

7. Synchronisation – Algorithmen¹

- **Entwurf von Scheduling-Algorithmen**
- **Klassifikation von Synchronisationsalgorithmen**
- **Sperrprotokolle**
 - Zweiphasige Sperrprotokolle
 - Deadlocks und ihr Behandlung
 - S2PL und SS2PL
- **Nicht-sperrende Protokolle**
 - Zeitstempel-Verfahren
 - Serialization Graph Testing (SGT)
- **Optimistische Synchronisation**
 - Eigenschaften
 - BOCC, FOCC

1. Bernstein, P.A., Hadzilacos, V., Goodman, N.: Concurrency Control and Recovery in Database Systems, Addison-Wesley Publ. Comp., 1987 (<http://research.microsoft.com/pubs/ccontrol/>)

Scheduling-Algorithmen

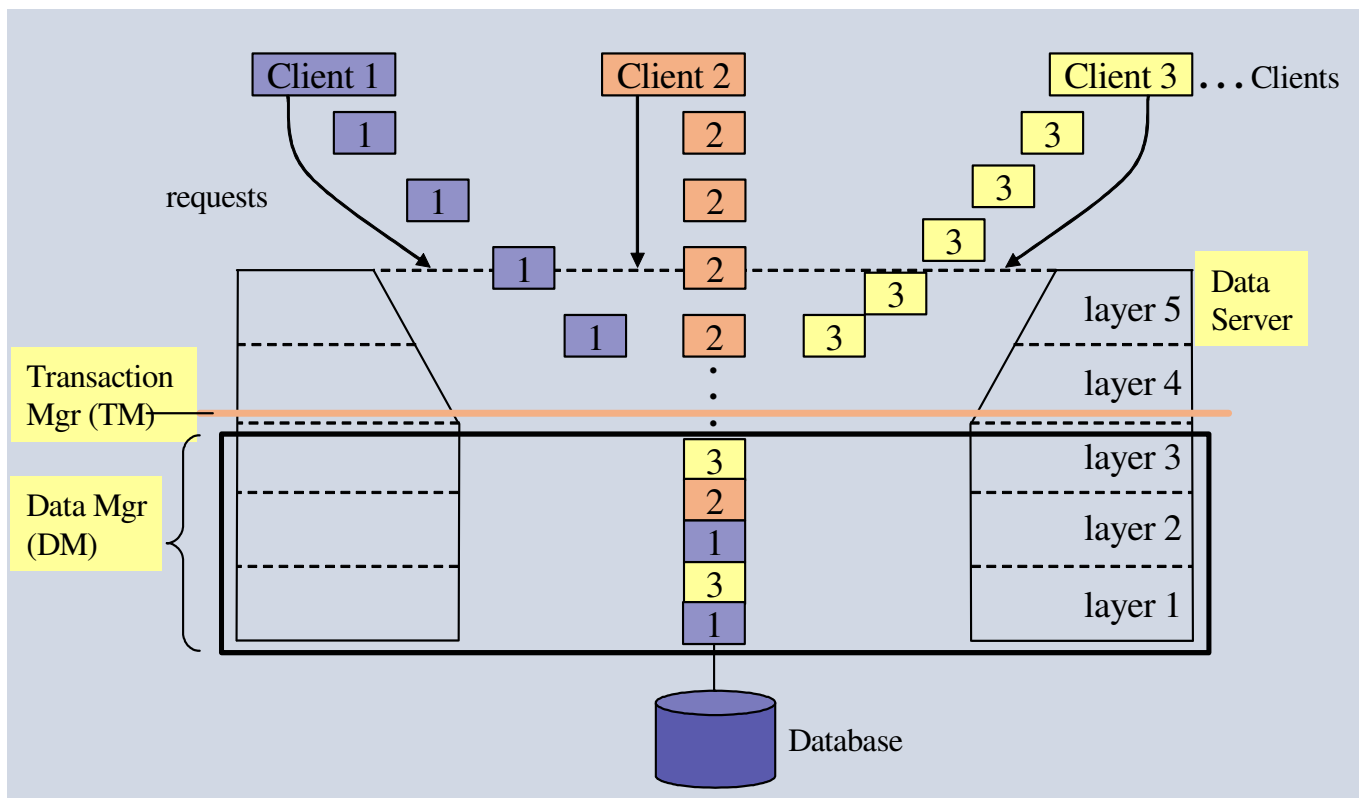
• Entwurf des Schedulers

- Beschränkung auf Scheduler für **konfliktserialisierbare Schedules**
- vor allem: Richtlinien zum Entwurf von Scheduling-Protokollen und Verifikation gegebener Protokolle
- jedes Protokoll muss sicher (safe) sein, d.h., alle von ihm erzeugten Historien müssen in CSR sein
- Mächtigkeit des Protokolls (scheduling power): Kann es die vollständige Klasse CSR erzeugen oder nur eine echte Teilmenge davon?
- **Scheduling Power** ist ein Maß für den Parallelitätsgrad, den ein Scheduler nutzen kann!

• Definition: CSR-Sicherheit

Gen(s) bezeichnet die Menge aller Schedules, die ein Scheduler S generieren kann. S heißt CSR-sicher, wenn $Gen(s) \subseteq CSR$

• Allgemeiner Entwurf



Scheduling-Algorithmen – Allgemeiner Entwurf

• Transaktions-Manager (TM)

- empfängt Anforderungen und leitet die erforderlichen Schritte für die Synchronisation (concurrency control) und Recovery ein
- ist typischerweise zwischen den Schichten des Datensystems und Zugriffssystems oder denen des Zugriffssystems und Speichersystems angeordnet
- Schichten unterhalb des TM, auch Daten-Manager (DM) genannt, sind für den TM nicht relevant und können als eine „virtuelle“ System-Komponente aufgefasst werden

• Scheduler-Aktionen

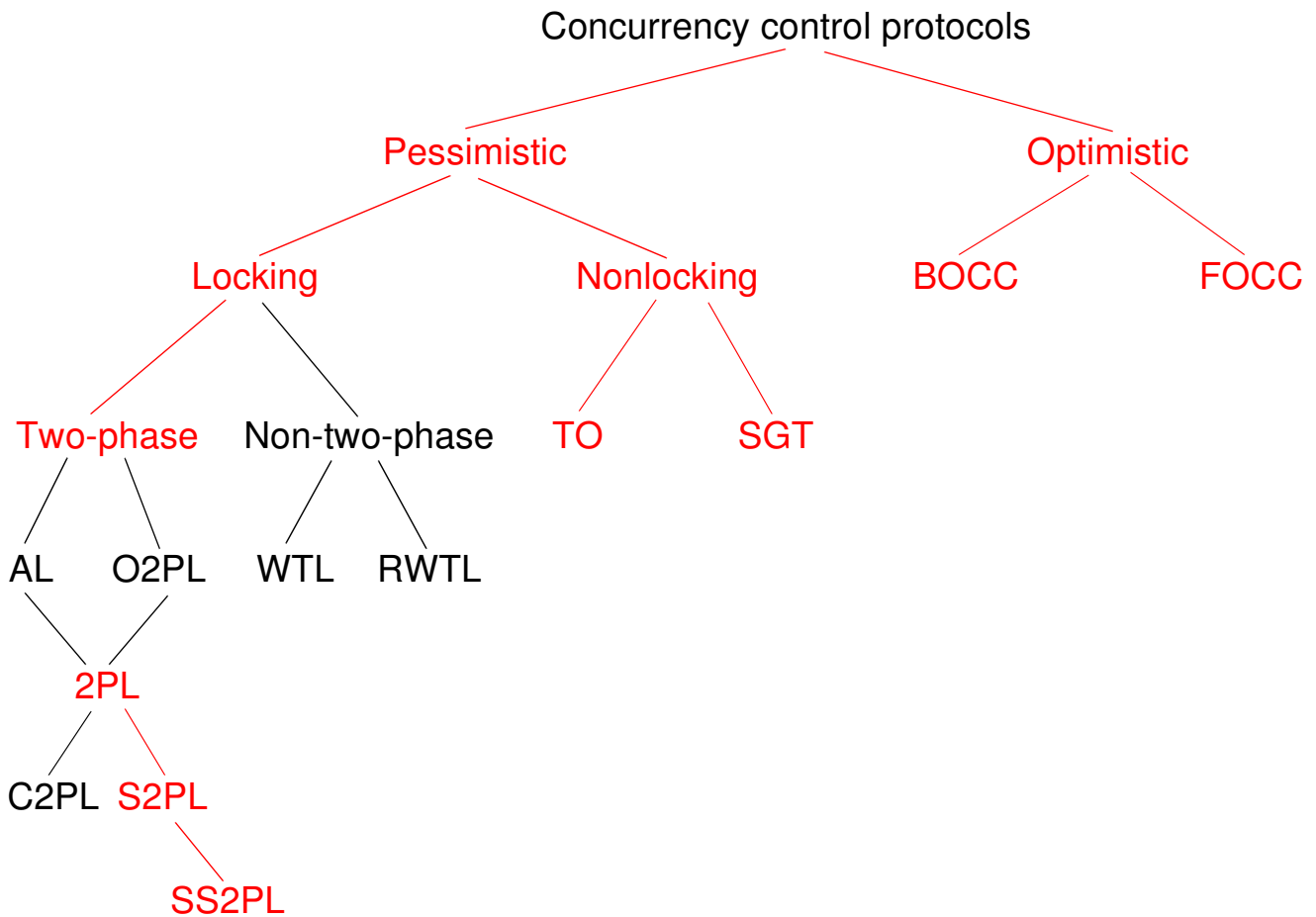
- **Ausgabe**: eine r-, w-, c- oder a-Eingabe wird direkt an das Ende des Ausgabe-Schedules geschrieben
- **Zurückweisung (reject)**: auf eine r- oder w-Eingabe erkennt der Scheduler, dass die Ausführung dieses Schrittes die Serialisierbarkeit des Ausgabe-Schedules verhindern würde und initiiert mit der Zurückweisung den Abbruch (a) der entsprechenden Transaktion
- **Blockierung (block)**: auf eine r- oder w-Eingabe erkennt der Scheduler, dass eine sofortige Ausführung des Schrittes die Serialisierbarkeit des Ausgabe-Schedules verhindern würde, eine spätere Ausführung jedoch noch möglich ist
- DM führt die Schritte in der vom Scheduler vorgegebenen Reihenfolge aus

• Generischer Scheduler

```
scheduler ():  
  var newstep : step;  
  {state := initial_state;  
  repeat  
    on arrival (newstep) do  
      {update (state);  
      if test (state, newstep)  
      then output (newstep)  
      else block (newstep) or reject (newstep) }  
  forever };
```

Klassifikation von Protokollen

- **Klassifikationsschema**



- **pessimistisch oder auch „konservativ“**

- vor allem: Sperrprotokolle; sie sind meist allen anderen Protokollen in ihrem **Leistungsverhalten** überlegen
- einfach zu implementieren
- erzeugen nur **geringen Laufzeit-Aufwand**
- können für die Anwendung bei verschiedenen TA-Modellen **generalisiert** werden
- sie können beim Seiten-Modell und beim Objekt-Modell angewendet werden

- **optimistisch oder auch „aggressiv“**

- **hybrid:** kombinieren Elemente von sperrenden und nicht-sperrenden Protokollen

Sperrprotokolle – Allgemeines

• Allgemeine Idee

- Zugriff auf gemeinsam benutzte Daten wird durch Sperren synchronisiert
- hier: ausschließlich konzeptionelle Sichtweise und gleichförmige Granulate wie Seiten (keine Implementierungstechnik, keine multiplen Granulate usw.)

• Allgemeine Vorgehensweise

- Scheduler fordert für die betreffende TA für jeden ihrer Schritte eine Sperre an
- Jede Sperre wird in einem spezifischen Modus angefordert (read oder write)
- Falls das Datenelement noch nicht in einem unverträglichen Modus gesperrt ist, wird die Sperre gewährt; sonst ergibt sich ein Sperrkonflikt und die TA wird blockiert, bis die Sperre freigegeben wird

• Kompatibilität und neuer Modus

		aktueller Modus des Objekts x			neuer Modus des Objekts x		
		NL	R	X	NL	R	X
angeforderte Sperre	rl(x)	+	+	-	R	R	-
	wl(x)	+	-	-	W	-	-

• Allgemeine Sperrregeln (locking well-formedness rules)

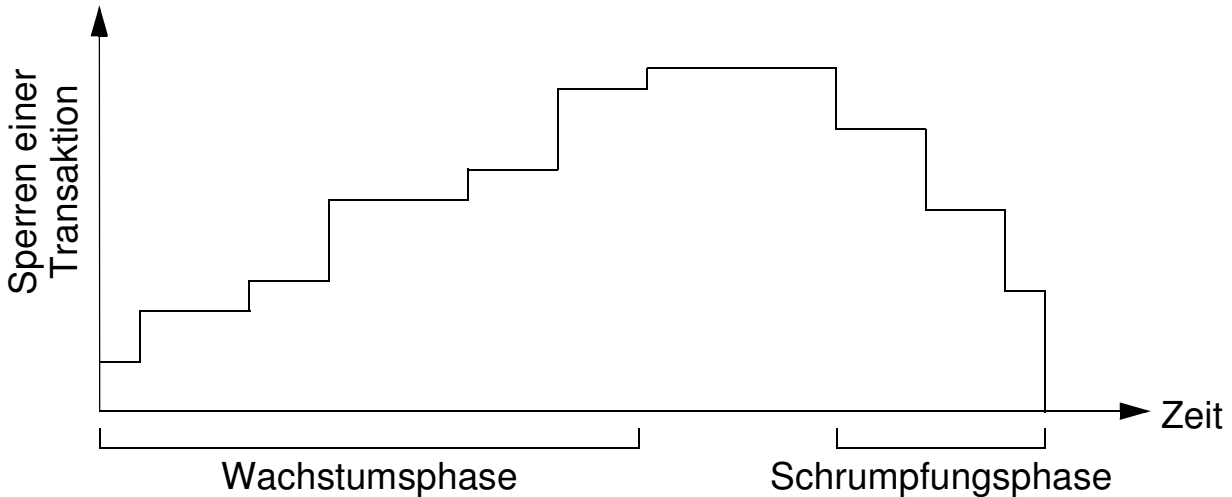
- LR1: Jeder Datenoperation $r_i(x)$ [$w_i(x)$] muss ein $rl_i(x)$ [$wl_i(x)$] vorausgehen und ein $ru_i(x)$ [$wu_i(x)$] folgen
- LR2: Es gibt höchstens ein $rl_i(x)$ und ein $wl_i(x)$ für jedes x und t_i
- LR3: Es ist kein $ru_i(.)$ oder $wu_i(.)$ redundant
- LR4: wenn x durch t_i und t_j gesperrt ist, dann sind diese Sperren kompatibel

Sperrprotokolle – 2PL

- Definition: 2PL**

Ein Sperrprotokoll ist **zweiphasig (2PL)**, wenn für jeden (Ausgabe-) Schedule s und jede TA $t_i \in \text{trans}(s)$ kein q_i -Schritt dem ersten ou_i -Schritt folgt ($o, q, \in \{r, w\}$)

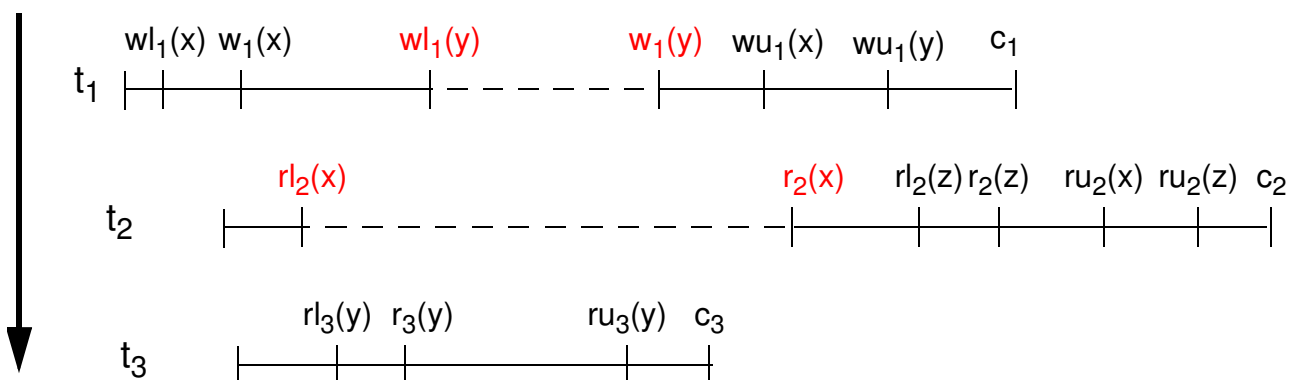
- Ausgabe eines 2PL-Schedulers**



- Beispiel: Eingabe-Schedule**

$s_1 = w_1(x) \ r_2(x) \ r_3(y) \ r_2(z) \ w_1(y) \ c_3 \ c_1 \ c_2$

- 2PL-Scheduler transformiert s_1 z.B. in folgende Ausgabe-Historie**



$w_1(x) \ w_1(x) \ r_2(x) \ r_3(y) \ r_3(y) \ w_1(y) \ ru_3(y) \ w_1(y) \ c_3$
 $wu_1(x) \ r_2(x) \ wu_1(y) \ rl_2(z) \ r_2(z) \ c_1 \ ru_2(x) \ ru_2(z) \ c_2$

Sperrprotokolle – 2PL (2)

- **Theorem**

Ein 2PL-Scheduler ist CSR-sicher, d.h., $\text{Gen}(2\text{PL}) \subset \text{CSR}$

- **Beispiel**

- $s_2 = w_1(x) \ r_2(x) \ \mathbf{c_2} \ r_3(y) \ \mathbf{c_3} \ w_1(y) \ \mathbf{c_1}$

- $s_2 \approx_c t_3 \ t_1 \ t_2 \in \text{CSR}$

- aber $s_2 \notin \text{Gen}(2\text{PL})$, da

$wl_1(x) \ w_1(x) \ rl_2(x) \ rl_3(y) \ r_3(y) \ ru_3(y) \ \mathbf{c_3} \ wl_1(y) \ w_1(y) \ wu_1(x)$

$r_2(x) \ wu_1(y) \ \mathbf{c_1} \ ru_2(x) \ \mathbf{c_2}$

- $wu_1(x) < rl_2(x)$ (durch Warten) und $ru_3(y) < wl_1(y)$, (Kompatibilitätsregel)
- $rl_2(x) < r_2(x)$ und $r_3(y) < ru_3(y)$, (Wohlgeformtheitsregeln)
- und $r_2(x) < r_3(y)$ (aus dem Schedule)
- $\mathbf{c_2}$ vor $\mathbf{c_3}$ würde $wu_1(x) < wl_1(y)$ implizieren, was der 2PL-Eigenschaft widerspricht

- **Verfeinerung**

- Das Beispiel zeigt: eine von einem 2PL-Scheduler erzeugte Historie ist eine hinreichende, aber keine notwendige Bedingung für CSR
- Dies lässt sich auf OCSR verfeinern, wie folgt

- **Theorem: $\text{Gen}(2\text{PL}) \subset \text{OCSR}$**

- **Beispiel (siehe 7 - 6)**

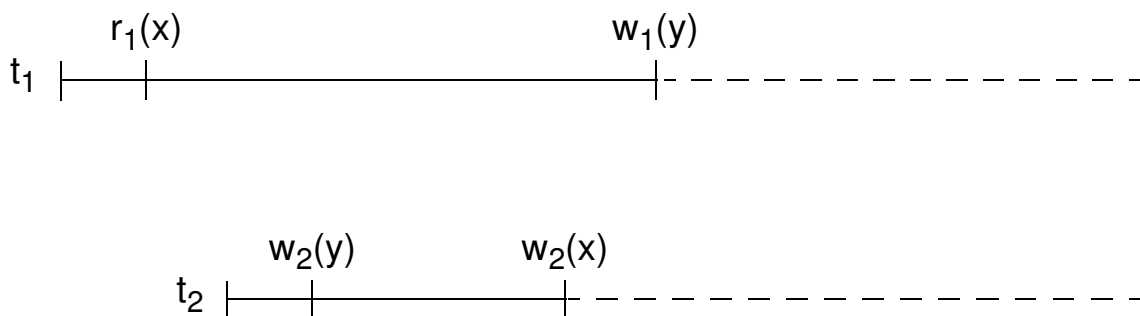
- $s_1 = w_1(x) \ r_2(x) \ r_3(y) \ r_2(z) \ w_1(y) \ \mathbf{c_3} \ \mathbf{c_1} \ \mathbf{c_2} \in \text{CSR}$

- s_1 fällt in die Klasse OCSR, aber nicht in $\text{Gen}(2\text{PL})$, (da es in s_1 kein Paar von strikt sequentiellen TAs gibt, ist OCSR-Bedingung automatisch erfüllt)

Sperrprotokolle – Deadlocks

• Deadlocks

- werden verursacht durch zyklisches Warten auf Sperren
- beispielsweise in Zusammenhang mit Sperrkonversionen (man bezeichnet das spätere Anheben (Upgrade) des Sperrmodus als Sperrkonversion)
- Beispiel



• Deadlock-Erkennung

- Aufbau eines dynamischen Wait-for-Graph (WfG) mit aktiven TAs als Knoten und Wartebeziehungen als Kanten: Eine Kante von t_i nach t_j ergibt sich, wenn t_i auf eine von t_j gehaltene Sperre wartet.

• Testen des WfG zur Zyklenerkennung

- kontinuierlich (bei jedem Blockieren)
- periodisch (z.B. einmal pro Sekunde)

Sperrprotokolle – Deadlocks (2)

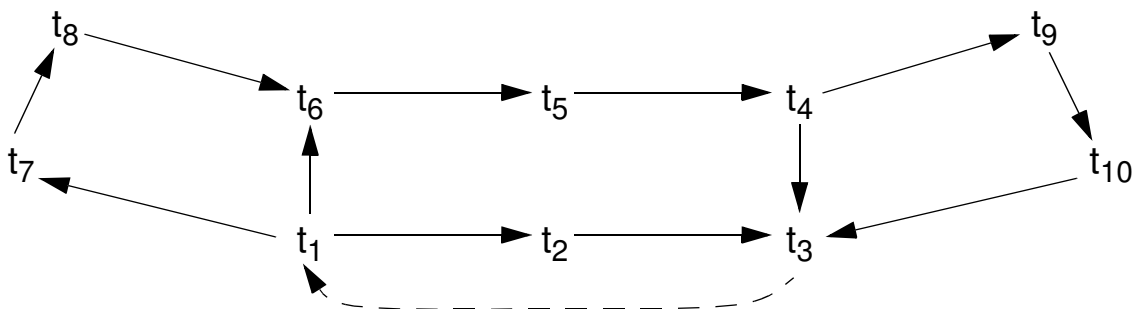
• Deadlock-Auflösung

- Wähle eine TA in einem WFG-Zyklus aus
- Setze diese TA zurück
- Wiederhole diese Schritte, bis keine Zyklen mehr gefunden werden

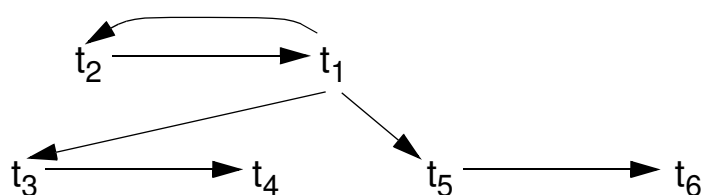
• Mögliche Strategien zur Bestimmung von „Opfern“

1. Zuletzt blockierte TA
2. Zufällige TA
3. Jüngste TA
4. Minimale Anzahl von Sperren
5. Minimale Arbeit (geringster Ressourcen-Verbrauch, z.B. CPU-Zeit)
6. Meiste Zyklen
7. Meiste Kanten

• Beispiele



- Meiste-Zyklen-Strategie würde t_1 (oder t_3) auswählen, um alle 5 Zyklen aufzubrechen



- Meiste-Kanten-Strategie würde t_1 auswählen, um 4 Kanten zu entfernen

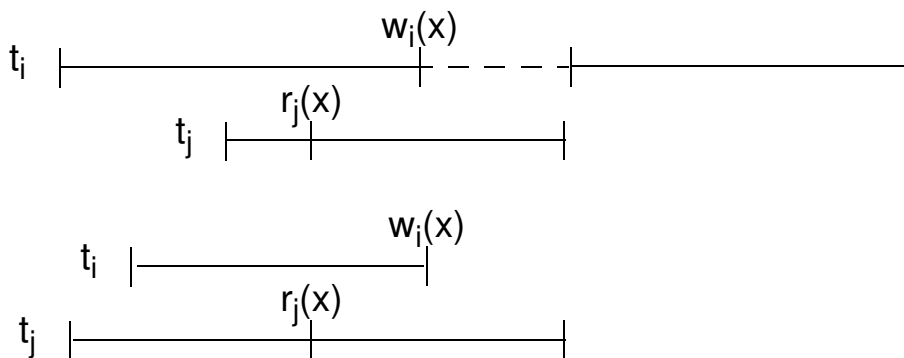
Sperrprotokolle – Deadlocks (3)

- Prinzip der Deadlock-Verhütung**

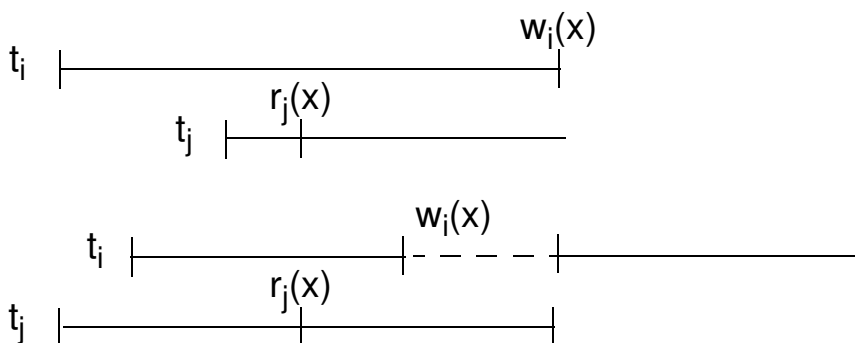
Blockierungen (lock waits) werden eingeschränkt, so dass stets ein azyklischer WfG gewährleistet werden kann

- Strategien zur Deadlock-Verhütung**

- **Wait-Die:** sobald Sperranforderung von t_i zu Konflikt mit t_j führt (kurz: *sobald t_i mit t_j in Konflikt gerät*): wenn t_i vor t_j gestartet ist (älter ist), dann $\text{wait}(t_i)$, sonst $\text{restart}(t_i)$ (TA wird nur von jüngeren blockiert)



- **Wound-Wait:** sobald t_i mit t_j in Konflikt gerät: wenn t_i vor t_j gestartet wurde, dann $\text{restart}(t_j)$, sonst $\text{wait}(t_i)$
(TA kann nur von älteren blockiert werden und TA kann den Abbruch von jüngeren, mit denen sie in Konflikt gerät, verursachen)

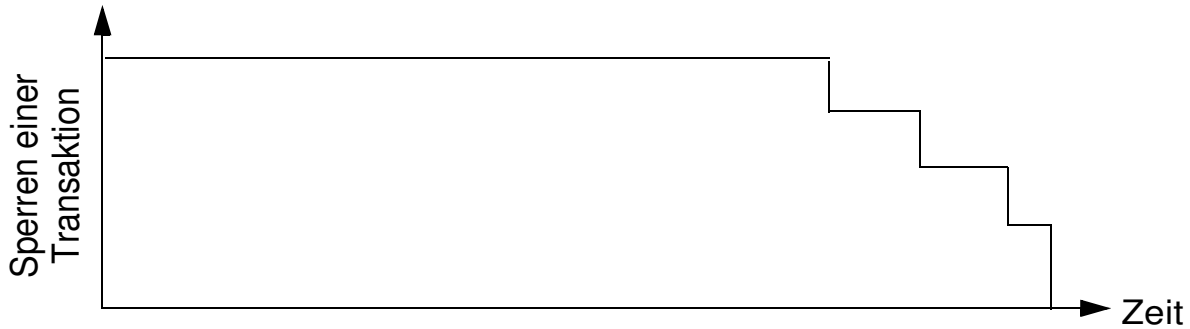


- **Immediate Restart:** sobald t_i mit t_j in Konflikt gerät: $\text{restart}(t_i)$
- **Running Priority:** sobald t_i mit t_j in Konflikt gerät: wenn t_j selbst blockiert ist, dann $\text{restart}(t_j)$, sonst $\text{wait}(t_i)$
- **Konservative Ansätze:** TA, die zurückgesetzt wird, ist nicht notwendigerweise in einen Deadlock involviert
- **Timeout:** Wenn Timer ausläuft, wird t zurückgesetzt in der Annahme, dass t in einen Deadlock involviert ist!

Sperrprotokolle

- **Definition: Konservatives 2PL**

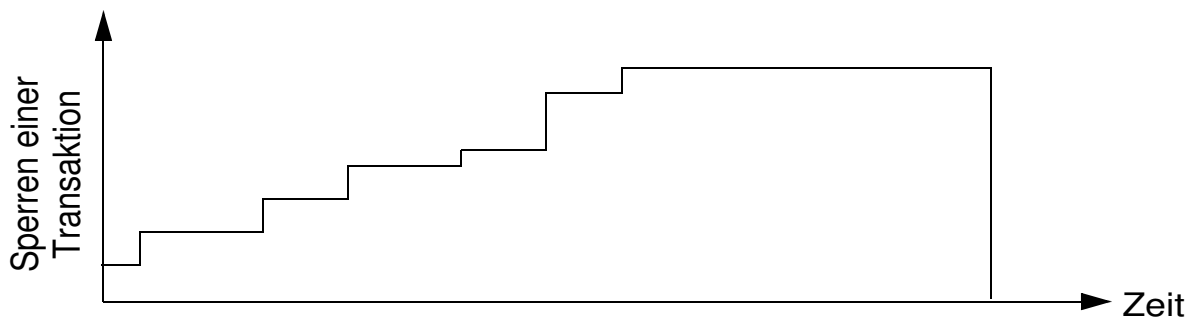
Unter statischem oder konservativem 2PL (C2PL) fordert jede TA alle Sperren an, bevor sie den ersten Read- oder Write-Schritt ausführt (**Preclaiming**)



- **Definition: Striktes 2PL**

Unter striktem 2PL (S2PL) werden alle exklusiven Sperren (wl) einer TA bis zu ihrer Terminierung gehalten

→ wird in praktischen Implementierungen am häufigsten eingesetzt



- **Definition Starkes 2PL**

Unter starkem 2PL (strong 2PL, SS2PL) werden alle Sperren einer TA (wl, rl) bis zu ihrer Terminierung gehalten

- **Theorem: $\text{Gen}(\text{SS2PL}) \subset \text{Gen}(\text{S2PL}) \subset \text{Gen}(\text{2PL})$**

- **Theorem: $\text{Gen}(\text{SS2PL}) \subset \text{COCSR}$**

- Erinnerung: Eine Historie bewahrt die Commit-Reihenfolge gdw die Reihenfolge der Commits der einer Serialisierungsreihenfolge entspricht
- wird im Kontext verteilter Systeme ausgenutzt

Zeitstempelverfahren

- **Grundsätzliche Idee**

- TA bekommt bei BOT einen systemweit eindeutigen Zeitstempel; er legt die Serialisierbarkeitsreihenfolge fest
- TA hinterlässt den Wert ihres Zeitstempels bei jedem Objekt O_i , auf das sie zugreift

- **Timestamp Ordering (TO)**

- Jeder TA t_i wird ein eindeutiger Zeitstempel $ts(t_i)$ zugewiesen
- Zentrale TO-Regel: Wenn $p_i(x)$ und $q_j(x)$ in Konflikt stehen, dann muss für jeden Schedule s Folgendes gelten:
 $p_i(x) <_s q_j(x)$ gdw $ts(t_i) < ts(t_j)$

- **Theorem: $Gen(TO) \subseteq CSR$**

- **Prinzipielle Arbeitsweise**

- Vergabe von aufsteigend eindeutigen TA-IDs (Zeitstempel ts der TA)
- „Stempeln“ des Objektes O bei Zugriffen von t_i : $TS(O) := ts(t_i)$

- **Konfliktprüfung (sehr einfach!):**

if $ts(t_i) < TS(O)$ then ABORT
else verarbeite;

➔ Wenn eine Transaktion „zu spät“ kommt, wird sie zurückgesetzt und muss wiederholt werden

T7:

O_k $TS(O_k) = 10$

O_n

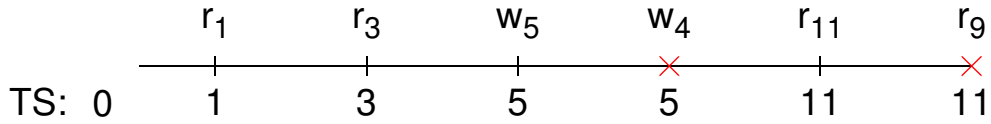
$TS(O_n) = 5$

O_m

$TS(O_m) = 3$

Zeitstempelverfahren (2)

- **Zugriffsfolge auf Objekt O** (nur ein allgemeiner Zeitstempel TS):



➔ kein Konflikt bei r₉!

- **Verfeinerung: 2 Zeitstempel pro Objekt**

- Erhöhung von WTS beim Schreiben und RTS beim Lesen
- **Regeln** für t_i und O (Abk. ts(t_i) = i)

R1: $r_i \wedge (i \geq \text{WTS}(O)) \Rightarrow \text{if } \text{RTS}(O) < i \text{ then } \text{RTS}(O) := i; \text{ Lesen}$

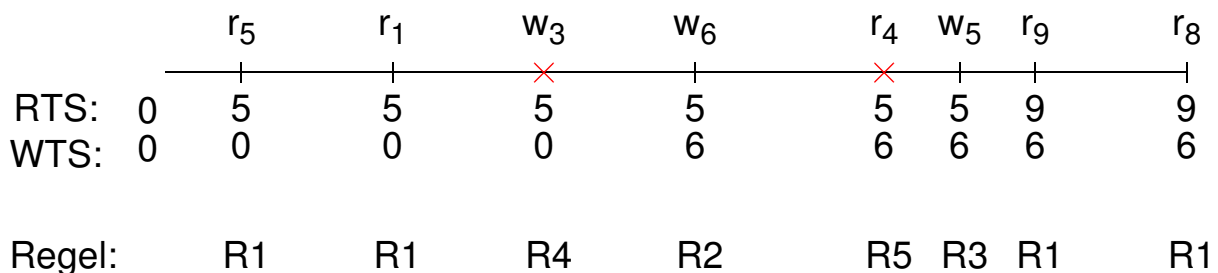
R2: $w_i \wedge (i \geq \text{RTS}(O)) \wedge (i \geq \text{WTS}(O)) \Rightarrow \text{WTS}(O) := i; \text{ Ändern}$

R3: $w_i \wedge (i \geq \text{RTS}(O)) \wedge (i < \text{WTS}(O)) \Rightarrow \text{kein Konflikt (blind update)}$
 – kein Schreiben – weiter²

R4: $w_i \wedge (i < \text{RTS}(O)) \Rightarrow \text{Zurücksetzen}$

R5: $r_i \wedge (i < \text{WTS}(O)) \Rightarrow \text{Zurücksetzen}$

- **Zugriffsfolge auf Objekt O:**

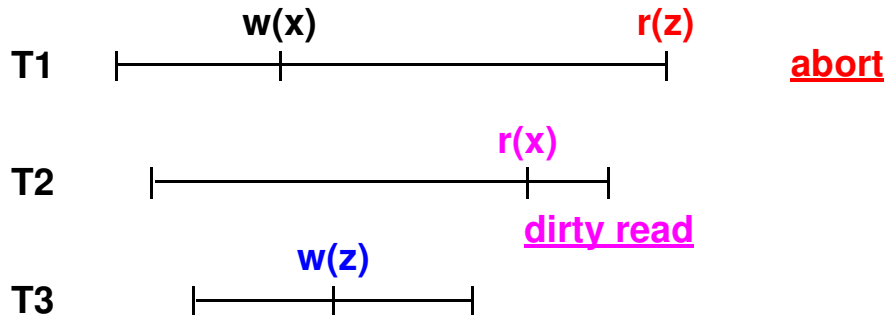


2. Diese Regel wird in der Literatur mit "Thomas' Write Rule" bezeichnet

Zeitstempelverfahren (3)

- **Wo liegt das Problem?**

$$ts(t_i) = i$$



- **Vorkehrungen für den ABORT-Fall**

- Sofortige Zulassung aller Schreiboperationen erzeugt inkonsistente DB
- Einfrieren der Zeitstempel bis COMMIT der ändernden TA
- Basic Timestamp Ordering (BTO)³ schlägt Lösung mit Sperrverfahren und Verwaltung komplexer Abhängigkeiten vor

- **Eigenschaften von TO**

- Serialisierbarkeitsreihenfolge einer Transaktion wird bei BOT festgelegt
- Deadlocks sind ausgeschlossen
- aber: (viel) höhere Rücksetzraten als pessimistische Verfahren
- ungelöste Probleme, z. B. wiederholter ABORT einer Transaktion

- **Hauptsächlicher Einsatz**

- Synchronisation in Verteilten DBS
- lokale Prüfung der Serialisierbarkeit direkt am Objekt O_i (geringer Kommunikationsaufwand)

3. Bernstein, P.A., Goodman, N.: Timestamp-based Algorithms for Concurrency Control in Distributed Database Systems, in: Proc. 6th Int. Conf. on VLDB, 1980, 285-300

Nicht-sperrende Protokolle – Serialization Graph Testing

- **Erinnerung:**

CSR wird erreicht, wenn der Konfliktgraph G stets azyklisch gehalten wird

- **SGT-Protokoll**

1. Erzeuge einen neuen Knoten im Graph für TA t_i , wenn $p_i(x)$ die erste Operation von t_i ist
2. Füge Kanten (t_j, t_i) ein für jedes $q_j(x) <_s p_i(x)$, das in Konflikt mit $p_i(x)$ ($i \neq j$) steht
3. Wenn der Graph zyklisch geworden ist, setze t_i zurück (und entferne sie aus dem Graph), sonst gebe $p_i(x)$ zur Verarbeitung aus

- **Theorem: $\text{Gen}(\text{SGT}) = \text{CSR}$**

- **Löschen von Knoten**

- Löschregel: Ein Knoten t_i im Graph G kann gelöscht werden, wenn t_i terminiert ist und er ein Quellknoten ist (d.h., er hat keine Eingangskanten)
- Vorzeitiges Löschen von Knoten würde die Zyklenerkennung unmöglich machen
- Halten von Read- und Write-Sets (Mengen der von einer TA gelesenen und aktualisierten Objekte) von bereits abgeschlossenen TA erforderlich
- Deshalb ist SGT **ungeeignet für praktische Implementierungen**

Wann kann ein Knoten aus G gelöscht werden?

$s = w_1(x) \quad w_2(x) \quad w_2(y) \quad c_2$ $w_1(y) \quad c_1 \notin \text{CSR}$

G: $t_1 \longrightarrow t_2$

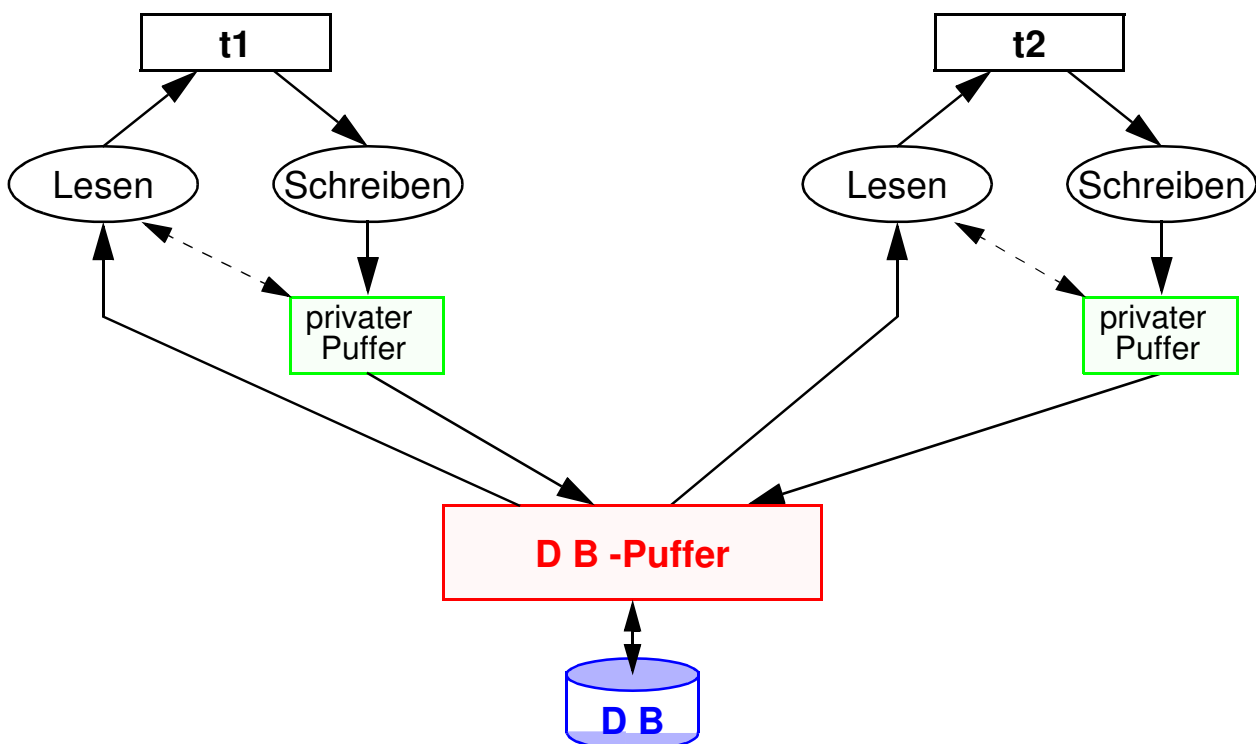
Optimistische Synchronisation (OCC)

• Dreiphasige Verarbeitung:



• Lesephase

- eigentliche TA-Verarbeitung
- Änderungen einer Transaktion werden in privatem Puffer durchgeführt



• Validierungsphase

- Überprüfung, ob ein Lese-/Schreib- oder Schreib-/Schreib-Konflikt mit einer der parallel ablaufenden Transaktionen passiert ist
- Konfliktauflösung durch Zurücksetzen von Transaktionen

• Schreibphase

- nur bei positiver Validierung
- Lese-Transaktion ist ohne Zusatzaufwand beendet
- Schreib-Transaktion schreibt hinreichende Log-Information und propagiert ihre Änderungen

Optimistische Synchronisation (2)

- **Grundannahme: geringe Konfliktwahrscheinlichkeit**
- **Allgemeine Eigenschaften von OCC:**
 - + einfache TA-Rücksetzung
 - + keine Deadlocks
 - + potentiell höhere Parallelität als bei Sperrverfahren
 - mehr Rücksetzungen als bei Sperrverfahren
 - Gefahr des „Verhungerns“ von TAs
- **Durchführung der Validierungen:**

Pro Transaktion werden geführt

 - Read-Set (RS) und
 - Write-Set (WS)
- **Forderung:**

Eine TA kann nur erfolgreich validieren, wenn sie alle Änderungen von zuvor validierten TAs gesehen hat

⇒ Validierungsreihenfolge bestimmt Serialisierbarkeitsreihenfolge
- **Validierungsstrategien:**
 - **Backward Oriented (BOCC):**

Validierung gegenüber bereits beendeten (Änderungs-) TAs
 - **Forward Oriented (FOCC):**

Validierung gegenüber laufenden TA

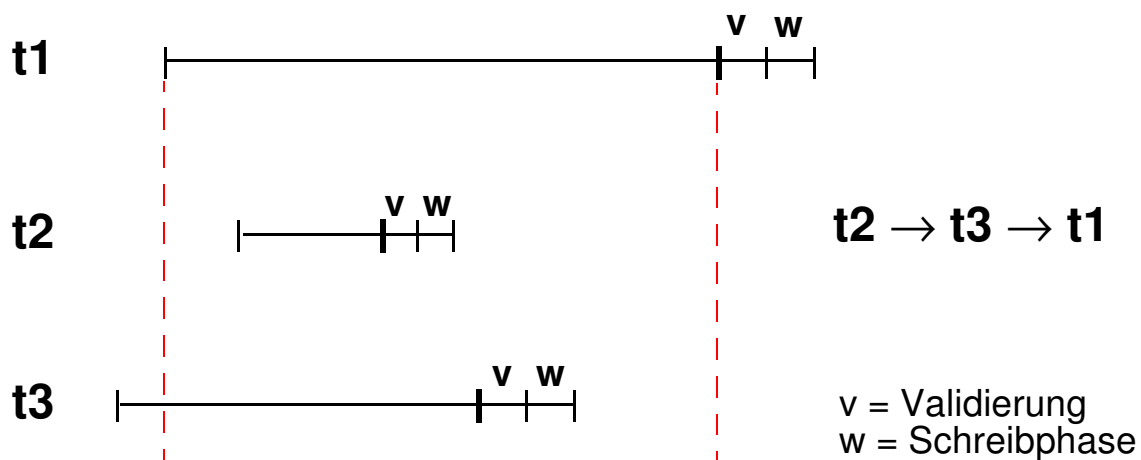
B O C C

- Erstes publizierte Verfahren zur optimistischen Synchronisation⁴

- **Validierung von Transaktion t:**

BOCC-Test gegenüber allen Änderungs-TA t_j , die seit BOT von t erfolgreich validiert haben:

```
IF  RS(t) ∩ WS(tj) ≠ ∅  THEN  ABORT t
    ELSE  SCHREIBPHASE
```



- **Theorem: Gen(BOCC) \subseteq CSR**

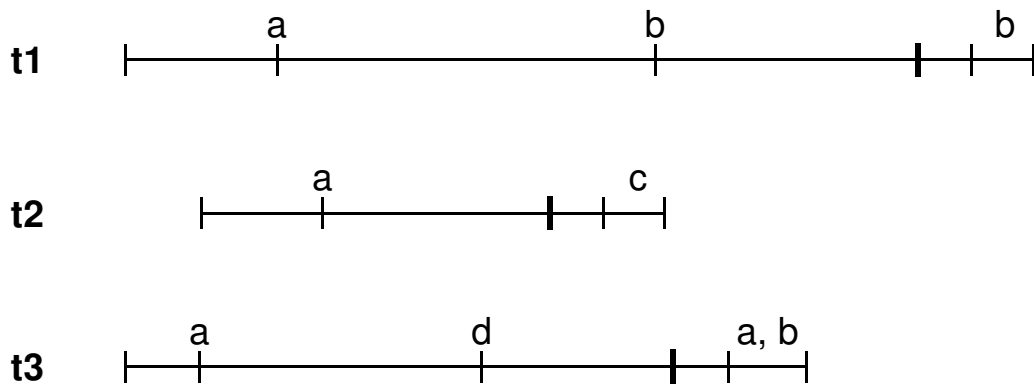
- **Nachteile/Probleme:**

- unnötige Rücksetzungen wegen ungenauer Konfliktanalyse
- Aufbewahren der Write-Sets beendeter TA erforderlich
- hohe Anzahl von Vergleichen bei Validierung
- Rücksetzung erst bei EOT \rightarrow viel unnötige Arbeit
- Nur die validierende TA kann zurückgesetzt werden \rightarrow Gefahr von 'starvation'
- hohes Rücksetzrisiko für lange TA und bei *Hot Spots*

4. Kung, H.T., Robinson, J.T.: On optimistic method for concurrency control, in: ACM Trans. on Database Systems 6:2, 1981, 213-226

BOCC (2)

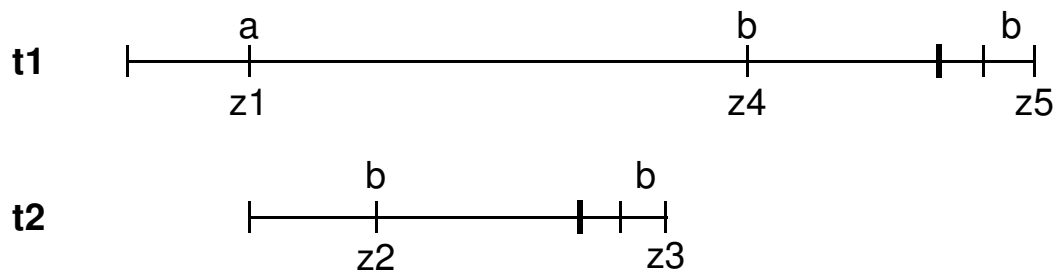
• Ablaufbeispiel



➔ Validierung von t1:

1. $RS(t1) \cap WS(t2) =$
2. $R1(t1) \cap WS(t3) =$

• Optimierung von BOCC



Zeitstempel in WS (Schreibzeitpunkt) und in RS (erste Referenz)

➔ Validierung von t1:

t1 : RS

t2 : WS

$RS(t1) \cap WS(t2) =$

Zusätzliche Prüfung

Write(t2) =

Ref(t1) =

BOCC+

• Variation des Verfahrens

- Konflikterkennung über Zeitstempel (Änderungszähler) statt Mengenvergleich
- erfolgreich validierte TA erhalten eindeutige, monoton wachsende TA-Nummer
- geänderte Objekte erhalten TA-Nummer der ändernden TA als Zeitstempel TS zugeordnet
- beim Lesen eines Objektes wird Zeitstempel ts der gesehenen Version im Read-Set vermerkt
- **Validierung** überprüft, ob gesehene Objektversionen zum Validierungszeitpunkt noch aktuell sind:

```
VALID := true
<< for all r in RS (t) do;
    if ts (r,t) < TS (r) then VALID := false;
    /* ts (r,t) ist der Zeitstempel des Objektes r zum Lesezeitpunkt
    /* von t, TS (r) der zum Validierungszeitpunkt
end;
if VALID then do;
    TNC := TNC + 1; {ergibt TA-Nummer für t}
    for all w in WS (t) do;
        TS (w) := TNC;
        setze alle laufenden TA mit w in RS zurück;
    end; >>
    Schreibphase für t;
end;
else (setze t zurück);
```

- Zeitstempel TS für geänderte Objekte können zur Durchführung der Validierungen in **Objekttabelle** geführt werden

BOCC+ (2)

- **Vorteile**

- Zum Scheitern verurteilte TA können sofort zurückgesetzt werden
- keine unnötigen Rücksetzungen
- sehr schnelle Validierung

- **Probleme:**

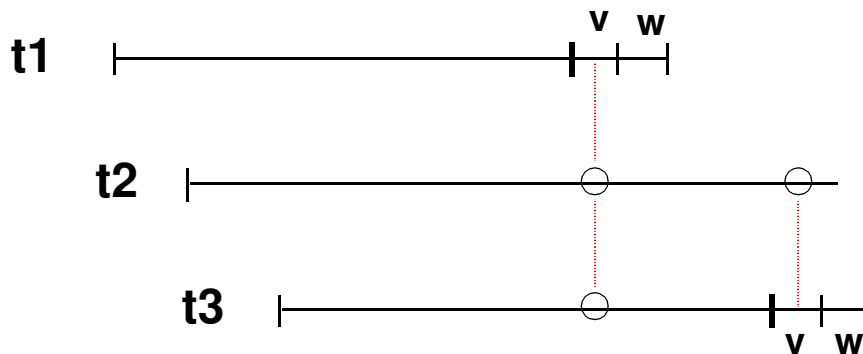
- wie bei BOCC ist 'starvation' einzelner TA möglich
- potentiell hohe Rücksetzrate

- **Lösungsmöglichkeiten:**

- Reduzierung der Konfliktwahrscheinlichkeit, z. B. durch
 - geringere Konsistenzebene
(Lese-TA werden bei Validierung nicht mehr berücksichtigt)
 - Mehrversionen-Verfahren
- Kombination mit Sperrverfahren

FOCC⁵

- Nur Änderungs-TA validieren gegenüber laufenden TA t_i
- **Validierungstest:** $WS(t) \cap RS(t_j) \stackrel{!}{=} \emptyset$



- **Theorem: Gen(FOCC) \subseteq CSR**
FOCC garantiert sogar COCSR

- **Vorteile:**

- Wahlmöglichkeit des Opfers (Kill, Abort, Prioritäten, ...)
- keine unnötigen Rücksetzungen, frühzeitige Rücksetzung möglich
➔ **Einsparen unnötiger Arbeit**
- keine Aufbewahrung von Write-Sets,
geringerer Validierungsaufwand als bei BOCC

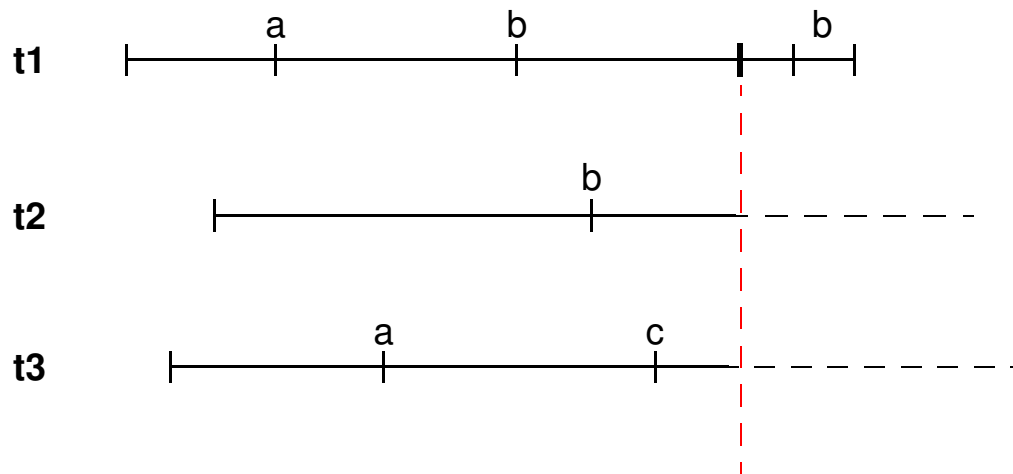
- **Probleme:**

- Während Validierungs- und Schreibphase müssen die Objekte von WS (t) „gesperrt“ sein, damit sich die zu prüfenden RS (t_j) nicht ändern (keine Deadlocks damit möglich)
- immer noch hohe Rücksetzrate möglich
- Es kann immer nur einer TA Durchkommen **definitiv zugesichert** werden

5. Härder, T.: Observations on optimistic concurrency control schemes, Information Systems 9:2, 1984, 111-120

F O C C (2)

- Ablaufbeispiel



➔ Validierung von t1:

1. $WS(t1) \cap RS(t2) =$

2. $WS(t1) \cap RS(t3) =$

- Mögliche Lösungen

Zusammenfassung

- **Serialisierbare Abläufe**

- gewährleisten „**automatisch**“ Korrektheit des Mehrbenutzerbetriebs
- erzwingen u. U. lange Blockierungszeiten paralleler Transaktionen

- **Realisierung der Synchronisation durch Sperrverfahren**

- Sperren stellen während des laufenden Betriebs sicher, dass die resultierende Historie serialisierbar bleibt
- Bei einer Konfliktoperation blockieren sie den Zugriff auf das Objekt
- Es gibt mehrere Varianten

➔ **Sperrverfahren sind pessimistisch und universell einsetzbar**

- **Deadlock-Problem ist bei blockierenden Verfahren inhärent!**

- **Zeitstempel-Verfahren und Optimistische Protokolle**

- nur konzeptionell einfach
- **Reine OCC- und Zeitstempel-Verfahren** erzeugen zu viele Rücksetzungen
- Einsatz als hybride Verfahren möglich:
Sie müssen mit Sperrverfahren kombiniert werden