation ohne Sperren

# Inhalt


1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
2. Serialisierbarkeit von Transaktionen
3. Sperrverfahren (Locking)
4. Behandlung von Verklemmungen
5. Synchronisation ohne Sperren

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

- 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 |
| --- | --- |
| `UPDATE Passagiere`<br>`SET Gepäck = Gepäck+3;` | |
| | `UPDATE Passagiere`<br>`SET Gepäck = Gepäck+5;`<br>`COMMIT;` |
| `ROLLBACK;` | |

- 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 |
| --- | --- |
| `SELECT Gepäck FROM Passagiere`<br>`WHERE FlugNr = „BA932";` | |
| | `INSERT INTO Passagiere`<br>`VALUES (BA932, Meier, 3F, 5);`<br>`COMMIT;` |
| `SELECT Gepäck FROM Passagiere`<br>`WHERE FlugNr = „BA932";` | |

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

# Phantomproblem

- Ausprägung des nicht-reproduzierbaren Lesens, bei der Aggregatfunktionen 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 |
|---|---|
| SELECT * FROM Passagiere<br>WHERE FlugNr = „LH745";<br><br><br><br>SELECT COUNT(*) FROM Passagiere<br>WHERE FlugNr = „ LH745"; | <br><br>INSERT INTO Passagiere<br>VALUES (LH745, Phantomas, 7D, 2);<br>COMMIT; |

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

# Inhalt

1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
2. Serialisierbarkeit von Transaktionen
3. Sperrverfahren (Locking)
4. Behandlung von Verklemmungen
5. Synchronisation ohne Sperren

# Schedules (1)

- Die nebenläufige Bearbeitung von Transaktionen geschieht für den Benutzer transparent, d.h. als ob die Transaktionen (in einer beliebigen Reihenfolge) hintereinander ausgeführt werden

- Ein **Schedule** für eine Menge $\{T_1, \ldots, T_n\}$ von Transaktionen ist eine Folge von Aktionen, die durch Mischen der Aktionen der $T_i$s entsteht, wobei die Reihenfolge innerhalb der jeweiligen Transaktion beibehalten wird.

# Schedules (2)

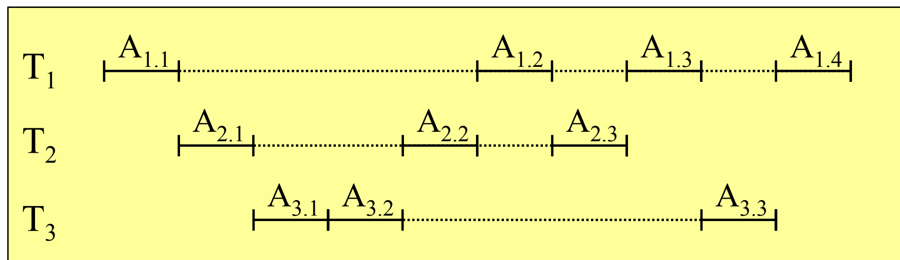
- Ein **serieller Schedule** ist ein Schedule $S$ von $\{T_1, \ldots, T_n\}$, in dem die Aktionen der einzelnen Transaktionen nicht untereinander verzahnt sondern in Blöcken hintereinander ausgeführt werden.

- Ein Schedule $S$ von $\{T_1, \ldots, T_n\}$ ist **serialisierbar**, wenn er dieselbe Wirkung hat wie ein beliebiger serieller Schedule von $\{T_1, \ldots, T_n\}$ .

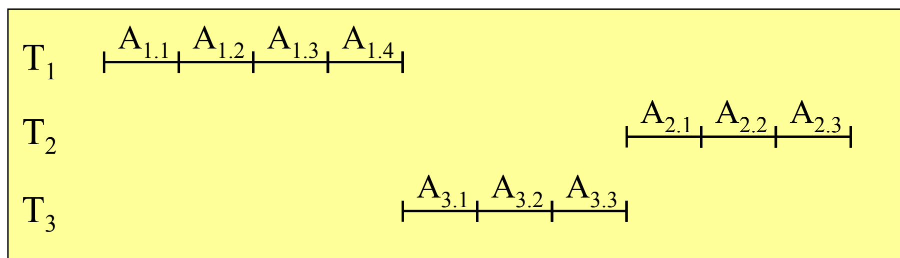
  **Nur serialisierbare Schedules dürfen zugelassen werden!**

# Beispiel serieller Schedule

- Beliebiger Schedule:




- Serieller Schedule:



# Kriterium für Serialisierbarkeit (1)

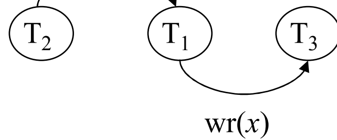
Mit Hilfe von Serialisierungsgraphen kann man prüfen, ob ein Schedule $\{T_1, \ldots, T_n\}$ serialisierbar ist:

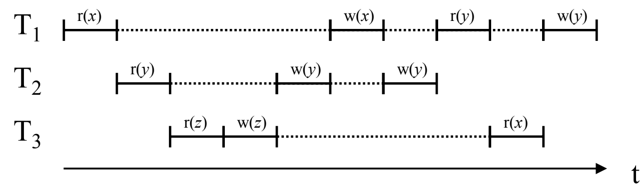
- Die beteiligten Transaktionen $\{T_1, \ldots, T_n\}$ sind die **Knoten** des Graphen
- Die **Kanten** beschreiben die Abhängigkeiten der Transaktionen:
  Eine Kante $T_i \rightarrow T_j$ wird eingetragen, falls im Schedule
  - $w_i(x)$ vor $r_j(x)$ kommt: Schreib-Lese-Abhängigkeiten $wr(x)$
  - $r_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt: Lese-Schreib-Abhängigkeiten $rw(x)$
  - $w_i(x)$ vor $w_j(x)$ kommt: Schreib-Schreib-Abhängigkeiten $ww(x)$

# Kriterium für Serialisierbarkeit (2)

- Ein Schedule ist serialisierbar, falls der Serialisierungsgraph **zyklenfrei** ist
- Einen zugehörigen seriellen Schedule erhält man durch topologisches Sortieren des Graphen

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

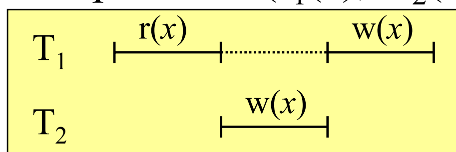


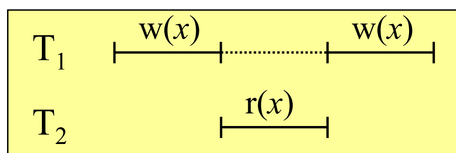

Serialisierungsreihenfolge: $(T_2, T_1, T_3)$

# Beispiele nicht-serialisierbare Schedules

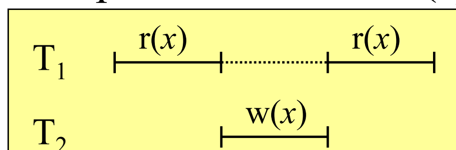
- Lost Update: $S=(r_1(x), w_2(x), w_1(x))$




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




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



# Techniken zur Synchronisation



- Verwaltungsaufwand für Serialisierungsgraphen ist in der Praxis zu hoch. Deshalb: Andere Verfahren, die die Serialisierbarkeit gewährleisten
- **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**
  - Transaktionen werden im Konfliktfall zurückgesetzt
  - Transaktionen arbeiten bis zum COMMIT ungehindert. Anschließend erfolgt Prüfung (z.B. anhand von Zeitstempeln), ob ein Konflikt aufgetreten ist
  - Nur geeignet, falls Konflikte zwischen Schreibern eher selten auftreten

# Inhalt

Datenbanksysteme II
Kapitel 2: Synchronisation

1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
2. Serialisierbarkeit von Transaktionen
3. Sperrverfahren (Locking)
4. Behandlung von Verklemmungen
5. Synchronisation ohne Sperren

# Grundbegriffe (1)

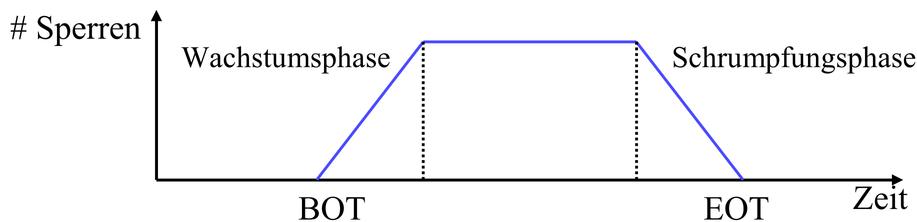
- **Sperre (Lock)**
  - Temporäres Zugriffsprivileg auf einzelnes DB-Objekt
  - Anforderung einer Sperre durch *LOCK*, Freigabe durch *UNLOCK*
  - *LOCK* / *UNLOCK* erfolgt atomar
  - Sperrgranularität: Datenbank, DB-Segment, Relation, Index, Seite, Tupel, Spalte, Attributwert
  - Sperrenverwalter führt Tabelle für aktuell gewährte Sperren

# Grundbegriffe (2)

- **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.

# Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)

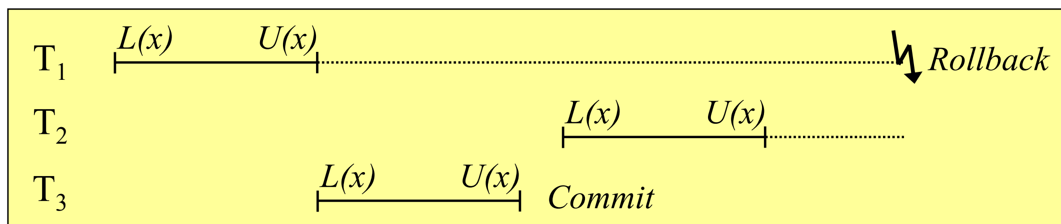
- Einfachste und gebräuchlichste Methode, um ausschließlich serialisierbare Schedules zu erzeugen
- **Merkmal**: keine Sperrenfreigabe vor der letzten Sperrenanforderung einer Transaktion
- Ergebnis: Ablauf in zwei Phasen
  - *Wachstumsphase*: Anforderungen der Sperren
  - *Schrumpfungsphase*: Freigabe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




- Serialisierbarkeit ist gewährleistet, da Serialisierungsgraphen keine Zyklen enthalten können.

# Striktes Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (1)

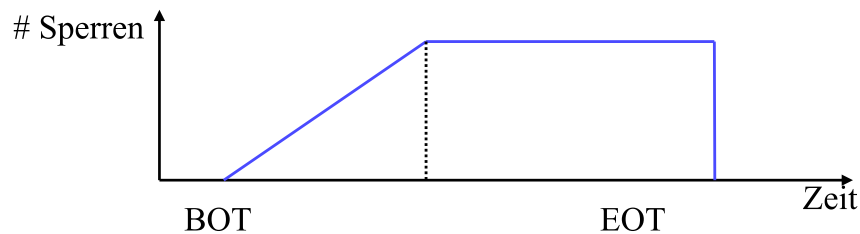
- Problem des einfachen 2PL: Gefahr des kaskadierenden Rücksetzens im Fehlerfall
- Beispiel:




  - Transaktion $T_1$ wird nach *U(x)* zurückgesetzt
  - Transaktion $T_2$ hat "schmutzig" gelesen und muss auch zurückgesetzt werden
  - Sogar die abgeschlossene Transaktion $T_3$ muss zurückgesetzt werden → eklatanter Verstoß gegen die Dauerhaftigkeit (ACID) des *COMMIT*!

# Striktes Zwei-Phasen-Sperrprotokoll (2)

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



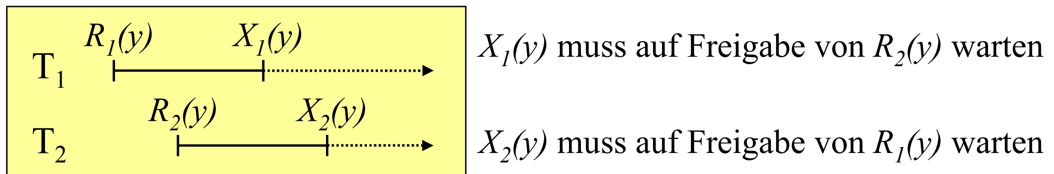
# RX-Sperrverfahren

- Bisher: kein paralleles Lesen oder Schreiben möglich
- Jetzt: Parallelität unter Lesern erlaubt
- 2 Arten von Sperren
  – Lesesperren oder ***R*-Sperren** (*read locks*)
  – Schreibsperren oder ***X*-Sperren** (*exclusive locks*)
- Verträglichkeit der Sperrentypen

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

# RUX-Sperrverfahren (1)

- Deadlockgefahr durch Sperrkonversionen (Umwandlung einer *R*-Sperre in eine *X*-Sperre)




- Lösung: Update-Sperren
  - *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)

# RUX-Sperrverfahren (2)

- Verträglichkeit der Sperrentypen

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

- Kein Verhungern möglich, da spätere Leser keinen Vorrang haben
- Keine Konversionsverklemmung auf demselben Objekt möglich
- Verklemmungen bzgl. verschiedener Objekte bleiben möglich

# RAX-Sperrverfahren



- Symmetrische Variante von RUX:
  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
- Tradeoff zwischen höherer Parallelität und Verhungern

# Hierarchische Sperrverfahren



- Sperrgranularität bestimmt Parallelität / Aufwand

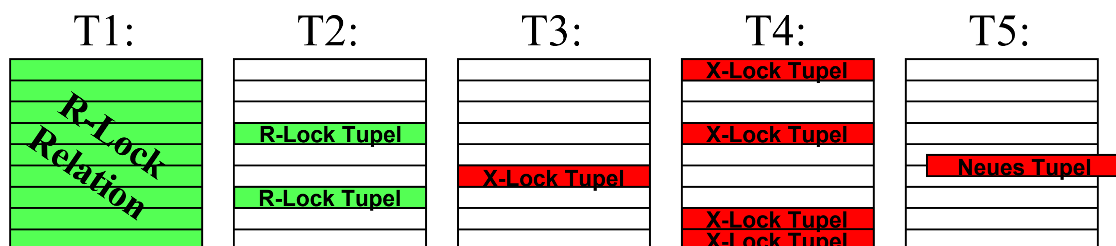
| **Sperrobjekte** | **Granularität** | **Aufwand** | **Konfliktrate** |
|---|---|---|---|
| DB<br>DB-Segment<br>Tabelle<br>Tupel | grob … fein | gering … hoch | hoch … gering |

- Tradeoff
  - Geringe Konfliktrate ermöglicht hohen Parallelitätsgrad
  - Feine Granularität verursacht hohen Verwaltungsaufwand
- Lösung: variable Granularität durch hierarchische Sperren
- Kommerzielle DBS unterstützen zumeist 2-stufige Objekthierarchie, z.B. Segment-Seite oder Tabelle-Tupel

# Hierarchische Sperrverfahren

- Vorgehensweise bei hierarchischen Sperrverfahren:
  - Anwendung eines beliebigen Sperrprotokolls (z.B. RX) auf der fein-granularen Ebene (z.B. Tupel)
  - Anwendung eines speziellen Protokolls (RIX) auf der grob-granularen Ebene (z.B. Relation)
- 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.

# Hierarchische Sperren: Beispiel




- 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

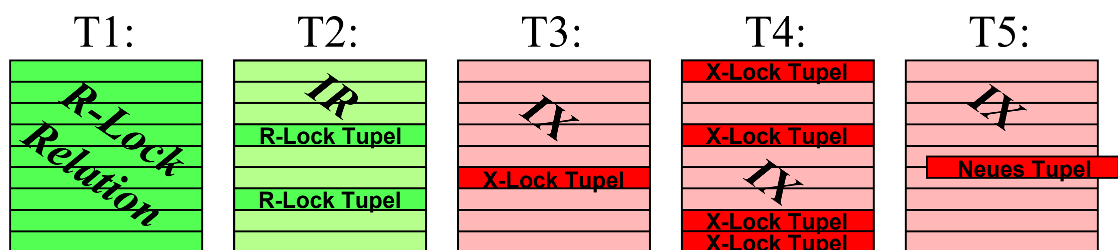
# Hierarchisches Konzept: Intentionssperren

- *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:

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

Im markierten Bereich ist eine Überprüfung der Sperren auf der fein-granul. Ebene zusätzlich erforderlich

# Beispiel




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

# Mehrversionen-Sperren: RAC (1)

- Änderungen erfolgen in lokalen Kopien im TA-Puffer
- *A*-Sperren zur Änderung erforderlich
- Bei *COMMIT* erfolgt Konvertierung von $A \rightarrow C$
- *C*-Sperre zeigt Existenz zweier gültiger Objektversionen $V_{old}$ und $V_{new}$ an
- *C*-Sperre wird erst freigegeben wenn letzter 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 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 $V_{old}$

# Mehrversionen-Sperren: RAC (2)

- Verträglichkeit der Sperrentypen

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

- 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 (Abhängigkeits-beziehungen prüfen)

# 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
- Verschiedene Konzepte für Konsistenzstufen
  - Definition über Sperrentypen (“Konsistenzstufen” nach Jim Gray):
  - Definition über Anomalien (“Isolation Levels” in SQL92)

# Konsistenzstufen nach J. Gray (1)



- Definition über die Dauer der Sperren:
  - lange Sperren: werden bis EOT gehalten
  - kurze Sperren: werden nicht bis EOT gehalten

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

- **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

# Konsistenzstufen nach J. Gray (2)

- **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)
- **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

# 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`)

# Inhalt

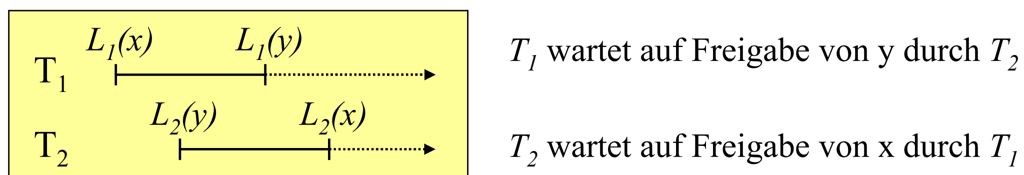


1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
2. Serialisierbarkeit von Transaktionen
3. Sperrverfahren (Locking)
4. Behandlung von Verklemmungen
5. Synchronisation ohne Sperren

# Verklemmung (Deadlock)



- Zwei Transaktionen warten gegenseitig auf die Freigabe einer Sperre
- Beispiel: $L_1(x), L_2(y), L_1(y), L_2(x)$




- Voraussetzungen für das Auftreten von Verklemmungen (vgl. Betriebssysteme)
  - Datenbankobjekte sind zugriffsbeschränkt
  - Sperren auf bereits gelesenen oder geschriebenen Objekten sind nicht entziehbar
  - TAs sperren nicht alle Objekte gleichzeitig, sondern fordern Sperren nach
  - TAs sperren Objekte in beliebiger Reihenfolge
  - TAs warten auf Sperrenfreigabe durch andere TAs, ohne selbst Sperren freizugeben

# Erkennen und Auflösen von Deadlocks (1)

- **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
- **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

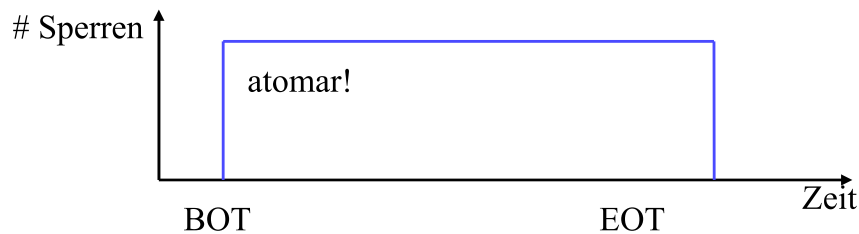
# Erkennen und Auflösen von Deadlocks (2)

- Strategien zur Auflösung von Verklemmungen durch Rücksetzen beteiligter TAs:
  - **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 der Aushungerung** (Starvation): Setze früher bereits zurückgesetzte TAs möglichst nicht noch einmal zurück

# Vermeidung von Deadlocks durch Preclaiming (1)



- **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

# Vermeidung von Deadlocks durch Preclaiming (2)



- **Nachteile**
  - benötigte Sperren sind bei BOT i. a. noch nicht bekannt, z.B. bei …
    - interaktiven TAs
    - Fallunterscheidungen in TAs
    - dynamischer Bestimmung der gesperrten Objekte
  - z. T. Abhilfe durch Sperren einer Obermenge der tatsächlich benötigten Objekte:
    - unnötige Ressourcenbelegung
    - Einschränkung der Parallelität

# Vermeidung von Deadlocks durch Zeitstempel (1)

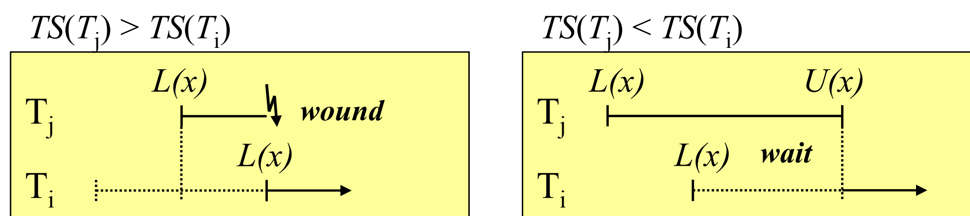


- **Konzept**
  - Jeder Transaktion $T_i$ wird zu Beginn ein Zeitstempel $TS(T_i)$ zugeordnet (*Time Stamp*)
  - Objekte tragen nach wie vor Sperren
  - TAs warten nicht bedingungslos auf die Freigabe von Sperren
  - In Abhängigkeit von den Zeitstempeln werden TAs im Konfliktfall zurückgesetzt
  - Zwei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

# Vermeidung von Deadlocks durch Zeitstempel (2)



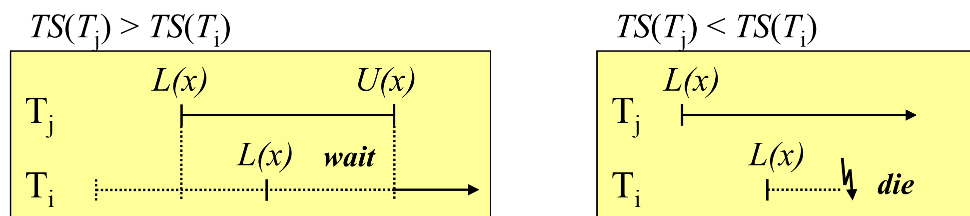
- **wound-wait**:
  $T_i$ fordere Sperre $L(x)$ an.
  - Jüngere TA $T_j$, d.h. $TS(T_j) > TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf $x$:
    => $T_i$ läuft weiter, jüngere TA $T_j$ wird zurückgesetzt (***wound***)
  - Ältere TA $T_j$, d.h. $TS(T_j) < TS(T_i)$, hält bereits Sperre auf $x$:
    => $T_i$ wartet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




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

# Vermeidung von Deadlocks durch Zeitstempel (3)

- **wait-die**:
  $T_i$ fordere 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

- **Verhalten**:
  - es treten keine Deadlocks mehr auf
  - Gelegentlich werden TAs zurückgesetzt, ohne dass tatsächlich ein Deadlock aufgetreten wäre

# Inhalt

1. Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

2. Serialisierbarkeit von Transaktionen

3. Sperrverfahren (Locking)

4. Behandlung von Verklemmungen

5. Synchronisation ohne Sperren

# Synchronisation ohne Sperren

- **Synchronisation mit Sperren**
  - *pessimistische* Annahme: Konflikte sind möglich und 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

# Zeitstempel statt Sperren (1)

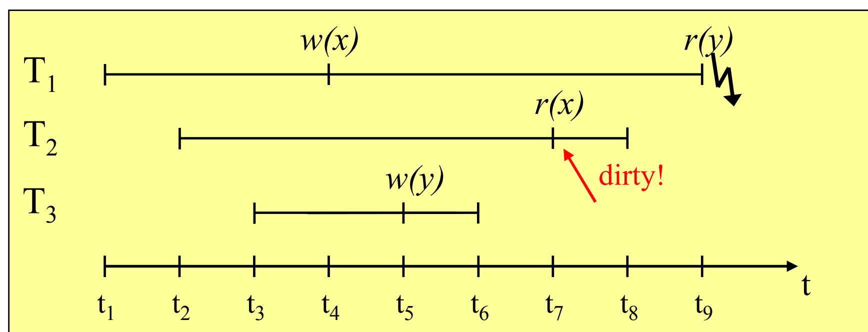
- Nicht nur Transaktionen, sondern auch Objekte *O* tragen Zeitstempel:
  - *readTS*(*O*): Zeitstempel der jüngsten TA, die das Objekt *O* gelesen hat.
  - *writeTS*(*O*): Zeitstempel der jüngsten TA, die das Objekt *O* geschrieben hat.
- Prüfungen beim **Lesezugriff** von $T_i$ auf ein Objekt *O*:
  - 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: $readTS(O) = \max(TS(T_i), readTS(O))$

# Zeitstempel statt Sperren (2)

- Prüfungen beim **Schreibzugriff** von $T_i$ auf ein Objekt *O*:
  - Falls $TS(T_i) < readTS(O)$:
    $T_i$ ist älter als TA, die *O* gerade 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: $writeTS(O) = TS(T_i)$

# Zeitstempel statt Sperren (3)

- Beispiel




Seien *writeTS(x)*, *writeTS(y)*, *readTS(x)* und *readTS(y)* kleiner als $t_1$

- *t1*: $TS(T_1) = t_1$
- *t2*: $TS(T_2) = t_2$
- *t3*: $TS(T_3) = t_3$
- *t4*: *write(x)* in $T_1$: Da $TS(T_1) > readTS(x)$ darf $T_1$ auf *x* schreiben, dann: $writeTS(x) := t_1$
- *t5*: *write(y)* in $T_3$: Da $TS(T_3) > readTS(y)$ darf $T_3$ auf *y* schreiben, dann: $writeTS(y) := t_3$
- *t6*: keine Prüfung bei *COMMIT* von $T_3$
- *t7*: *read(x)* in $T_2$: Da $TS(T_2) \geq writeTS(x)$ darf $T_2$ auf *x* lesen, dann: $readTS(x) := t_2$
- *t8*: keine Prüfung bei *COMMIT* von $T_2$ (eigenes Problem mit dirty read siehe unten)
- *t9*: *read(y)* in $T_1$: Da $TS(T_1) < writeTS(y)$ wird $T_1$ zurückgesetzt

# Zeitstempel statt Sperren (4)

- **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

# Zeitstempel statt Sperren (5)

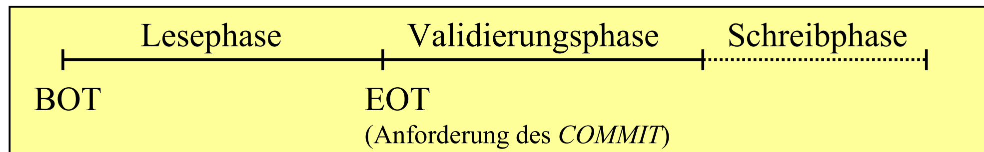
- **Nachteil für lange TAs**
  - Rücksetzgefahr steigt mit Dauer der TA
  - Verhungern von TAs durch wiederholtes Zurücksetzen wird nicht verhindert

- **Bewertung**
  - Verwaltung der Objektmarken ist sehr aufwändig und nicht feingranularer als auf Seitenebene praktikabel
  - Zeitstempel müssen für jedes Objekt verwaltet werden, während Sperren nur bei Zugriff auf Objekte angelegt werden

# Optimistische Synchronisation (1)



- **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*:
    Prüfung, ob die abzuschließende TA mit nebenläufigen TAs in Konflikt geraten ist; im Konfliktfall wird die TA zurückgesetzt
  - *Schreibphase*:
    nach erfolgreicher Validierung werden die Änderungen dauerhaft gespeichert

# Optimistische Synchronisation (2)



- **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: $WS(Ti) \subseteq RS(Ti)$, d.h. jedes Objekt wird vor dem Schreiben gelesen (neue Objekte müssen nicht in die Lesemenge eingetragen werden)
  - 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 ununterbrechbar durchgeführt werden

# BOCC (1)



- **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**

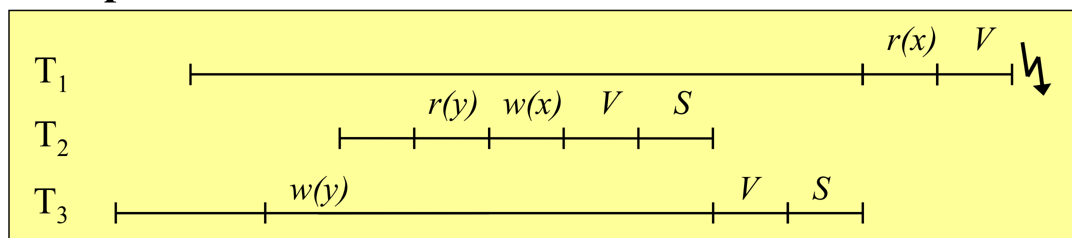
```
VALID := true;
for (alle während Ausführung von Ti beendeten Tj) do
   if RS(Ti)∩WS(Tj)<>∅ then VALID := false;
end;
if VALID then Schreiphase(Ti); Commit (Ti);
        else Rollback(Ti); // Nothing to do
```

# BOCC (2)



V: Validierung
S: Schreibphase

- **Beispiel**




- **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.

# BOCC (3)

- **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 (1)

- **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 Schreiphase(Ti) ; commit (Ti);
         else löse Konfikt auf;
```

# FOCC (2)



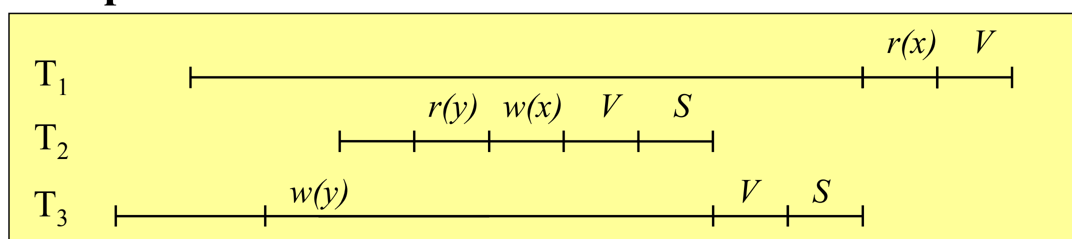
- **Bewertung**
  - Validierung muss nur von ändernden Transaktionen durchgeführt werden.
  - die überflüssigen Rücksetzungen von BOCC werden vermieden
  - überflüssige Rücksetzungen wegen der vorgegebenen Serialisierungs-Reihenfolge sind weiterhin möglich
  - mehr Freiheiten bei der **Konfliktauflösung**: 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.

# FOCC (3)



- **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

# Abschließende Bemerkungen



- **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 andere Granulate als DB-Seiten
  - Kombinationen der Verfahren möglich (z.B. "*Optimistic Locking*", IMS Fast Path)
  - Synchronisation von Indexstrukturen als eigenes Problem
  - nahezu alle kommerziellen DBS setzen auf Sperrverfahren