3.5 Synchronisation ohne 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“

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

  => „BOCC“ und „FOCC“

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

3.5 Synchronisation ohne 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

3.5 Synchronisation ohne 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: $readTS(O) = \max(TS(T_i), readTS(O))$

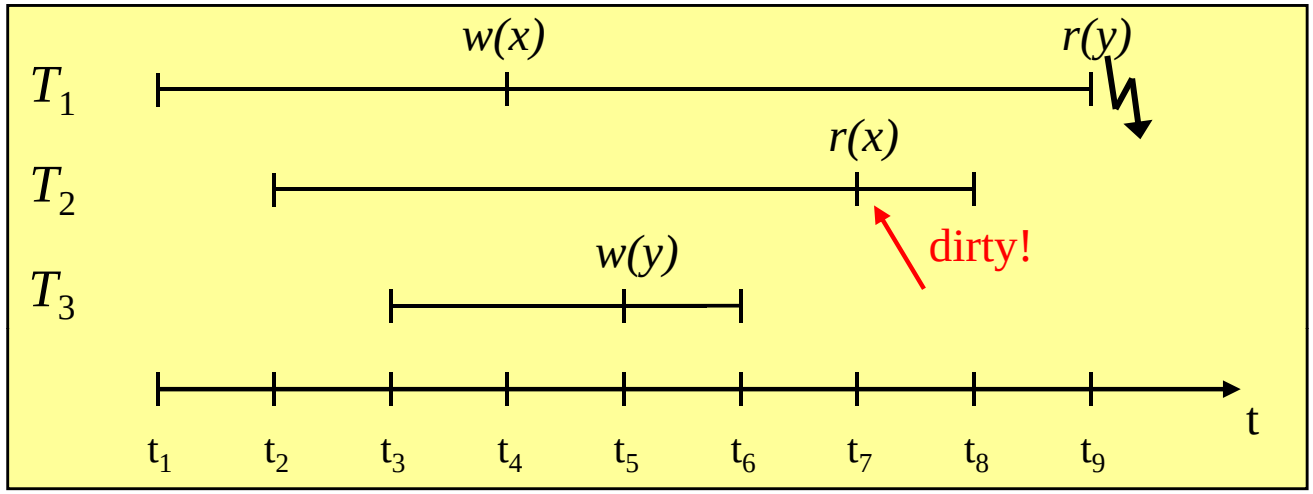
3.5 Synchronisation ohne Sperren

=> 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: $writeTS(O) = TS(T_i)$

3.5 Synchronisation ohne 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.

3.5 Synchronisation ohne Sperren

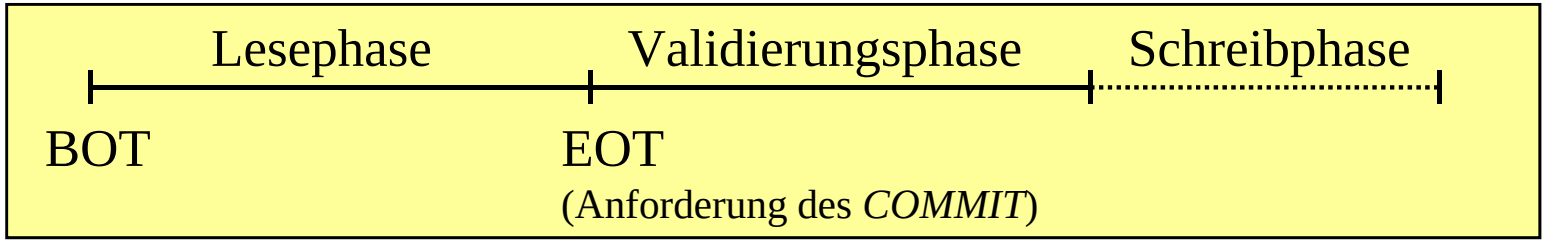
- Problem mit Dirty Read
  - im Beispiel: T_2 liest x, obwohl T_1 noch kein COMMIT hatte
  - geänderte, aber noch nicht festgeschriebene Daten müssen noch gegen Lesen bzw. Überschreiben gesichert werden (z.B. durch dirty-Bit)

    → 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

3.5 Synchronisation ohne Sperren

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

3.5 Synchronisation ohne Sperren

- 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

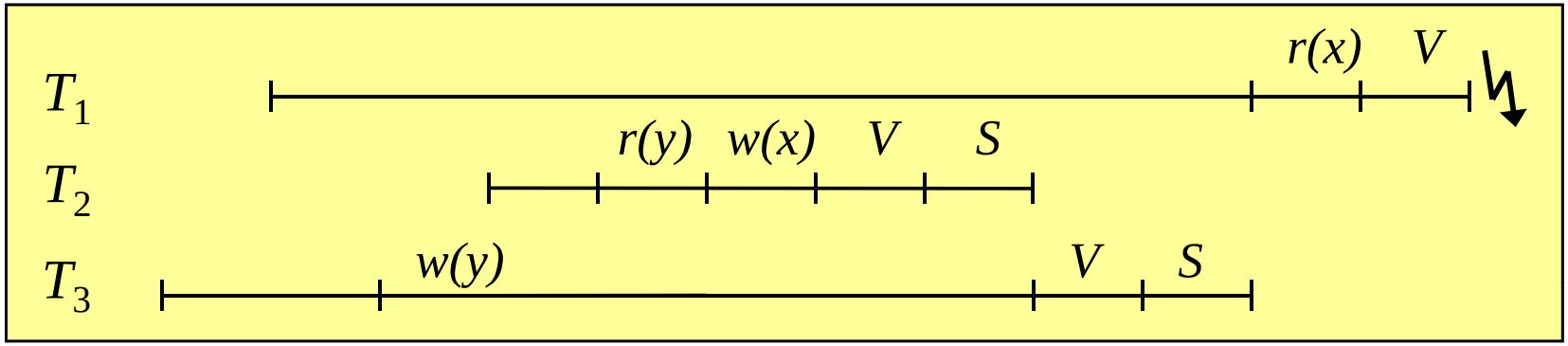
- Validierung von T_i
  - "Wurde eines der während der Lesephase von T_i gelesenen Objekte von einer anderen (bereits beendeten) Transaktion T_j geändert?"
  - D.h. Read-Set $RS(T_i)$ wird mit allen Write-Sets $WS(T_j)$ von Transaktionen T_j verglichen, die während der Lesephase von T_i validiert haben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

3.5 Synchronisation ohne Sperren

- 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.

3.5 Synchronisation ohne Sperren

- **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;
```

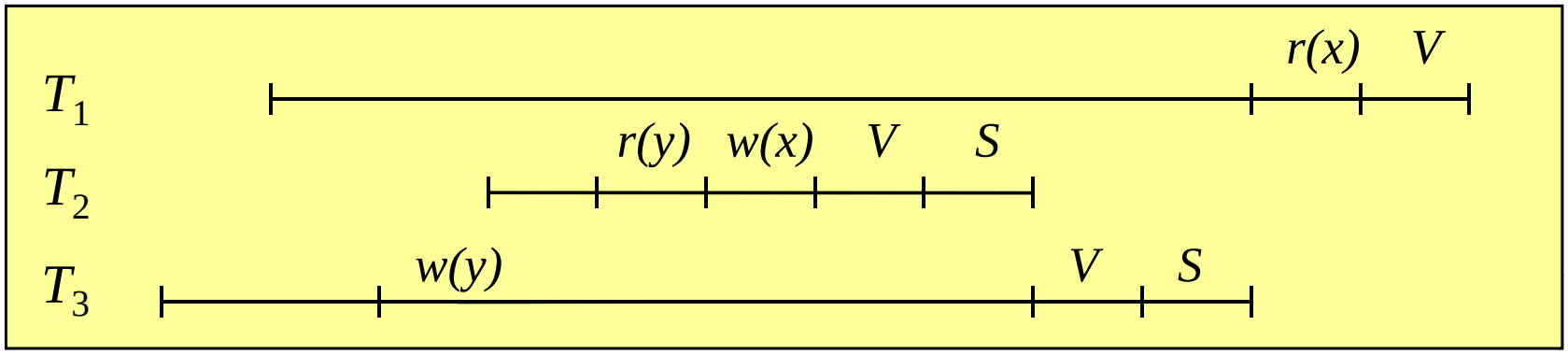
3.5 Synchronisation ohne Sperren

- 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.

3.5 Synchronisation ohne Sperren

- 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

3.5 Synchronisation ohne Sperren

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

3.5 Synchronisation ohne Sperren

- 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