

# 6. Serialisierbarkeit<sup>1</sup>

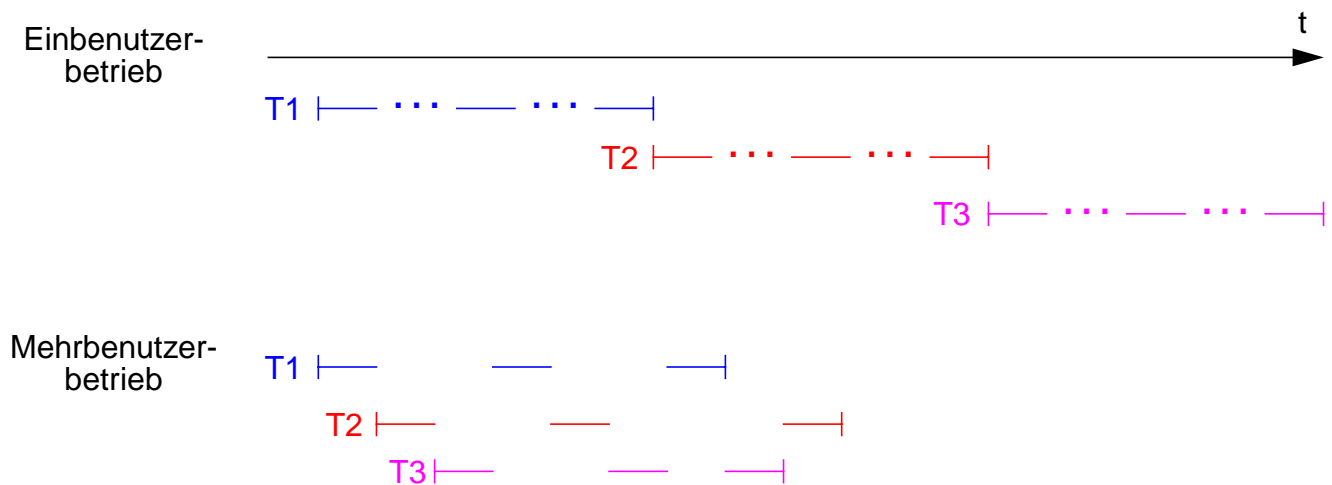
- **Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb**
  - Verlorengegangene Änderungen
  - Inkonsistente Analyse, Phantom-Problem usw.
- **Synchronisation von Transaktionen**
  - Ablaufpläne, Modellannahmen
  - Korrektheitskriterium
  - Konsistenzerhaltende Ablaufpläne
- **Theorie der Serialisierbarkeit**
  - Beschränkung auf Konfliktserialisierbarkeit
  - Äquivalenz von Historien
  - Serialisierbarkeitstheorem
  - Klassen von Historien
    - SR: serialisierbare Historien
    - RC: rücksetzbare Historien
    - ACA: Historien ohne kaskadierendes Rücksetzen
    - ST: strikte Historien
    - S: serielle Historien
- **Beispiele**

---

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/>)

# Warum Mehrbenutzerbetrieb?

## • Ausführung von Transaktionen



- CPU-Nutzung während TA-Unterbrechungen
  - E/A
  - Denkzeiten bei Mehrschritt-TA
  - Kommunikationsvorgänge in verteilten Systemen
- bei langen TA zu große Wartezeiten für andere TA (Scheduling-Fairneß)

## Anomalien im unkontrollierten Mehrbenutzerbetrieb

1. Abhängigkeit von nicht freigegebenen Änderungen (*dirty read, dirty overwrite*)
2. Verlorengegangene Änderung (*lost update*)
3. Inkonsistente Analyse (*non-repeatable read*)
4. Phantom-Problem
5. Integritätsverletzung durch Mehrbenutzer-Anomalie
6. Instabilität von Cursor-Positionen

➔ nur durch Änderungs-TA verursacht

# Unkontrollierter Mehrbenutzerbetrieb

- Abhängigkeit von nicht freigegebenen Änderungen

T1	T2
read (A); A := A + 100 write (A);	read (A); read (B); B := B + A; write (B); commit;
abort;	

- Geänderte, aber noch nicht freigegebene Daten werden als „schmutzig“ bezeichnet (dirty data), da die TA ihre Änderungen bis Commit (einseitig) zurücknehmen kann
- Schmutzige Daten dürfen von anderen TAs nicht in „kritischen“ Operationen benutzt werden

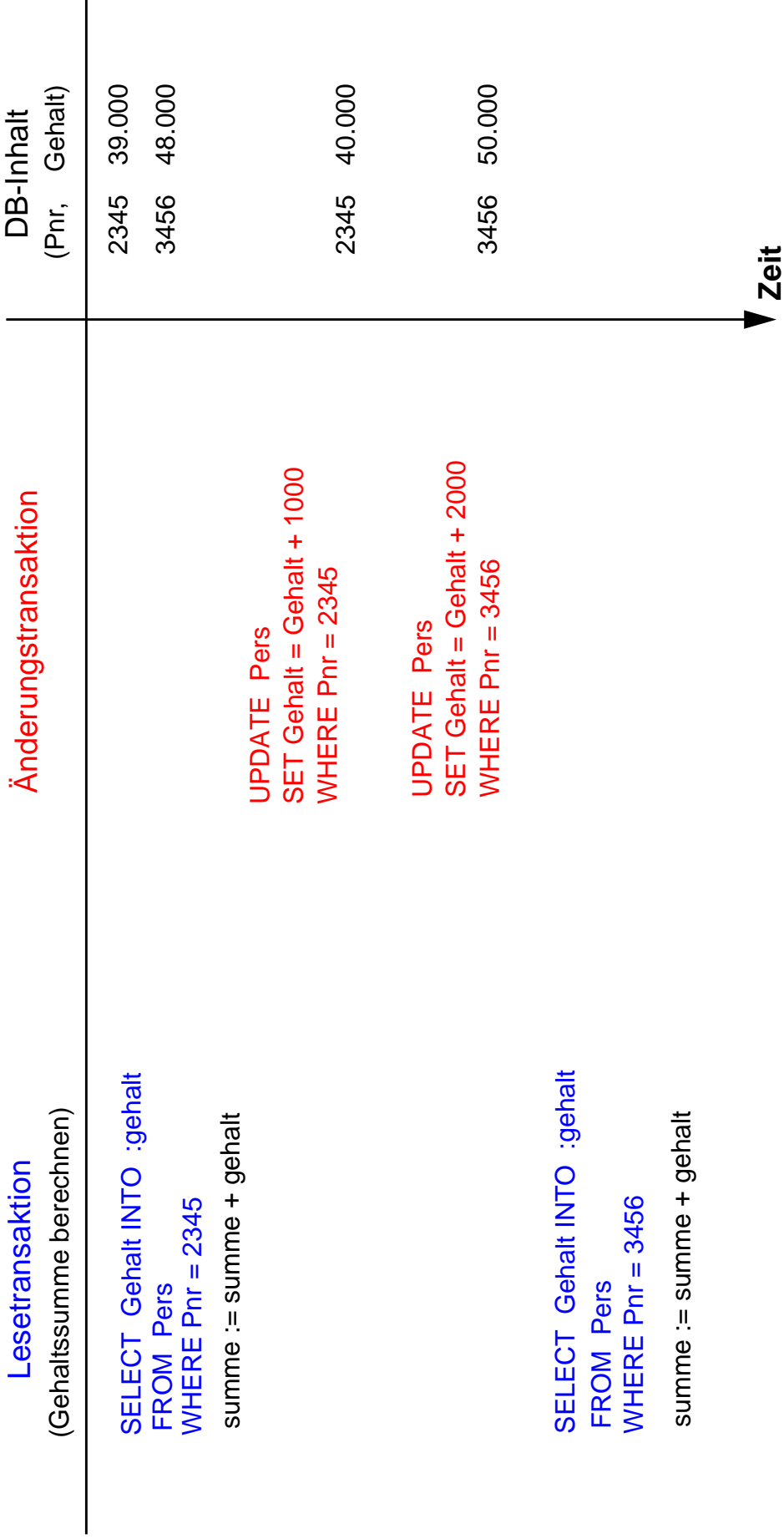
- Verlorengegangene Änderung (Lost Update)

T1	T2	A in DB
read (A);  A := A - 1; write (A);	read (A);  A := A - 1; write (A);	

➔ **Verlorengegangene Änderungen sind auszuschließen!**

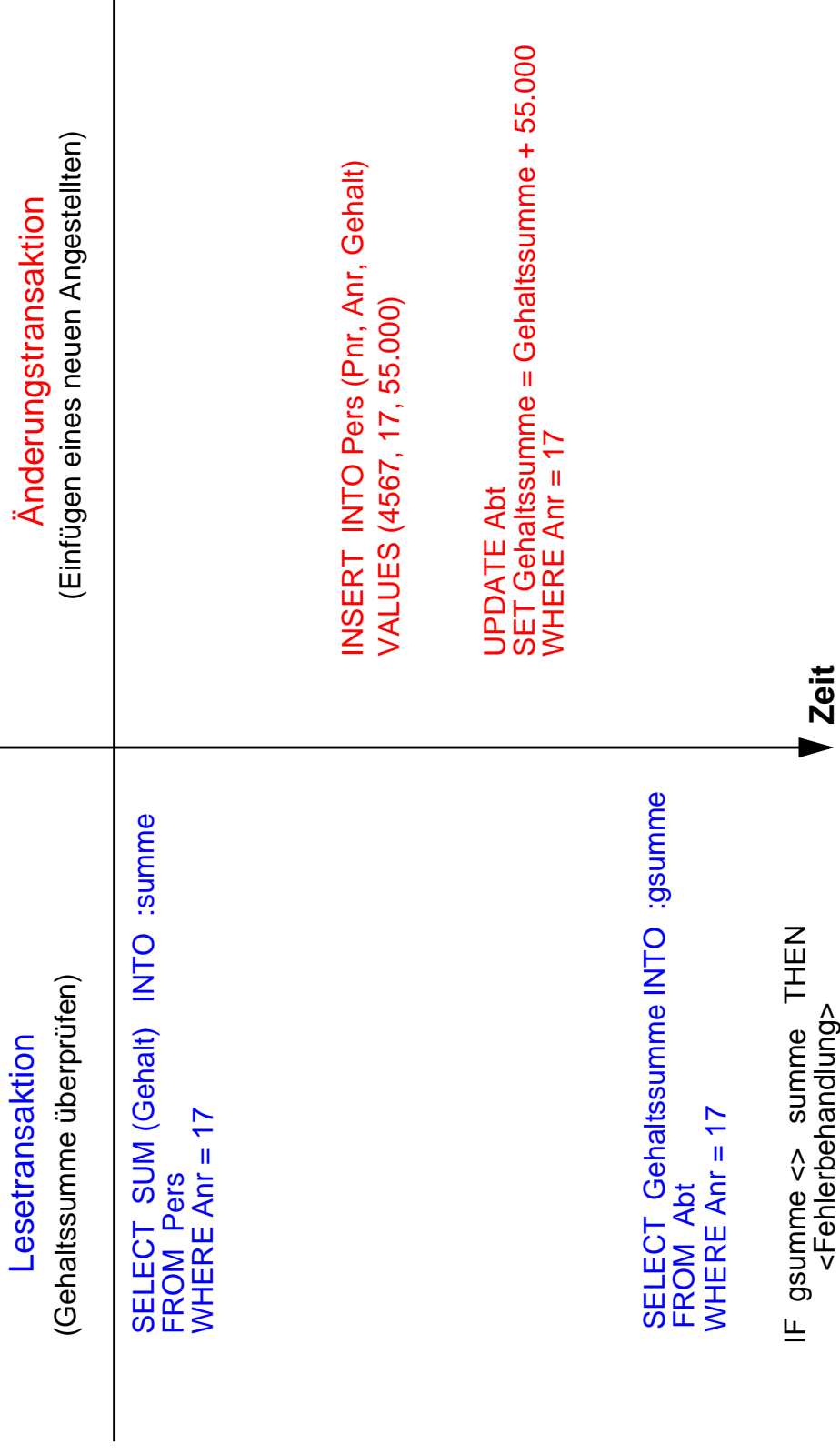
# Inkonsistente Analyse (Non-repeatable Read)

Das wiederholte Lesen einer gegebenen Folge von Daten führt auf verschiedene Ergebnisse:



# Phantom-Problem

Einfügungen oder Löschungen können Leser zu falschen Schlußfolgerungen verleiten:



## Unkontrollierter Mehrbenutzerbetrieb (2)

- **Integritätsverletzung durch Mehrbenutzer-Anomalie**

- Integritätsbedingung:  $A = B$
- $T1 := (A := A + 10; B := B + 10)$
- $T2 := (A := A * 2; B := B * 2)$

- **Probleme bei verschränktem Ablauf**

T1	T2	A	B
read (A); A := A + 10; write (A);      read (B); B := B + 10; write (B);	read (A); A := A * 2; write (A); read (B); B := B * 2; write (B);		

➔ **Synchronisation (Sperrern) einzelner Datensätze reicht nicht aus!**

- **Cursor-Referenzen**

- Zwischen dem Finden eines Objektes mit Eigenschaft P und dem Lesen seiner Daten wird P nach P' verändert

T1	T2
Positioniere Cursor C auf nächstes Objekt (A) mit Eigenschaft P    Lies laufendes Objekt	Verändere $P \rightarrow P'$ bei A

➔ **Cursor-Stabilität sollte gewährleistet werden!**

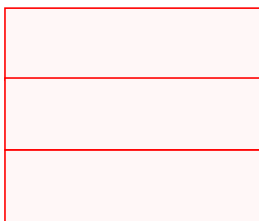
# Synchronisation von Transaktionen

- **TRANSAKTION:** Ein Programm T mit DML-Anweisungen, das folgende Eigenschaft erfüllt:

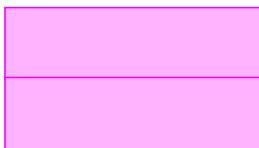
Wenn T **allein** auf einer konsistenten DB ausgeführt wird, dann terminiert T (irgendwann) und hinterläßt die DB in einem konsistenten Zustand. (Während der TA-Verarbeitung gibt es keine Konsistenzgarantien!)

- **Ablaufpläne für 3 Transaktionen**

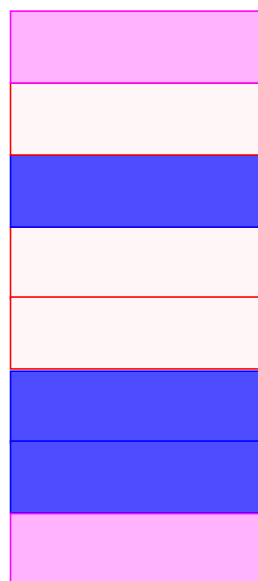
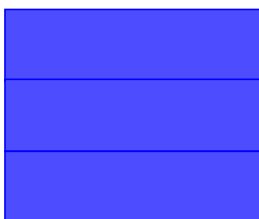
T1



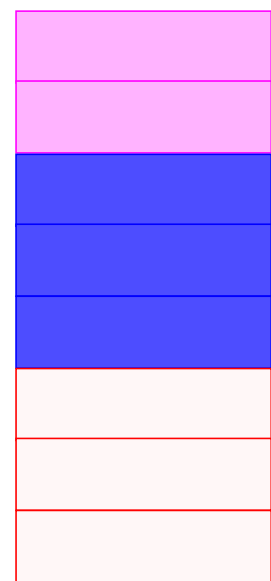
T2



T3



verzahnter  
Ablaufplan



serieller  
Ablaufplan

➔ Wenn Transaktionen seriell ausgeführt werden, dann bleibt die Konsistenz der DB erhalten.

- **Ziel der Synchronisation:**

logischer Einbenutzerbetrieb,  
d.h. Vermeidung aller Mehrbenutzeranomalien

➔ **Fundamentale Fragestellung:**

**Wann ist die parallele Ausführung von n Transaktionen auf gemeinsamen Daten korrekt?**

## Synchronisation von Transaktionen (2)

- Beispiel für einige Ausführungsvarianten

Ausführung 1		Ausführung 2		Ausführung 3	
T1	T2	T1	T2	T1	T2
read (A)		read (A)		read (A)	
A - 1			read (B)	A - 1	
write (A)		A - 1			read (B)
read (B)			B - 2	write (A)	
B + 1		write (A)			B - 2
write (B)			write (B)	read (B)	
	read (B)	read (B)			write (B)
	B - 2		read (C)	B + 1	
	write (B)	B + 1			read (C)
	read (C)		C + 2	write (B)	
	C + 2	write (B)			C + 2
	write (C)		write (C)		write (C)

➔ Bei serieller Ausführung bleibt der Wert von  $A + B + C$  unverändert!

- Was ist das Ergebnis der verschiedenen Ausführungsvarianten?

	A	B	C	A + B + C
initialer Wert				
nach T1; T2				
nach Ausf. 2				
nach Ausf. 3				
nach T2; T1				

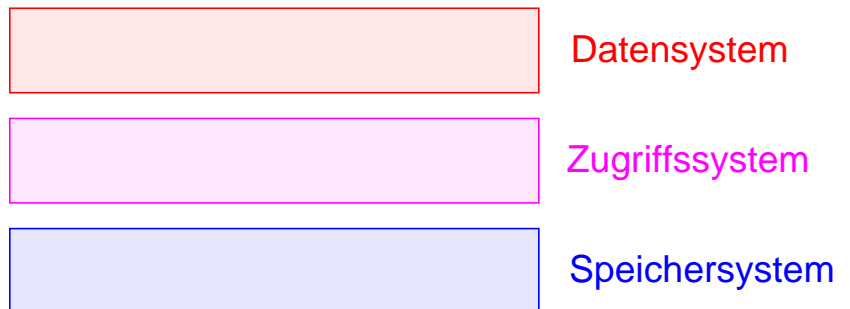
- **Ziel:** Äquivalenz der Ergebnisse von verzahnten Ausführungen zu einer der möglichen seriellen Ausführungen



# Synchronisation – Modellannahmen

- **Modellbildung**

für die Synchronisation



- **Read/Write-Modell (Page Model)**

- DB ist Menge von unteilbaren, uninterpretierten Datenobjekten (z. B. Seiten)
- DB-Anweisungen lassen sich nachbilden durch atomare Lese- und Schreiboperationen auf Objekten:
  - $r_i[A]$ ,  $w_i[A]$  zum Lesen bzw. Schreiben des Datenobjekts A
  - $c_i$ ,  $a_i$  zur Durchführung eines **commit** bzw. **abort**
- **Transaktion** wird modelliert als eine endliche Folge von Operationen  $p_i$ :

$$T = p_1 p_2 p_3 \dots p_n \quad \text{mit} \quad p_i \in \{r[x_i], w[x_i]\}$$

- Eine vollständige TA hat als letzte Operation entweder einen Abbruch a oder ein Commit c

$$T = p_1 \dots p_n a \quad \text{oder} \quad T = p_1 \dots p_n c$$

➔ **Für eine TA  $T_i$  werden diese Operationen mit  $r_i$ ,  $w_i$ ,  $c_i$  oder  $a_i$  bezeichnet, um sie zuordnen zu können**

- **Die Ablauffolge von TA mit ihren Operationen kann durch eine *Historie (Schedule)* beschrieben werden:**

Beispiel:

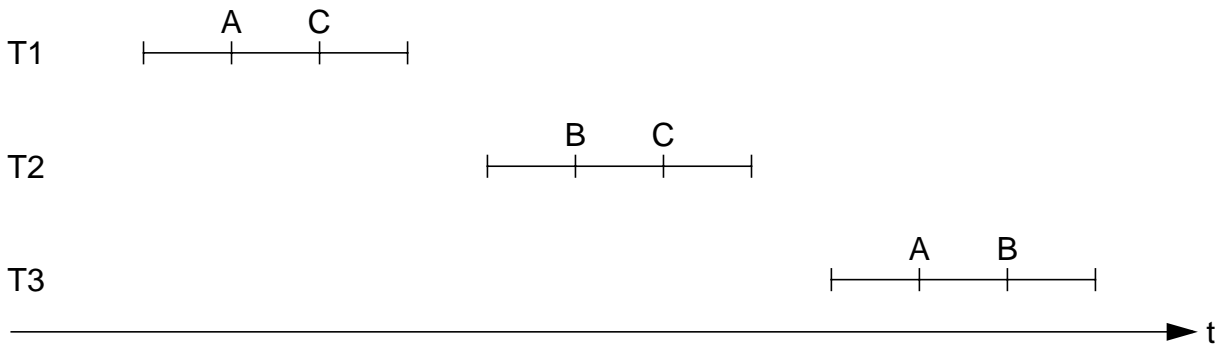
$r_1[A]$   $r_2[A]$   $r_3[B]$   $w_1[A]$   $w_3[B]$   $r_1[B]$   $c_1$   $r_3[A]$   $w_2[A]$   $a_2$   $w_3[C]$   $c_3$  ...

# Korrektheitskriterium der Synchronisation

- **Serieller Ablauf von Transaktionen**

$TA = \{T1, T2, T3\}$

$DB = \{A, B, C\}$



Ausführungsreihenfolge:

- **T1 | T2 bedeutet:**

**T1 sieht keine Änderungen von T2 und  
T2 sieht alle Änderungen von T1**

- **Formales Korrektheitskriterium: *Serialisierbarkeit*:**

Die parallele Ausführung einer Menge von TA ist **serialisierbar**, wenn es eine serielle Ausführung derselben TA-Menge gibt, die den **gleichen DB-Zustand** und die **gleichen Ausgabewerte** wie die ursprüngliche Ausführung erzielt.

- **Hintergrund:**

- Serielle Ablaufpläne sind korrekt!
- Jeder Ablaufplan, der denselben Effekt wie ein serieller erzielt, ist akzeptierbar

## Konsistenzerhaltende Ablaufpläne

- Die TA T1-T3 müssen so synchronisiert werden, daß der resultierende Zustand der DB gleich dem ist, der bei der seriellen Ausführung in einer der folgenden Sequenzen zustande gekommen wäre:

T1, T2, T3

T2, T1, T3

T3, T1, T2

T1, T3, T2

T2, T3, T1

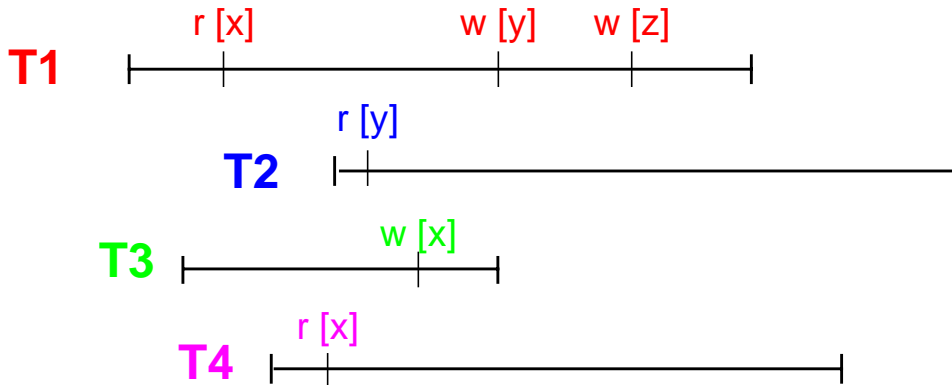
T3, T2, T1

- Bei  $n$  TA gibt es  $n!$  (hier  $3! = 6$ ) mögliche serielle Ablaufpläne
- Serielle Ablaufpläne können verschiedene Ergebnisse haben!

Abbuchung/Einzahlung auf Konto: TA1: - 5000; TA2: + 2000

Konto	Stand = 2000	Limit = 2000
-------	--------------	--------------

- Nicht alle seriellen Ablaufpläne sind möglich!



- Sinnvolle Einschränkungen

### 1. Reihenfolgeerhaltende Serialisierbarkeit:

Jede TA sollte wenigstens alle Änderungen sehen, die bei ihrem Start (BOT) bereits beendet waren

### 2. Chronologieerhaltende Serialisierbarkeit:

Jede TA sollte stets die aktuellste Objektversion sehen

# Theorie der Serialisierbarkeit

- **Ablauf einer Transaktion**

- Häufigste Annahme: streng sequentielle Reihenfolge der Operationen
- Serialisierbarkeitstheorie läßt sich auch auf Basis einer partiellen Ordnung ( $<_i$ ) entwickeln
- TA-Abschluß: **abort** oder **commit** – aber nicht beides!

- **Konsistenzanforderungen an eine TA**

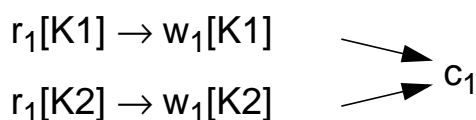
- Falls  $T_i$  ein **abort** durchführt, müssen alle anderen Operationen  $p_i[A]$  vor  $a_i$  ausgeführt werden:  $p_i[A] <_i a_i$
- Analoges gilt für das **commit**:  $p_i[A] <_i c_i$
- Wenn  $T_i$  ein Datum A liest und auch schreibt, ist die **Reihenfolge festzulegen**:  
 $r_i[A] <_i w_i[A]$  oder  $w_i[A] <_i r_i[A]$

- **Beispiel: Überweisungs-TA T1 (von K1 nach K2)**

$r_1[K1]$	oder	$r_1[K1]$	$r_1[K2]$
$w_1[K1]$		$w_1[K1]$	$w_1[K2]$
$r_1[K2]$			$c_1$
$w_1[K2]$			
$c_1$			

- **Totale Ordnung**:  $r_1[K1] \rightarrow w_1[K1] \rightarrow r_1[K2] \rightarrow w_1[K2] \rightarrow c_1$

- **Partielle Ordnung**



## Theorie der Serialisierbarkeit (2)

- **Historie<sup>2</sup>**

- Unter einer Historie versteht man den Ablauf einer (verzahnten) Ausführung mehrerer TA
- Sie spezifiziert die Reihenfolge, in der die Elementaroperationen verschiedener TA ausgeführt werden
  - Einprozessorsystem: totale Ordnung
  - Mehrprozessorsystem: parallele Ausführung einiger Operationen möglich → **partielle Ordnung**

- **Konfliktoperationen:**

Kritisch sind Operationen verschiedener Transaktionen auf **denselben DB-Daten**, wenn diese Operationen **nicht reihenfolgeunabhängig** sind!

- **Was sind Konfliktoperationen?**

- $r_i[A]$  und  $r_j[A]$ : Reihenfolge ist irrelevant
  - **kein Konflikt!**
- $r_i[A]$  und  $w_j[A]$ : Reihenfolge ist relevant und festzulegen.  
Entweder  $r_i[A] \rightarrow w_j[A]$ 
  - **R/W-Konflikt!**oder  $w_j[A] \rightarrow r_i[A]$ 
  - **W/R-Konflikt!**
- $w_i[A]$  und  $r_j[A]$ : analog
- $w_i[A]$  und  $w_j[A]$  Reihenfolge ist relevant und festzulegen
  - **W/W-Konflikt!**

---

2. Der Begriff Historie bezeichnet eine retrospektive Sichtweise, also einen abgeschlossenen Vorgang. Ein Scheduling-Algorithmus (Scheduler) produziert Schedules, wodurch noch nicht abgeschlossene Vorgänge bezeichnet werden. Manche Autoren machen jedoch keinen Unterschied zwischen Historie und Schedule.

## Theorie der Serialisierbarkeit (3)

- **Beschränkung auf Konflikt-Serialisierbarkeit<sup>3</sup>**

- **Historie H für eine Menge von TA {T1, ..., Tn}**

ist eine Menge von Elementaroperationen mit partieller Ordnung  $<_H$ , so daß gilt:

1.  $H = \bigcup_{i=1}^n T_i$

2.  $<_H$  ist verträglich mit allen  $<_i$ -Ordnungen, d.h.

$$<_H \supseteq \bigcup_{i=1}^n <_i$$

3. Für zwei Konfliktoperationen  $p, q \in H$  gilt entweder

$$p <_H q$$

oder

$$q <_H p$$

- **Ein Schedule ist ein Prefix einer Historie**

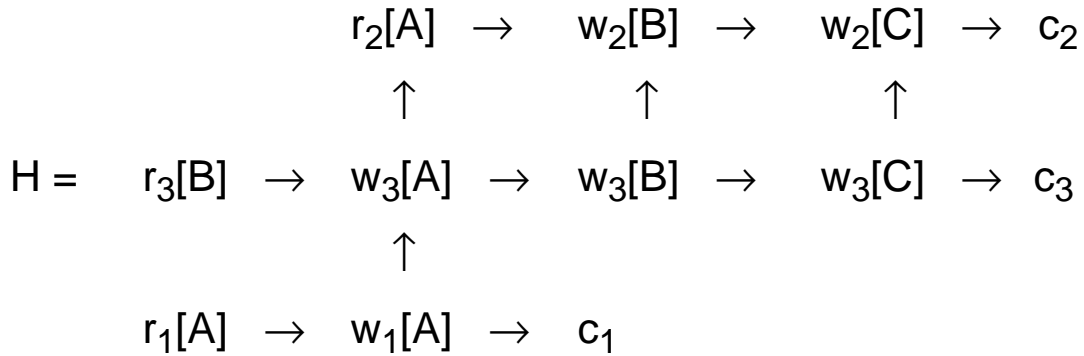
---

3. In der Literatur werden verschiedene Formen der Serialisierbarkeit, also der Äquivalenz zu einer seriellen Historie, definiert. Die **Final-State-Serialisierbarkeit** besitzt die geringsten Einschränkungen. Intuitiv sind zwei Historien (mit der gleichen Menge von Operationen) final-state-äquivalent, wenn sie jeweils denselben Endzustand für einen gegebenen Anfangszustand herstellen. Historien mit dieser Eigenschaft sind in der Klasse FSR zusammengefaßt. Die **View-Serialisierbarkeit** (Klasse VSR) schränkt FSR weiter ein. Die hier behandelte **Konflikt-Serialisierbarkeit** (Klasse CSR) ist für praktische Anwendungen die wichtigste. Sie ist effizient überprüfbar und unterscheidet sich bereits dadurch wesentlich von den beiden anderen Serialisierbarkeitsbegriffen.

Es gilt:  $CSR \subset VSR \subset FSR$

## Theorie der Serialisierbarkeit (4)

- Beispiel-Historie für 3 TA



- Reihenfolge konfliktfreier Operationen (zwischen TA) wird nicht spezifiziert
- Mögliche totale Ordnung<sup>4</sup>

$$H_1 = r_1[A] \rightarrow r_3[B] \rightarrow w_1[A] \rightarrow w_3[A] \rightarrow c_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_3[B] \rightarrow \\ w_3[C] \rightarrow c_3 \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_2[C] \rightarrow c_2$$

---

4. Alternative Schreibweise bei einer totalen Ordnung: Weglassen der  $\rightarrow$

## Theorie der Serialisierbarkeit (5)

- **Definition: Äquivalenz zweier Historien**

- Zwei Historien  $H$  und  $H'$  sind äquivalent, wenn sie die Konfliktoperationen der nicht abgebrochenen TA in derselben Reihenfolge ausführen:

$H \equiv H'$ , wenn  $p_i <_H q_j$ , dann auch  $p_i <_{H'} q_j$

- **Anordnung der konfliktfreien Operationen ist irrelevant**
- **Reihenfolge der Operationen innerhalb einer TA bleibt invariant**

- **Beispiel**

$$\begin{array}{ccccccc} & & r_2[A] & \rightarrow & w_2[B] & \rightarrow & c_2 \\ & & \uparrow & & \uparrow & & \\ H = & r_1[A] & \rightarrow & w_1[A] & \rightarrow & w_1[B] & \rightarrow & c_1 \end{array}$$

- Totale Ordnung

$$H_1 = r_1[A] \rightarrow w_1[A] \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow w_2[B] \rightarrow c_2$$

$$H_2 = r_1[A] \rightarrow w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_2[B] \rightarrow c_2$$

$$H_1 \equiv H_2 \text{ (ist seriell)}$$

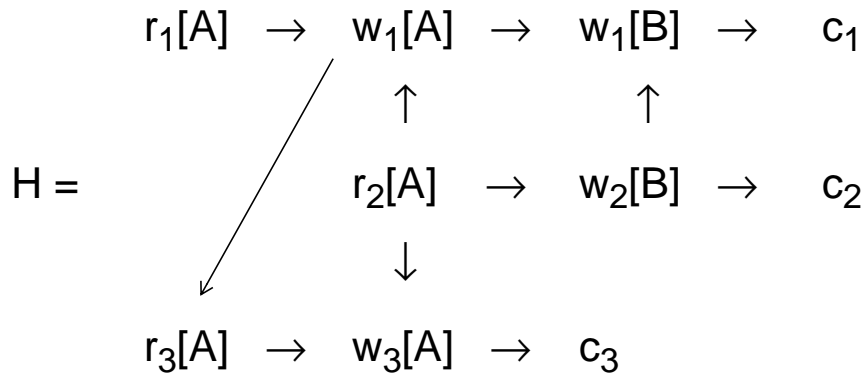


## Serialisierbare Historie

- Eine Historie  $H$  ist serialisierbar, wenn sie äquivalent zu einer seriellen Historie  $H_s$  ist

- Einführung eines Konfliktgraph  $G(H)$   
(auch Serialisierbarkeitsgraph  $SG(H)$  genannt)
  - Konstruktion des  $G(H)$  über den erfolgreich abgeschlossenen TA
  - Konfliktoperationen  $p_i, q_j$  aus  $H$  mit  $p_i <_H q_j$  fügen eine Kante  $T_i \rightarrow T_j$  in  $G(H)$  ein, falls nicht schon vorhanden

- Beispiel-Historie



- Zugehöriger Konfliktgraph

$G(H):$

- **Serialisierbarkeitstheorem**

Eine Historie  $H$  ist genau dann serialisierbar, wenn der zugehörige Konfliktgraph  $G(H)$  azyklisch ist

➔ **Topologische Sortierung!**

- **CSR**

bezeichne die Klasse aller konfliktserialisierbaren Historien. Die Mitgliedschaft in CSR lässt sich in Polynomialzeit in der Menge der teilnehmenden TA testen

## Serialisierbare Historie (2)

- **Historie**

H =

$w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow r_3[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2 \rightarrow w_3[B] \rightarrow c_3$

- **Konfliktgraph**

G(H) :

- **Topologische Ordnungen**

$H_s^1 = w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2 \rightarrow r_3[B] \rightarrow w_3[B] \rightarrow c_3$

$H_s^1 = T1 \mid T2 \mid T3$

$H_s^2 = w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow r_3[B] \rightarrow w_3[B] \rightarrow c_3 \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2$

$H_s^2 = T1 \mid T3 \mid T2$

$H \equiv H_s^1 \equiv H_s^2$

## Serialisierbare Historie (3)

- **Anforderungen an im DBMS zugelassene Historien**

- Serialisierbarkeit ist eine Minimalanforderung
- TA  $T_j$  sollte zu jedem Zeitpunkt vor Commit lokal rücksetzbar sein
  - andere mit Commit abgeschlossene  $T_i$  dürfen nicht betroffen sein
  - kritisch sind Schreib-/Leseabhängigkeiten

$w_j[A] \rightarrow \dots \rightarrow r_i[A]$

- Wie kritisch für das lokale Rücksetzen von  $T_j$  sind

$r_i[A] \rightarrow \dots \rightarrow w_j[A]$

oder

$w_j[A] \rightarrow \dots \rightarrow w_i[A]$

oder

$w_i[A] \rightarrow \dots \rightarrow w_j[A]$

- **Serialisierbarkeitstheorie:**

- Gebräuchliche Klassenbeziehungen<sup>5</sup>**

- SR: serialisierbare Historien
- RC: rücksetzbare Historien
- ACA: Historien ohne kaskadierendes Rücksetzen
- ST: strikte Historien

---

5. Weikum, G., Vossen, G.: Transactional Information Systems, Morgan Kaufmann, 2001, unterscheidet unter Berücksichtigung von VSR und FSR 10 Klassen von serialisierbaren Historien.

## Rücksetzbare Historie

- **Definition:  $T_j$  liest von  $T_i$  in  $H$ , wenn gilt**

1.  $T_j$  schreibt mindestens ein Datum  $A$ , das  $T_i$  nachfolgend liest:

$$w_j[A] <_H r_i[A]$$

2.  $T_j$  wird (zumindest) nicht vor dem Lesevorgang von  $T_i$  zurückgesetzt:

$$a_j </_H r_i[A]$$

3. Alle anderen zwischenzeitlichen Schreibvorgänge auf  $A$  durch andere TA  $T_k$  werden vor dem Lesen durch  $T_i$  zurückgesetzt.

Falls

$$w_j[A] <_H w_k[A] <_H r_i[A],$$

muß auch

$$a_k <_H r_i[A] \text{ gelten.}$$

$$H = \dots w_j[A] \rightarrow \dots \rightarrow w_k[A] \rightarrow \dots a_k \rightarrow \dots \rightarrow r_i[A]$$

- **Definition: Eine Historie  $H$  heißt rücksetzbar, falls immer die schreibende TA ( $T_j$ ) vor der lesenden TA ( $T_i$ ) ihr Commit ausführt:**

$$c_j <_H c_i$$

$$H = \dots w_j[A] \rightarrow r_i[A] \rightarrow w_i[B] \rightarrow c_j \rightarrow \dots \rightarrow a_i [c_i]$$

## Historie ohne kaskadierendes Rücksetzen

- Kaskadierendes Rücksetzen**

Schritt	T1	T2	T3	T4	T5
0.	...				
1.	w <sub>1</sub> [A]				
2.		r <sub>2</sub> [A]			
3.		w <sub>2</sub> [B]			
4.			r <sub>3</sub> [B]		
5.			w <sub>3</sub> [C]		
6.				r <sub>4</sub> [C]	
7.				w <sub>4</sub> [D]	
8.					r <sub>5</sub> [D]
9.	a <sub>1</sub> (abort)				

➔ In der Theorie läßt sich ACID garantieren! Aber . . .

- Definition: Eine Historie vermeidet kaskadierendes Rücksetzen, wenn**

$$c_j <_H r_i[A]$$

gilt, wann immer T<sub>i</sub> ein von T<sub>j</sub> geändertes Datum liest.

➔ Änderungen dürfen erst nach Commit freigegeben werden!

# Klassen von Historien

- **Definition: Eine Historie H ist strikt**, wenn für je zwei TA  $T_i$  und  $T_j$  gilt:

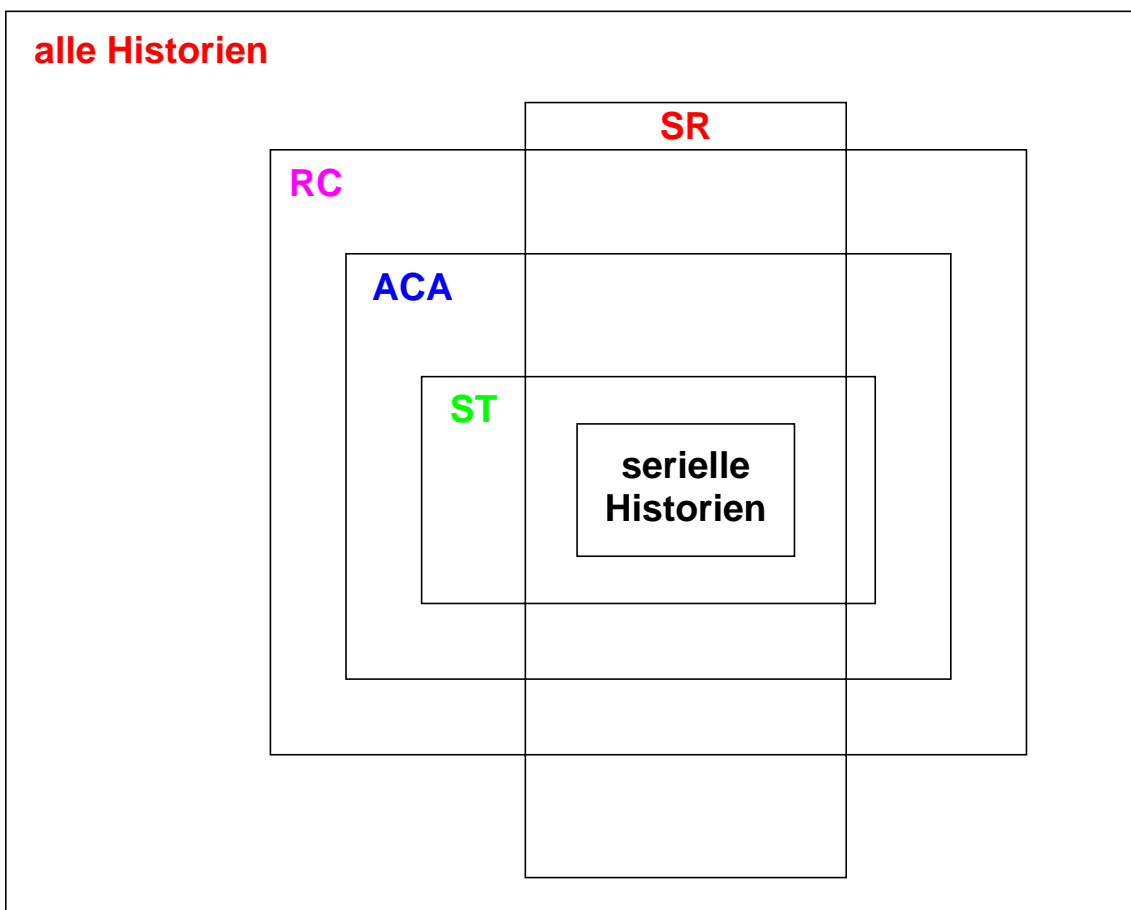
Wenn

$$w_j[A] <_H o_i[A] \quad (\text{mit } o_i = r_i \text{ oder } o_i = w_i),$$

dann muß gelten:

$$c_j <_H o_i[A] \quad \text{oder} \quad a_j <_H o_i[A]$$

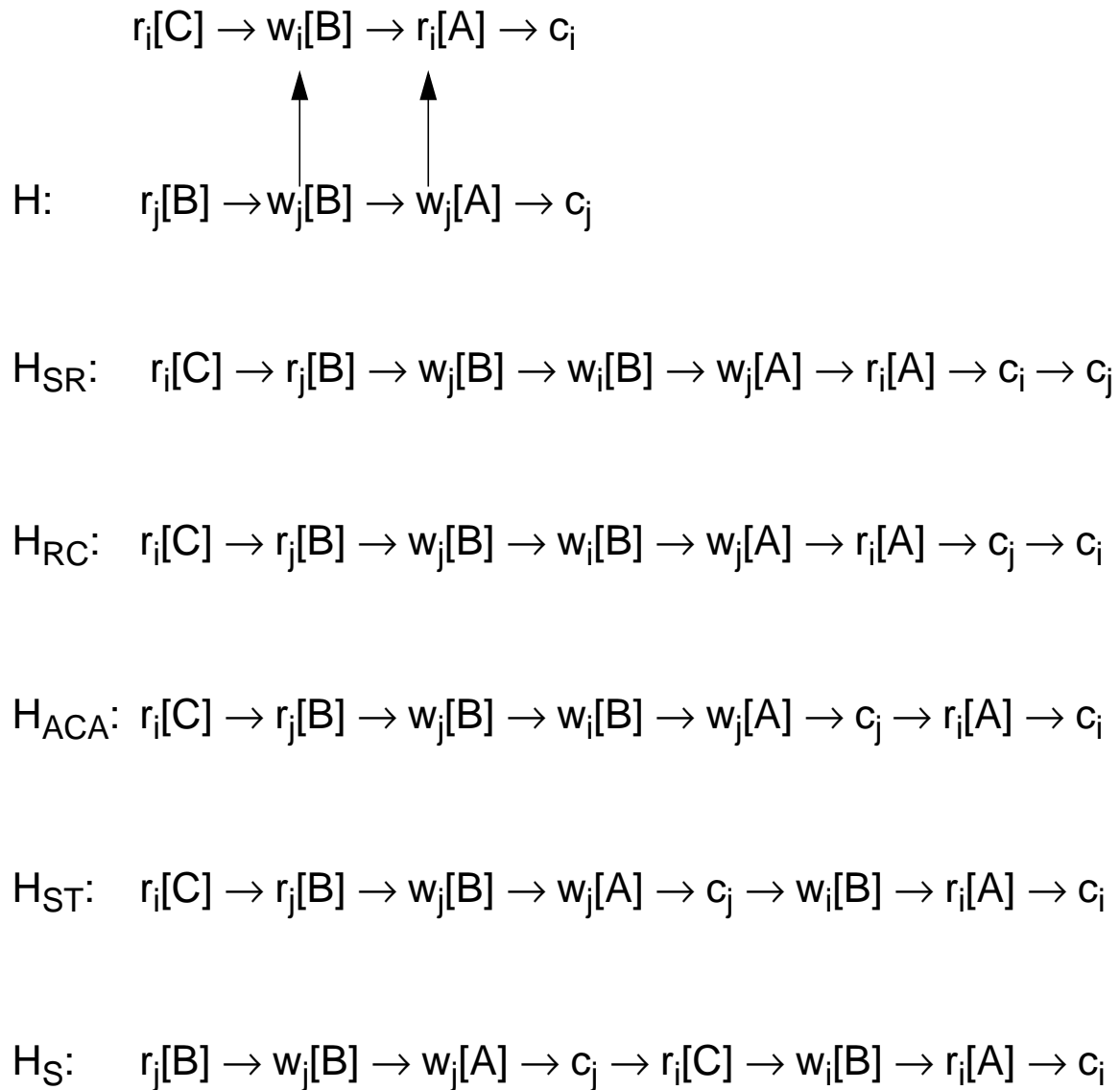
- **Beziehungen zwischen den Klassen**



➔ **Schlußfolgerungen?**

## Klassen von Historien (2)

- Beispiele



# Zusammenfassung

- Beim **ungeschützten und konkurrierenden Zugriff** von **Lesern und Schreibern** auf **gemeinsame Daten** können **Anomalien** auftreten
- **Korrektheitskriterium der Synchronisation: Serialisierbarkeit**  
(gleicher DB-Zustand, gleiche Ausgabewerte wie bei seriellem Ablaufplan)
- **Theorie der Serialisierbarkeit**
  - einfaches Read/Write-Modell (Syntaktische Behandlung)
  - **Konfliktoperationen:**  
Kritisch sind Operationen verschiedener Transaktionen auf **denselben DB-Daten**, wenn diese Operationen **nicht reihenfolgeunabhängig** sind!
  - Im Gegensatz zur Final-State-Serialisierbarkeit (Klasse FSR) und View-Serialisierbarkeit (Klasse VSR) ist **Konflikt-Serialisierbarkeit** (Klasse CSR) für praktische Anwendungen die wichtigste. Sie ist effizient überprüfbar und unterscheidet sich bereits dadurch wesentlich von den beiden anderen Serialisierbarkeitsbegriffen.  
Es gilt:  $CSR \subset VSR \subset FSR$
  - **Serialisierbarkeitstheorem:**  
Eine Historie  $H$  ist genau dann serialisierbar, wenn der zugehörige Konfliktgraph  $G(H)$  azyklisch ist
  - weitergehende Ansätze: Einbezug der Anwendungssemantik (Synchronisation von abstrakten Operationen auf Objekten)
  - enorm gründlich erforscht
- **Serialisierbare Abläufe**
  - gewährleisten „automatisch“ Korrektheit des Mehrbenutzerbetriebs
  - Anzahl der möglichen Historien (Schedules) bestimmt erreichbaren Grad an Parallelität