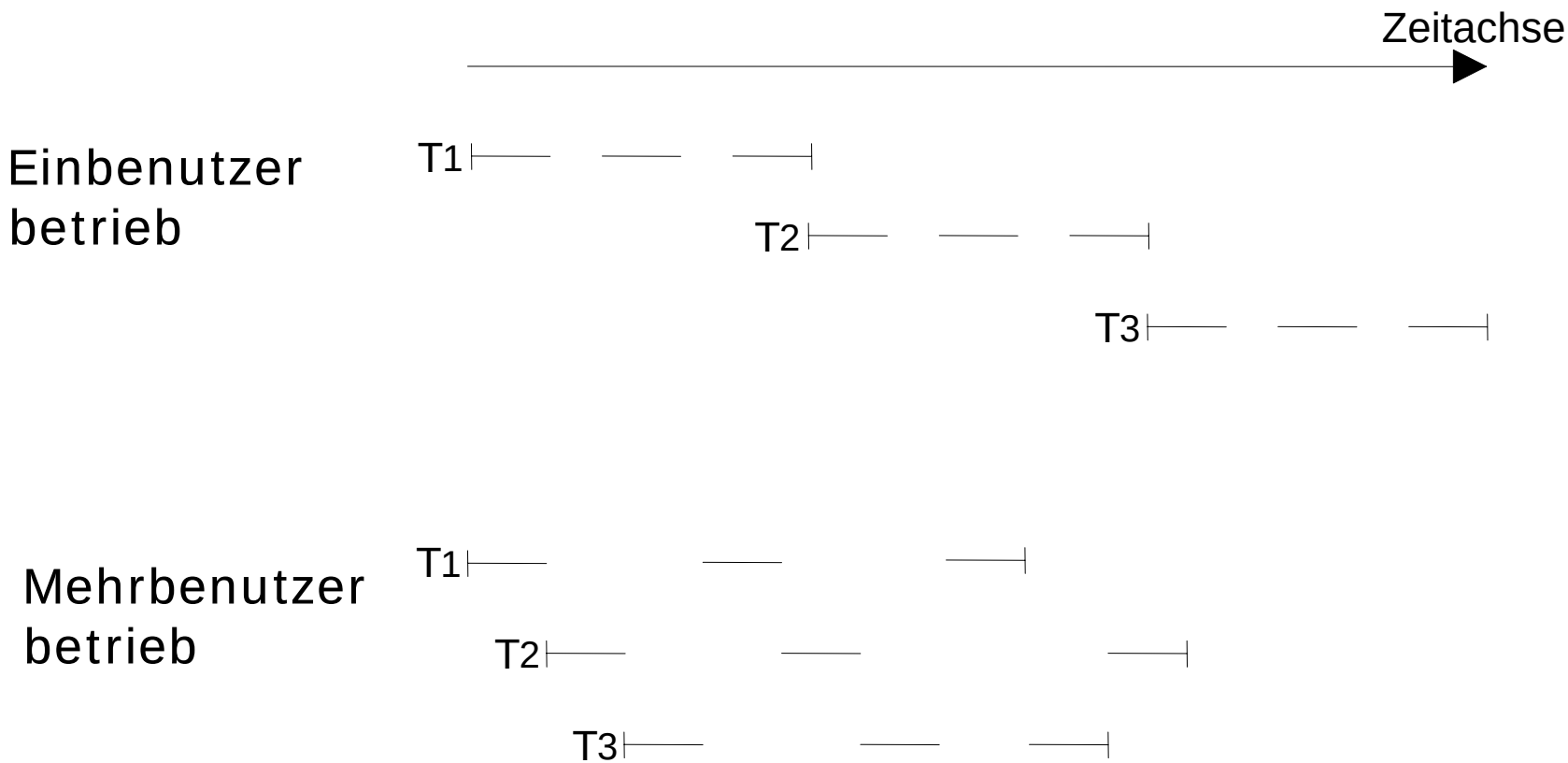
Kapitel 13: Mehrbenutzersynchronisation

Multiprogramming



Lost Update

T_1	T_2
read(A, a_1)	
a_1 := a_1 - 300	
	read(A, a_2)
	a_2 := a_2 * 1.03
	write(A, a_2)
write(A, a_1)	
read(B, b_1)	
b_1 := b_1 + 300	
write(B, b_1)	

Dirty Read

T_1	T_2
read(A, a_1)	
a_1 := a_1 – 300	
write(A, a_1)	
	read(A, a_2)
	a_2 := a_2 * 1.03
	write(A, a_2)
read(B, b_1)	
. . .	
abort	

Phantomproblem

T1	T2
	select sum(KontoStand) **from Konten;**
insert into Konten **values (C, 1000, . . .);**	
	select sum(KontoStand) **from Konten;**

Historie, Schedule

Wichtig: Lese/Schreiboperationen

Unwichtig: lokale Variable

Historie =

Schedule = Festlegung für die Reihenfolge sämtlicher relev. Datenbankoperationen.

seriell = alle Schritte einer Transaktion unmittelbar hintereinander

serialisierbar = es gibt äquiv. serielles Schedule

Schedule

nichtseriell

T_1	T_2
BOT	
read(A)	
	BOT
	read(C)
write(A)	
	write(C)
read(B)	
write(B)	
commit	
	read(A)
	write(A)
	commit

$\Rightarrow$ serialisierbar

seriell

T_1	T_2
BOT	
read(A)	
write(A)	
read(B)	
write(B)	
commit	
	BOT
	read(C)
	write(C)
	read(A)
	write(A)
	commit

Nicht serialisierbares Schedule

T_1	T_3
BOT	
read(A)	
write(A)	
	BOT
	read(A)
	write(A)
	read(B)
	write(B)
	commit
read(B)	
write(B)	
commit	

wegen A:

T_1, dann T_3

wegen B:

T_3, dann T_1

Semantik "Betrag überweisen"

T_1	T_3
BOT	
read(A, a_1)	
a_1 := a_1 - 50	
write(A, a_1)	
	BOT
	read(A, a_2)
	a_2 := a_2 - 100
	write(A, a_2)
	read(B, b_2)
	b_2 := b_2 + 100
	write(B, b_2)
	commit
read(B, b_1)	
b_1 := b_1 + 50	
write(B, b_1)	
commit	

Zufällig ist Reihenfolge unerheblich !

Semantik "Zinsen gutschreiben"

T_1	T_3
BOT	
read(A, a_1)	
a_1 := a_1 - 50	
write(A, a_1)	
	BOT
	read(A, a_2)
	a_2 := a_2 * 1.03
	write(A, a_2)
	read(B, b_2)
	b_2 := b_2 * 1.03
	write(B, b_2)
	commit
read(B, b_1)	
b_1 := b_1 + 50	
write(B, b_1)	
commit	

3 % Zinsen fehlen !

Elementare Operationen

Bezogen auf Transaktion i:

- r_i (A) zum Lesen von Datenobjekt A,
- w_i (A) zum Schreiben von Datenobjekt A,
- a_i zur Durchführung eines **abort**,
- c_i zur Durchführung eines **commit**.

Vier Fälle

- r_i(A) und r_j(A) : kein Konflikt, Reihenfolge unerheblich
- r_i(A) und w_j(A) : Konflikt, Reihenfolge entscheidend
- w_i(A) und r_j(A) : Konflikt, Reihenfolge entscheidend
- w_i(A) und w_j(A) : Konflikt, Reihenfolge entscheidend

Äquivalenz

Zwei Historien H_1 und H_2 über der gleichen Menge von Transaktionen sind äquivalent (in Zeichen $H_1 \equiv H_2$), wenn sie die Konfliktoperationen der nicht abgebrochenen Transaktionen in derselben Reihenfolge ausführen.

D. h. für die durch H_1 und H_2 induzierten Ordnungen auf den Elementaroperationen $<_{H1}$ bzw. $<_{H2}$ wird verlangt: Wenn p_i und q_j Konfliktoperationen sind mit $p_i <_{H1} q_j$, dann muß auch $p_i <_{H2} q_j$ gelten. Die Anordnung der nicht in Konflikt stehenden Operationen ist irrelevant.

Testen auf Serialisierbarkeit

Input: Eine Historie H für Transaktionen $T_1, \ldots, T_k$.

Output: entweder: "nein, ist nicht serialisierbar"
oder "ja, ist serialisierbar" + serielles Schedule

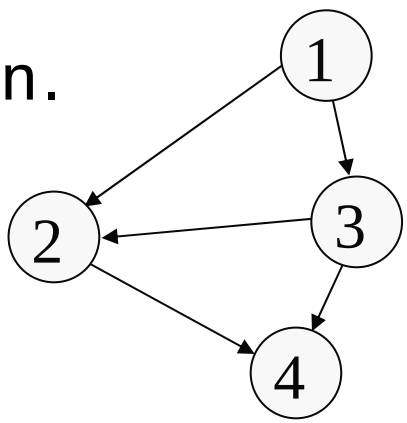
Idee: Bilde gerichteten Graph G, dessen Knoten den Transaktionen entsprechen.

Für zwei Konfliktoperationen p_i, q_j
aus der Historie H mit $p_i <_H q_j$
fügen wir die Kante $T_i \rightarrow T_j$ in den Graph ein.

Serialisierbarkeitstheorem

Eine Historie H ist genau dann serialisierbar, wenn der zugehörige Serialisierbarkeitsgraph azyklisch ist.

Im Falle der Kreisfreiheit läßt sich die äquivalente serielle Historie aus der topologischen Sortierung des Serialisierbarkeitsgraphen bestimmen.



Beispiel

T_1	T_2	T_3
$\mathbf{r_1(A)}$		
	$\mathbf{r_2(B)}$	
	$\mathbf{r_2(C)}$	
	$\mathbf{w_2(B)}$	
$\mathbf{r_1(B)}$		
$\mathbf{w_1(A)}$		
	$\mathbf{r_2(A)}$	
	$\mathbf{w_2(C)}$	
	$\mathbf{w_2(A)}$	
		$\mathbf{r_3(A)}$
		$\mathbf{r_3(C)}$
$\mathbf{w_1(B)}$		
		$\mathbf{w_3(C)}$
		$\mathbf{w_3(A)}$

Konflikte:

$w_2(B) < r_1(B)$

$w_1(A) < r_2(A)$

$w_2(C) < r_3(C)$

$w_2(A) < r_3(A)$

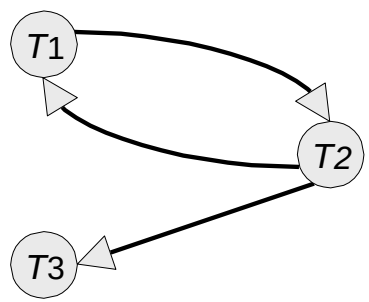
Kanten:

$T_2 \rightarrow T_1$

$T_1 \rightarrow T_2$

$T_2 \rightarrow T_3$

$T_2 \rightarrow T_3$



Sperrbasierte Synchronisation

Stelle durch Sperren die Serialisierbarkeit sicher:

S (shared, read lock, Lesesperre):

Wenn Transaktion T_i eine S-Sperre für Datum A besitzt, kann T_i **read**(A) ausführen. Mehrere Transaktionen können gleichzeitig eine S-Sperre auf demselben Objekt A besitzen

X (exclusive, write lock, Schreibsperre):

Ein write(A) darf nur die eine Transaktion ausführen, die eine X-Sperre auf A besitzt.

Kompatibilitätsmatrix

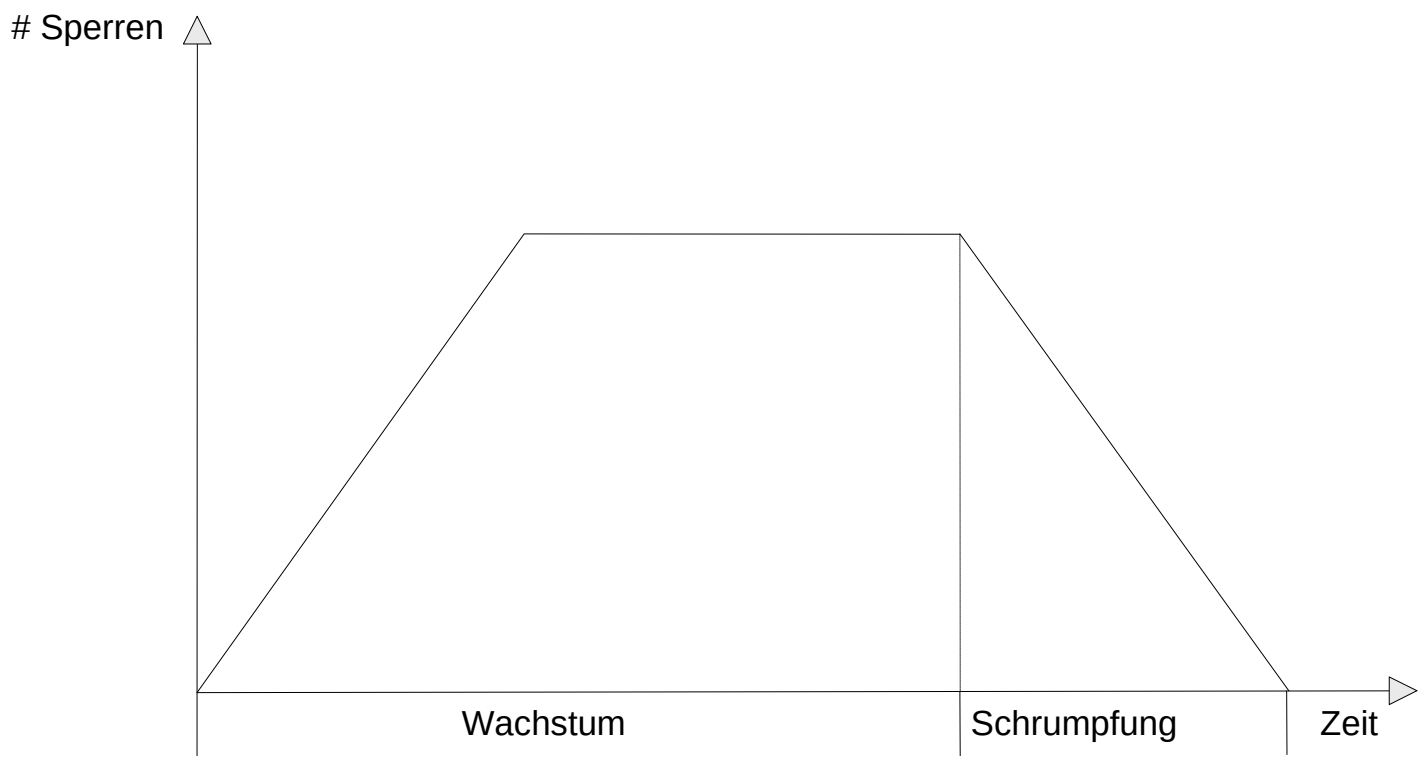
(vorhanden)

	NL	S	X
S	√	√	-
X	√	-	-

Zwei-Phasen-Sperrprotokoll

- Jedes Objekt muß vor der Benutzung gesperrt werden.
- Eine Transaktion fordert eine Sperre, die sie schon besitzt, nicht erneut an.
- Eine Transaktion respektiert vorhandene Sperren gemäß der Verträglichkeitsmatrix und wird ggf. in eine Warteschlange eingereiht.
- Jede Transaktion durchläuft eine *Wachstumsphase* (nur Sperren anfordern) und dann eine *Schrumpfungsphase* (nur Sperren freigeben).
- Bei Transaktionsende muß eine Transaktion alle ihre Sperren zurückgeben

2-Phasen-Sperrprotokoll



2-Phasen-Sperrprotokoll

T_1	T_2	
BOT		
lockX(A)		
read(A)		
write(A)		
	BOT	
	lockS(A)	T_2 muß warten
lockX(B)		
read(B)		
unlockX(A)		T_2 wecken
	read(A)	
	lockS(B)	T_2 muß warten
write(B)		
unlockX(B)		T_2 wecken
	read(B)	
commit		
	unlockS(A)	
	unlockS(B)	
	commit	

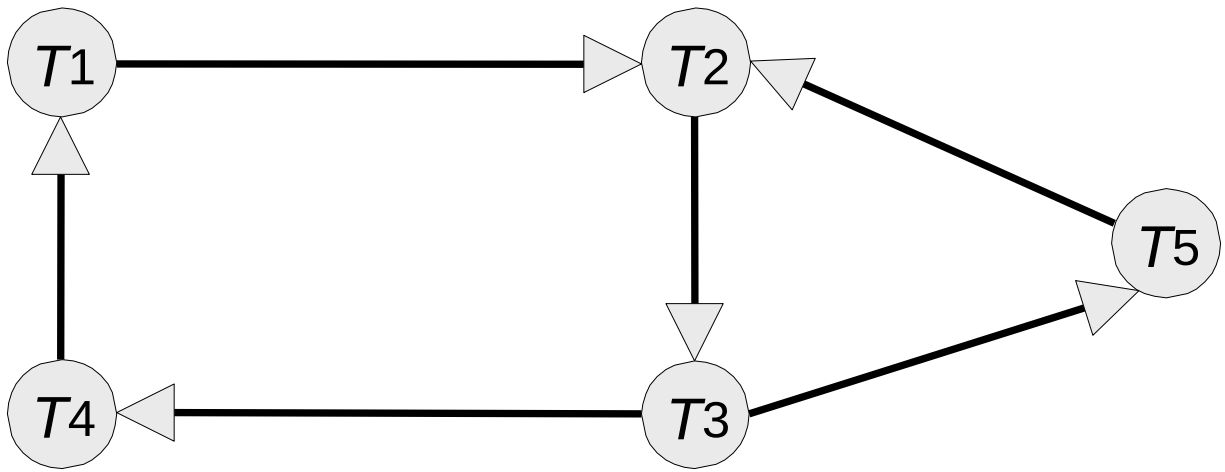
Verklemmungen

T_1	T_2	
BOT		
lockX(A)		
	BOT	
	lockS(B)	
	read(B)	
read(A)		
write(A)		
lockX(B)		T_1 muß warten auf T_2
	lockS(A)	T_2 muß warten auf T_1
. . .	. . .	$\Rightarrow$ Deadlock

Wartegraphen

Knoten — Transaktionen

Kante von T_i nach T_j — T_i wartet auf T_j

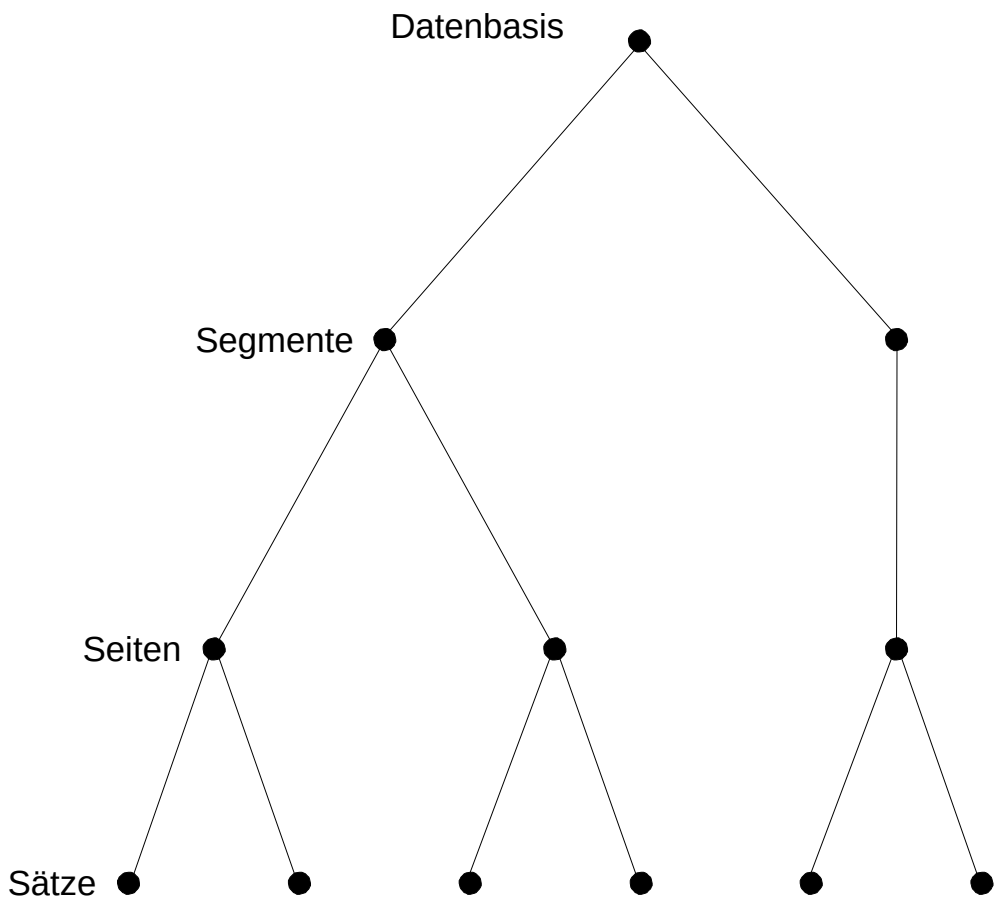


Satz: Deadlock $\Leftrightarrow$ Zyklus im Wartegraph

Zurücksetzen einer Transaktion

- Minimierung des Rücksetzaufwandes: Wähle jüngste beteiligte Transaktion.
- Maximierung der freigegebenen Resourcen: Wähle Transaktion mit den meisten Sperren.
- Vermeidung von Verhungern (engl. Starvation): Wähle nicht diejenige Transaktion, die schon oft zurückgesetzt wurde.
- Mehrfache Zyklen: Wähle Transaktion, die an mehreren Zyklen beteiligt ist.

Hierarchie der Sperrgranulate



Granularität

- Bei zu kleiner Granularität werden Transaktionen mit hohem Datenzugriff stark belastet.
- Bei zu großer Granularität wird der Parallelitätsgrad unnötig eingeschränkt.

Multiple granularity locking (MGL)

NL keine Sperrung (no lock)

S Sperrung durch Leser

X Sperrung durch Schreiber

IS Lesesperre (S) weiter unten beabsichtigt

IX Schreibsperre (X) weiter unten beabsichtigt

	NL	S	X	IS	IX
S	√	√	-	√	-
X	√	-	-	-	-
IS	√	√	-	√	√
IX	√	-	-	√	√

(vorhanden)

Protokoll

Idee: vor dem Sperren erst geeignete Sperren in allen übergeordneten Knoten von oben nach unten anfordern.

Bevor ein Knoten mit *S* oder *IS* gesperrt wird, müssen alle Vorgänger vom Sperrer im *IX*- oder *IS*-Modus gehalten werden.

Bevor ein Knoten mit *X* oder *IX* gesperrt wird, müssen alle Vorgänger vom Sperrer im *IX*-Modus gehalten werden.

Sperren von unten nach oben freigeben.

Datenbasis-Hierarchie mit Sperren

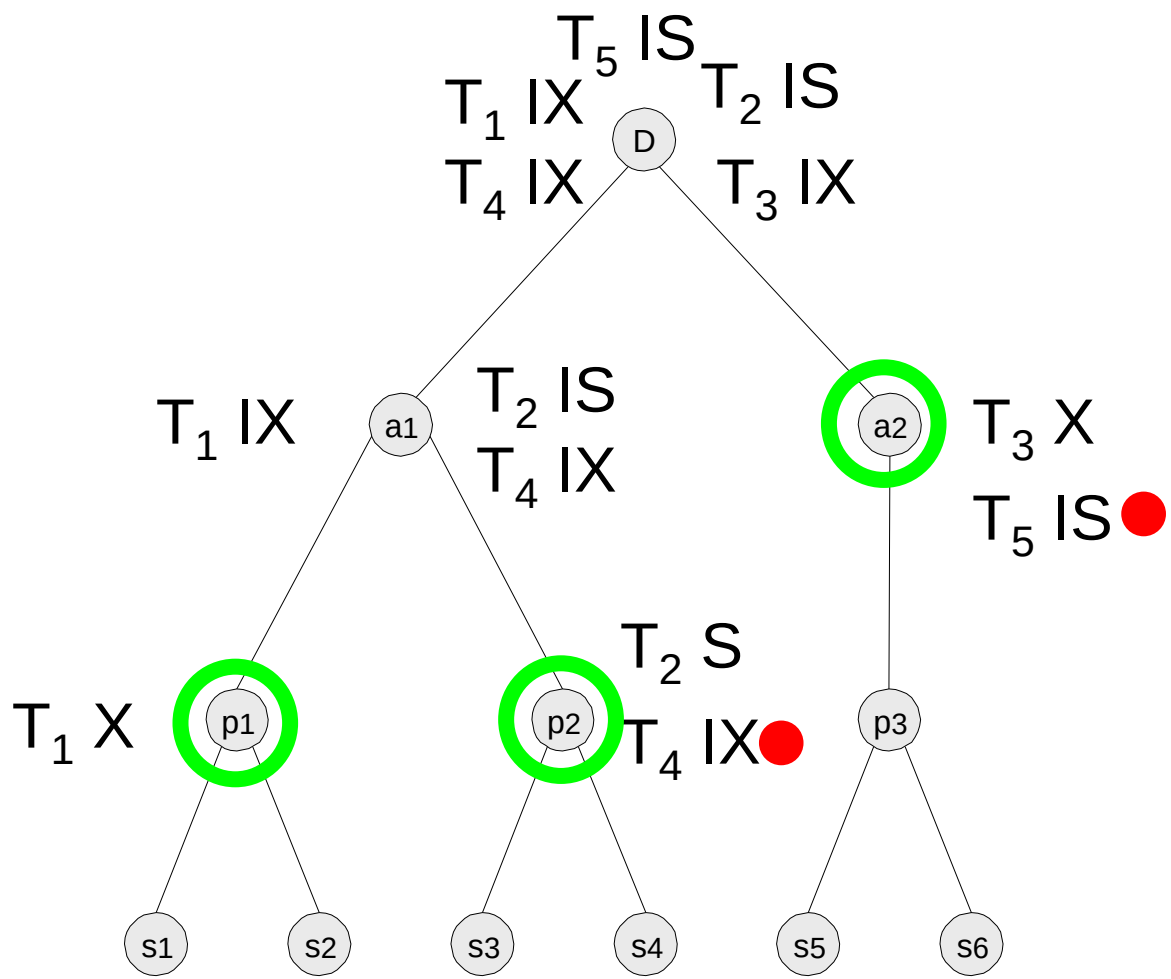
T_1 will X p_1

T_2 will S p_2

T_3 will X a_2

T_4 will X s_3

T_5 will S s_5



Zeitstempelverfahren

Äquivalenz zu seriellem Schedule gemäß Eintrittszeit

Jede Transaktion

- erhält Zeitstempel bei Eintritt ins System
- drückt einem Item seinen Zeitstempel auf

Jedes Item hat

- Lesestempel = höchster Zeitstempel durch Leseoperation
- Schreibstempel = höchster Zeitstempel durch Schreiboperation

Regeln

Transaktion mit Zeitstempel t darf kein Item lesen mit Schreibstempel $t_w > t$ (denn der alte Item-Wert ist weg).

Zurücksetzen !

Transaktion mit Zeitstempel t darf kein Item schreiben mit Lesestempel $t_r > t$ (denn der neue Wert kommt zu spät).

Zurücksetzen !

Zwei Transaktionen können dasselbe Item zu beliebigen Zeitpunkten lesen.

OK !

Transaktion mit Zeitstempel t darf kein Item beschreiben mit Schreibstempel $t_w > t$

ignorieren !

Regeln

Transaktion X mit Zeitstempel t bei Zugriff auf Item mit Lesestempel t_r und Schreibstempel t_w:

if (X = read) and (t ≥ t_w)
führe X aus und setze t_r := max{t_r, t}
if (X = write) and (t ≥ t_r) and (t ≥ t_w) then
führe X aus und setze t_w := t
if (X = write) and ($t_r \leq t < t_w$)
tue nichts
If (X = read and $t < t_w$) or (X = write and $t < t_r$)
setze Transaktion zurück

Beispiel für Zeitstempelverfahren

T1	T2	
Stempel 150	160	Item a hat $t_r = t_w = 0$
read(a)		
t_r := 150		
	read(a)	
	t_r := 160	
a := a - 1		
	a := a - 1	
	write(a)	ok, da $160 \geq t_r = 160$ und $160 \geq t_w = 0$
	t_w := 160	
write(a)		T_1 wird zurückgesetzt, da $150 < t_r = 160$

Beispiel für Zeitstempelverfahren

T1	T2	T3	a	b	c
200	150	175	$t_r = 0$	$t_r = 0$	$t_r = 0$
			$t_w = 0$	$t_w = 0$	$t_w = 0$
read(b)				$t_r = 200$	
	read(a)		$t_r = 150$		
		read(c)			$t_r = 175$
write(b)				$t_w = 200$	
write(a)			$t_w = 200$		
	write(c)				
	Abbruch				
		write(a)			
		ignoriert			