8. Grundlagen des Transaktionskonzepts

Vorlesung "Informationssysteme"

Sommersemester 2015

Technische Universität
Kaiserslautern

Überblick

- Wie erzielt man Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?
  - Atomare Aktionen im Schichtenmodell
  - Schlüsselrolle von Synchronisation sowie Logging und Recovery
- Erhaltung der DB-Konsistenz
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
  - Verlorengegangene Änderungen
  - Inkonsistente Analyse, Phantom-Problem usw.
- Synchronisation von Transaktionen
  - Ablaufpläne, Modellannahmen
  - Korrektheitskriterium, Konsistenzerhaltende Ablaufpläne
- Theorie der Serialisierbarkeit
  - Äquivalenz von Historien, Serialisierbarkeitstheorem
  - Klassen von Historien
- Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)
- Logging und Recovery
- Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

What can go wrong, will go wrong …

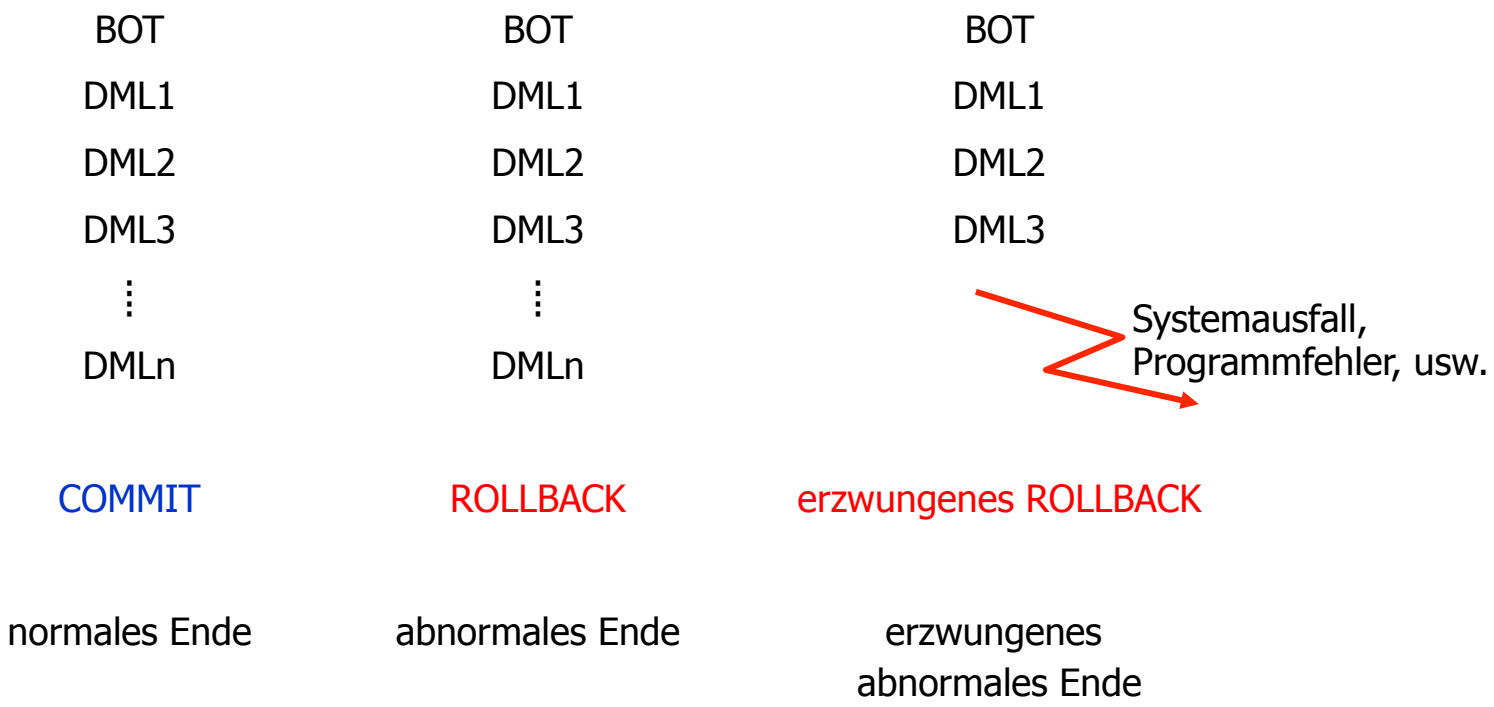
- Transaktionskonzept
  - führt ein neues Verarbeitungsparadigma ein
  - ist Voraussetzung für die Abwicklung betrieblicher Anwendungen (*mission-critical applications*)
  - erlaubt „Vertragsrecht“ in rechnergestützten IS zu implementieren
- ACID-Transaktionen zur Gewährleistung weit reichender Zusicherungen zur Qualität der Daten, die gefährdet sind durch
  - fehlerhafte Programme und Daten im Normalbetrieb
  - inkorrekte Synchronisation von Operationen im Mehrbenutzerbetrieb
  - vielfältige Fehler im DBS und seiner Umgebung

    ➥ Logging und Recovery bietet Schutz vor **erwarteten Fehlern**!

What can go wrong, will go wrong …

- Entwicklungsziele
  Build a system used by millions of people that is always available – out less than 1 second per 100 years = 8 9's of availability!
  (J. Gray: 1998 Turing Award Lecture)
  - Verfügbarkeit heute (optimistisch): 3
    - für Web-Sites: 99%
    - in der Cloud (Amazon): 99,95%
    - für gut administrierte Systeme: 99,99%
    - höchstens: 99,999%
  - Künftige Verfügbarkeit
    - da fehlen noch 5 9-er
    - bis wann zu erreichen???

Mögliche Ausgänge einer Transaktion



Transaktionen als dynamische Kontrollstruktur

- Atomicity
  Atomarität ist keine natürliche Eigenschaft von Rechnern
- Consistency
  Konsistenz und semantische Integrität der DB ist durch fehlerhafte Daten und Operationen eines Programms gefährdet.
- Isolation
  Isolierte Ausführung bedeutet „logischen Einbenutzerbetrieb“
- Durability
  Dauerhaftigkeit heißt, dass die Daten und Änderungen erfolgreicher Transaktionen jeden Fehlerfall „überleben“ müssen

➥ ACID-Transaktionen befreien den Anwendungsprogrammierer von den Aspekten der Ablaufumgebung des Programms und von möglichen Fehlern!

- Wie setzt man diese Forderungen systemtechnisch um?
  - hier nur Einführung von Begriffen
  - vertiefende Betrachtung und Diskussion von Realisierungskonzepten in nachfolgenden Vorlesungen (DBS)

Bausteine für Transaktionen – Atomare Aktionen

Schichtenspezifische Operationen

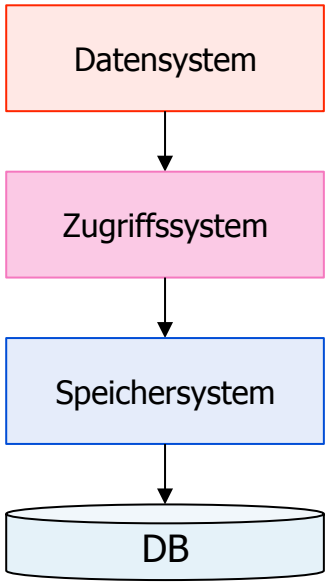
Select … From … Where
Insert … Into

Füge Satz ein
Modifiziere Zugriffspfad

Stelle Seite bereit
Gib Seite frei

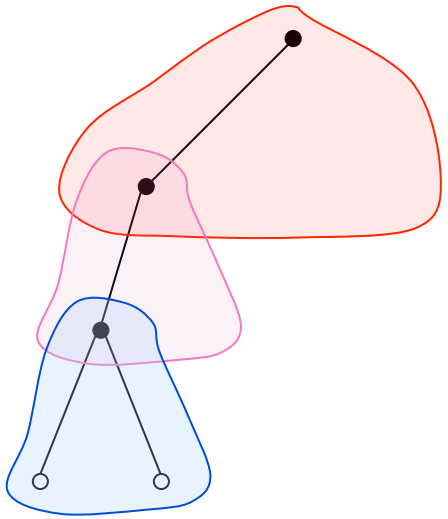
Lies/Schreibe Seite

Atomare Aktionen und Benutzerhierarchie



Gedankenversuch

Abwicklung einer SQL-Op



Zeitpunkt 1

Auch atomare Aktionen sind Abstraktionen !

Bausteine für Transaktionen – Atomare Aktionen (2)

Schichtenspezifische Operationen

Select … From … Where
Insert … Into

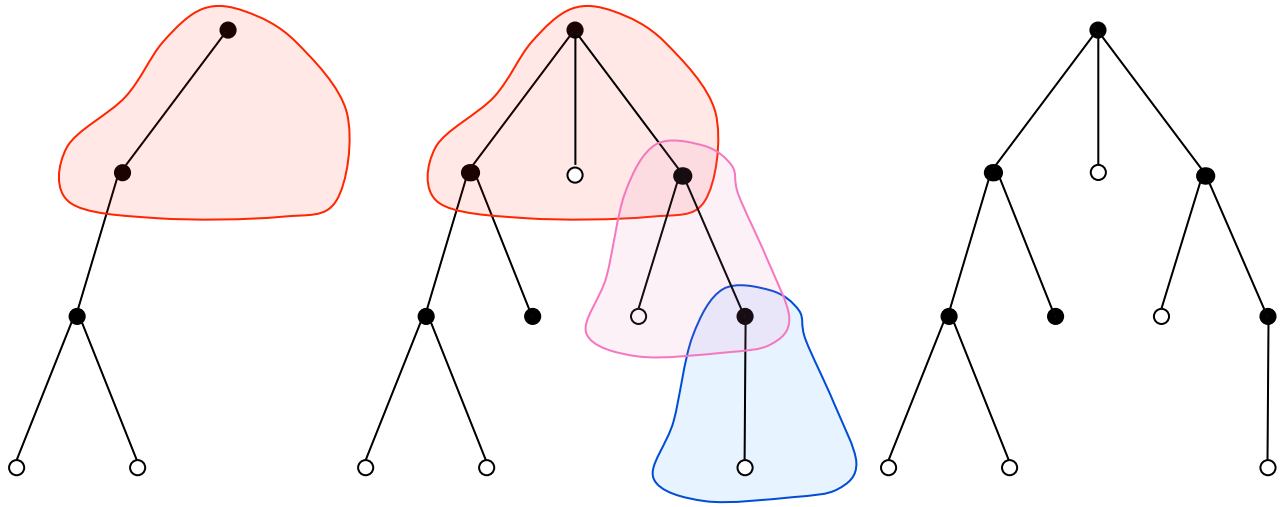
Füge Satz ein
Modifiziere Zugriffspfad

Stelle Seite bereit
Gib Seite frei

Lies/Schreibe Seite

Gedankenversuch

Abwicklung einer SQL-Op



Zeitpunkt 2 Zeitpunkt 3 Zeitpunkt 4

Selbst wenn AA atomar implementiert wäre, Hierarchie von AA wäre es nicht!

Schutzbedürfnis einer flachen Transaktion und Zusicherungen an den Programmierer

Schichtenspezifische Operationen

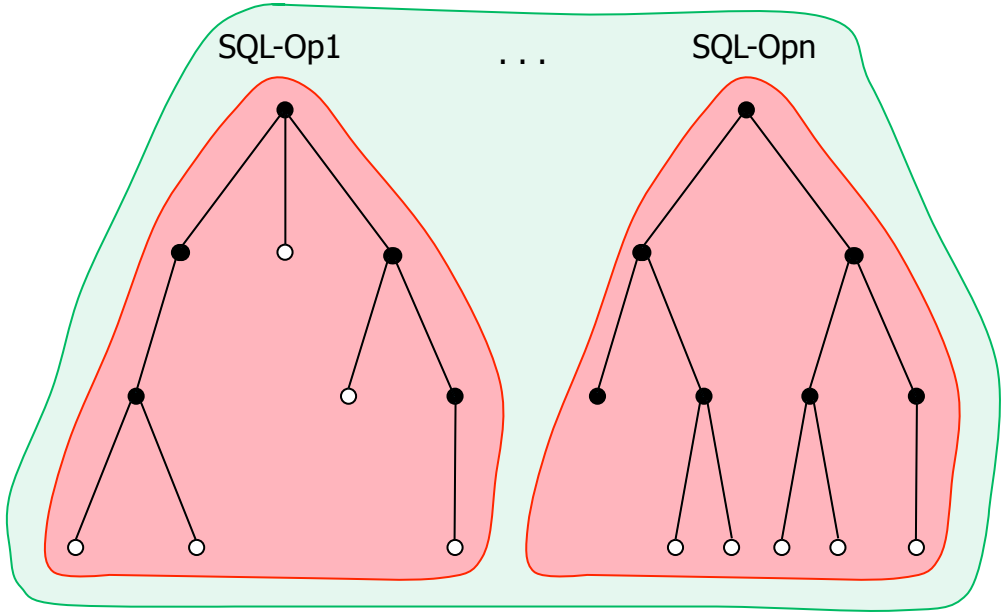
Select … From … Where
Insert … Into

Füge Satz ein
Modifiziere Zugriffspfad

Stelle Seite bereit
Gib Seite frei

Lies/Schreibe Seite

Schutzmaßnahmen im Ausführungspfad des DBS funktionieren nicht!



SQL garantiert Anweisungsatomarität und natürlich Transaktionsatomarität!

Realisierung verlangt vor allem
- Synchronisation im Mehrbenutzerbetrieb (concurrency transparency)
- Logging und Recovery (failure transparency)

Erhaltung der DB-Konsistenz

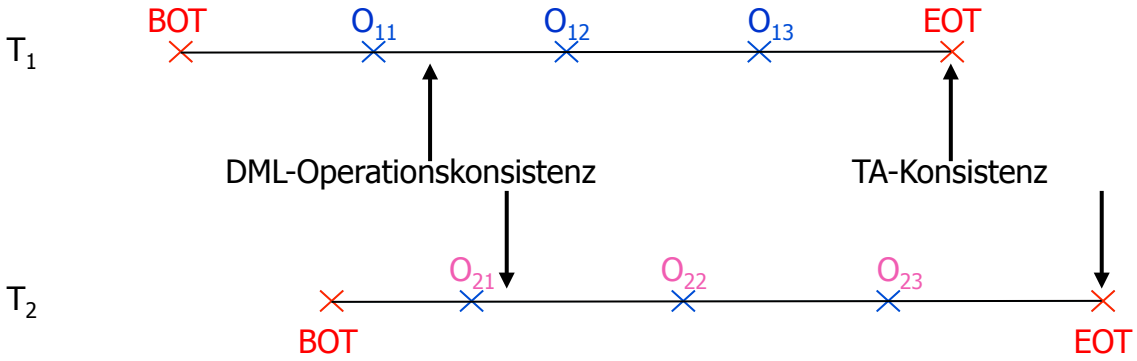
- Erhaltung der semantischen Datenintegrität
  - Beschreibung der „Richtigkeit“ von Daten durch Prädikate und Regeln,
    bereits bekannt:
    - modellinhärente Bedingungen (relationale Invarianten)
    - anwendungsspezifische Bedingungen (Check, Unique, Not Null, ...)
  - aktive Maßnahmen des DBS erwünscht (Trigger, ECA-Regeln)
  - „Qualitätskontrollen“ bei Änderungsoperationen
- Ziel
  - Nur DB-Änderungen zulassen, die allen definierten Constraints entsprechen
    (offensichtlich „falsche“ Änderungen zurückweisen!)
  - Möglichst hohe Übereinstimmung von DB-Inhalt und Miniwelt (Datenqualität)

➥ Integritätsbedingungen der Miniwelt sind explizit bekannt zu machen, um automatische Überwachung zu ermöglichen.

Erhaltung der DB-Konsistenz (2)

- Konsistenz der Transaktionsverarbeitung
  - Bei COMMIT müssen alle Constraints erfüllt sein
  - Zentrale Spezifikation/Überwachung im DBS: *„system enforced integrity“*

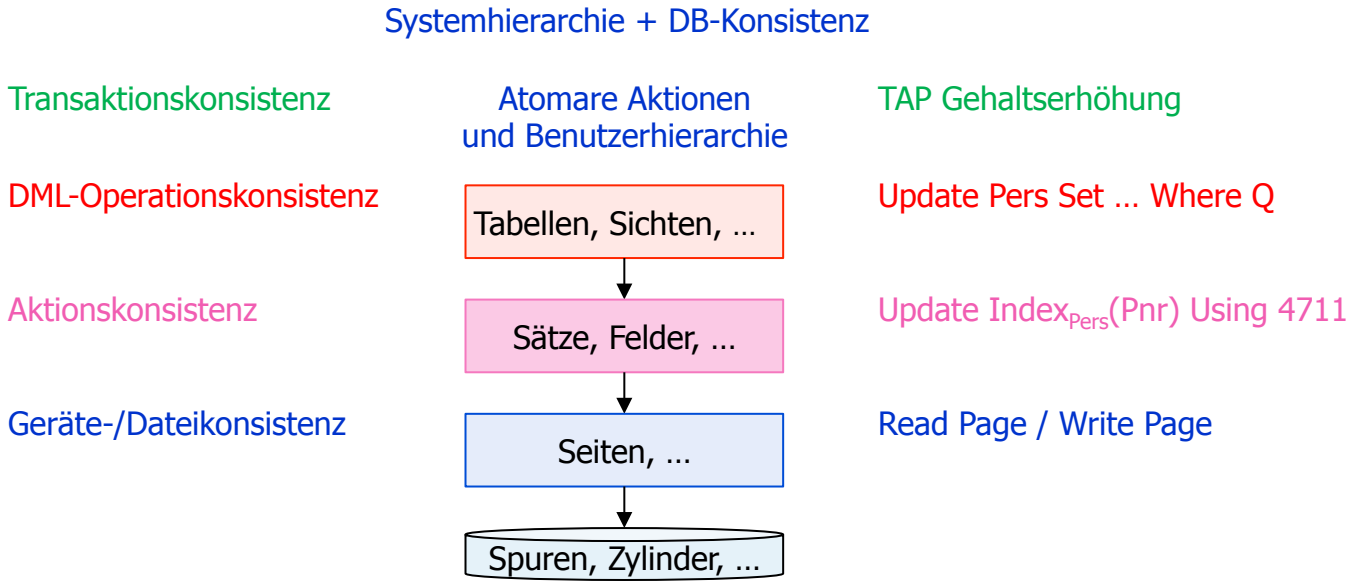
➥ C von ACID sichert dem Programmierer zu, dass vor BOT und nach EOT der DB-Zustand alle Constraints des DB-Schemas erfüllt!



BOT: Begin of Transaction
EOT (Commit): End of Transaction
O_{ij}: DB-Operation; Lese- und Schreiboperationen auf DB-Daten

Erhaltung der DB-Konsistenz (3)

- Verfeinerung des Konsistenzbegriffes
  - Transaktionsatomarität impliziert Transaktionskonsistenz:
    nur Änderungen erfolgreicher Transaktionen sind in der DB enthalten
  - Anweisungsatomarität impliziert DML-Operationskonsistenz:
    DML-Operation hält schichtenspezifische Konsistenz des Datensystems ein
  - DML-Operationen setzen sich aus Aktionen zusammen: Aktionskonsistenz und Geräte-/Dateikonsistenz sind wiederum Voraussetzung, dass DML-Operationen und Aktionen überhaupt auf den Daten abgewickelt werden können



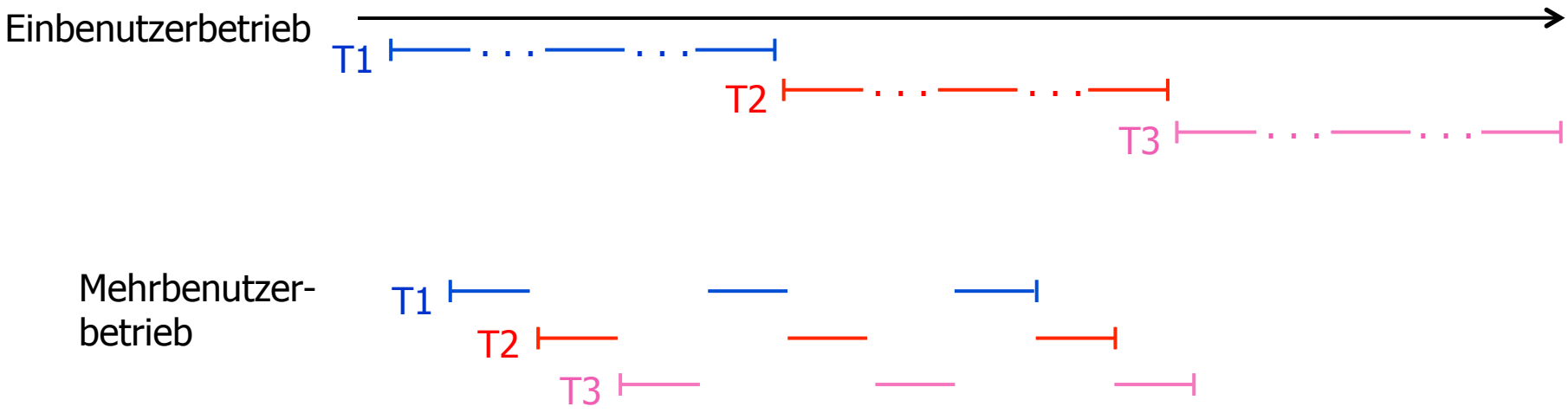
Erhaltung der DB-Konsistenz (4)

- Welche Konsistenzart garantiert jede Schicht nach erfolgreichem Abschluss einer schichtenspezifischen Operation?
  - Speichersystem → Geräte-/Dateikonsistenz (einzelne Seite)
    Jede Seite muss physisch unversehrt, d. h. lesbar oder schreibbar sein
  - Zugriffssystem → Aktionskonsistenz (mehrere Seiten)
    Sätze und Zugriffspfade müssen für Aktionen „in sich konsistent“ sein, d. h. beispielsweise: „Alle Zeiger müssen stimmen!“
  - Datensystem → DML-Operationskonsistenz (oft viele Seiten)
  - Datenbank → Transaktionskonsistenz
    Alle Constraints des DB-Schemas müssen erfüllt sein!

➥ Konsistenz einer Schicht setzt schichtenspezifische Konsistenz aller darunter liegenden Schichten voraus!

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

➥ nur durch Änderungs-TA verursacht

Abhängigkeit von nicht freigegebenen Änderungen

Geänderte, aber noch nicht freigegebene Daten werden als „schmutzig“ bezeichnet (dirty data), da die TA ihre Änderungen bis Commit (einseitig) zurücknehmen kann

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

➥ Schmutzige Daten dürfen von anderen TAs nicht in „kritischen” Operationen benutzt werden

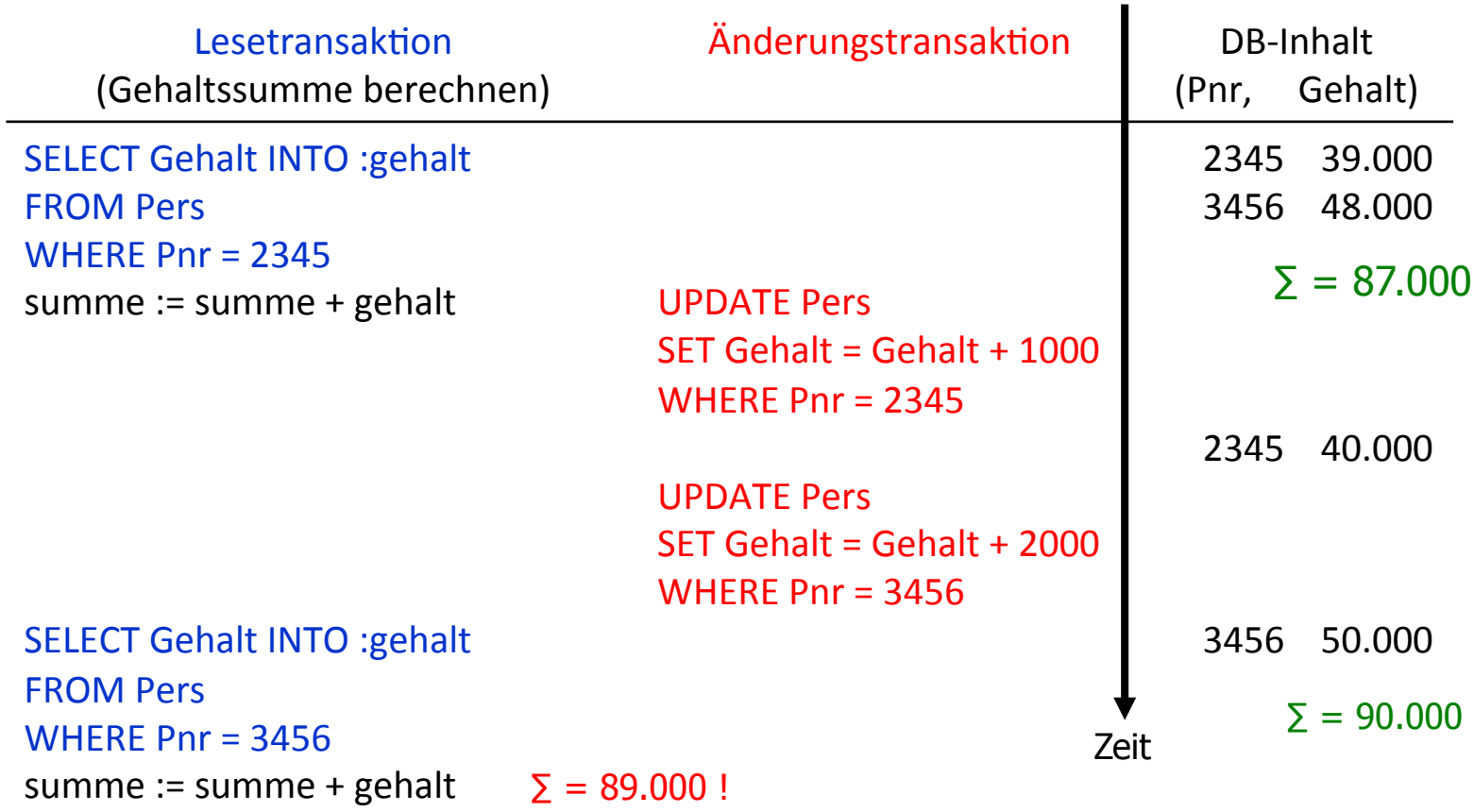
Verlorengegangene Änderung (Lost Update)

T1	T2	A in DB
read (A); *10*		*10*
	read (A); *10*	*10*
A := A – 2; *8*		*10*
write (A)		*8*
	A := A – 1; *9*	*8*
	write (A);	*9 !*

➥ Verlorengegangene Änderungen sind auszuschließen !

Inkonsistente Analyse (Non-repeatable Read)

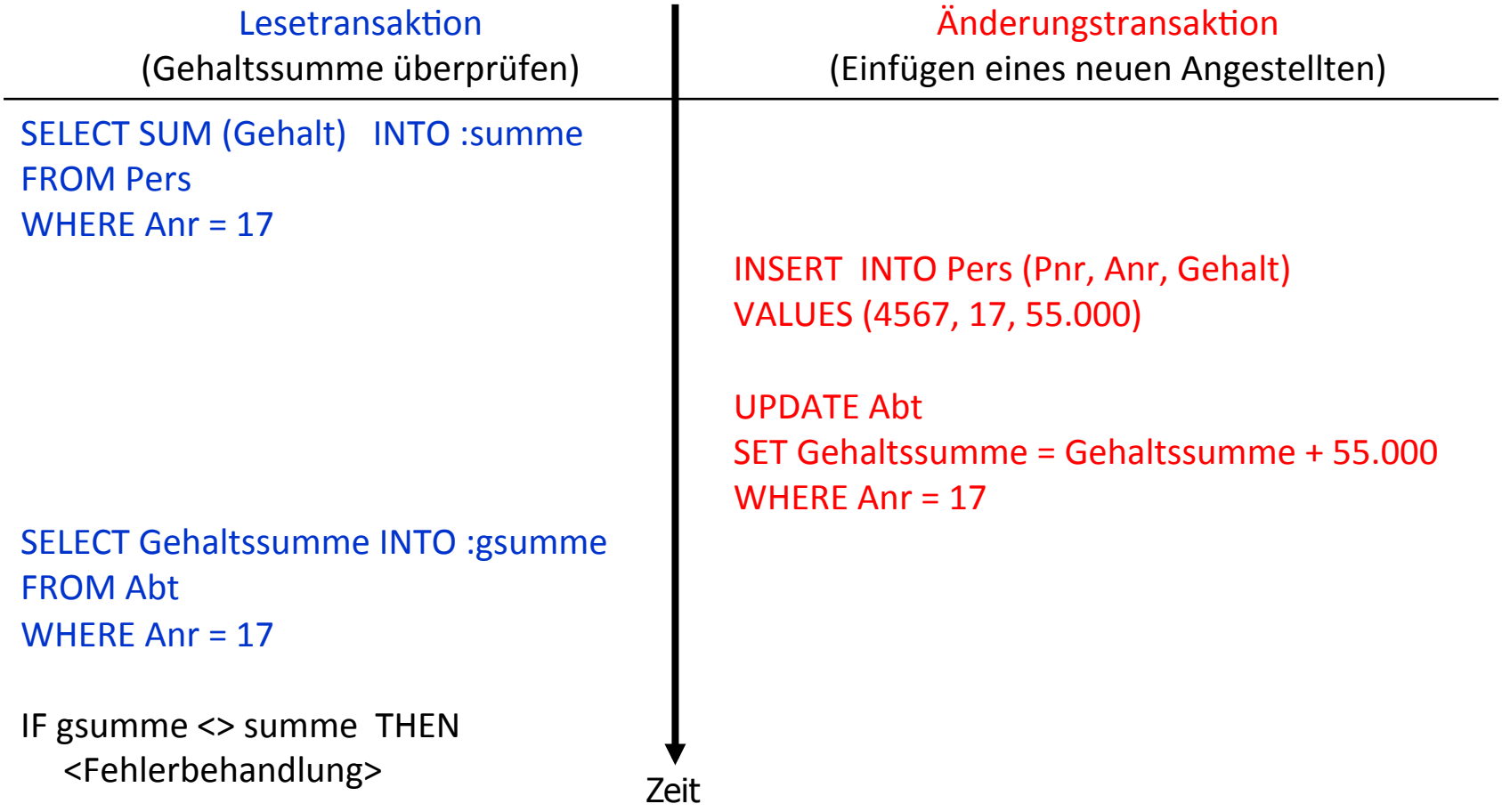
Das wiederholte Lesen einer gegebenen Folge von Daten führt auf verschiedene Ergebnisse:



Inkonsistenz auch möglich, wenn nicht wiederholt auf das gleiche Datum zugegriffen wird!

Phantom-Problem

Einfügungen können Leser zu falschen Schlussfolgerungen verleiten:

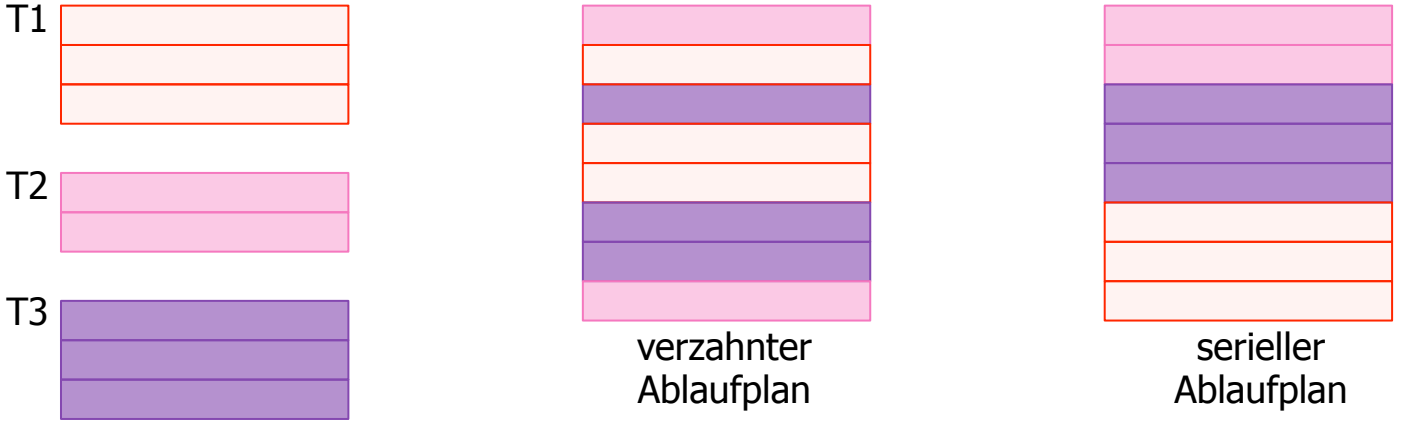


Synchronisation von Transaktionen

- 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



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 (initial: A=B=C=10)

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)
A=9, B=9, C=12		*A=9, B=9, C=12*		*A=9, B=11, C=12*	
A+B+C=30		*A+B+C=30*		*A+B+C=32*	

dasselbe Ergebnis nach T2; T1

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

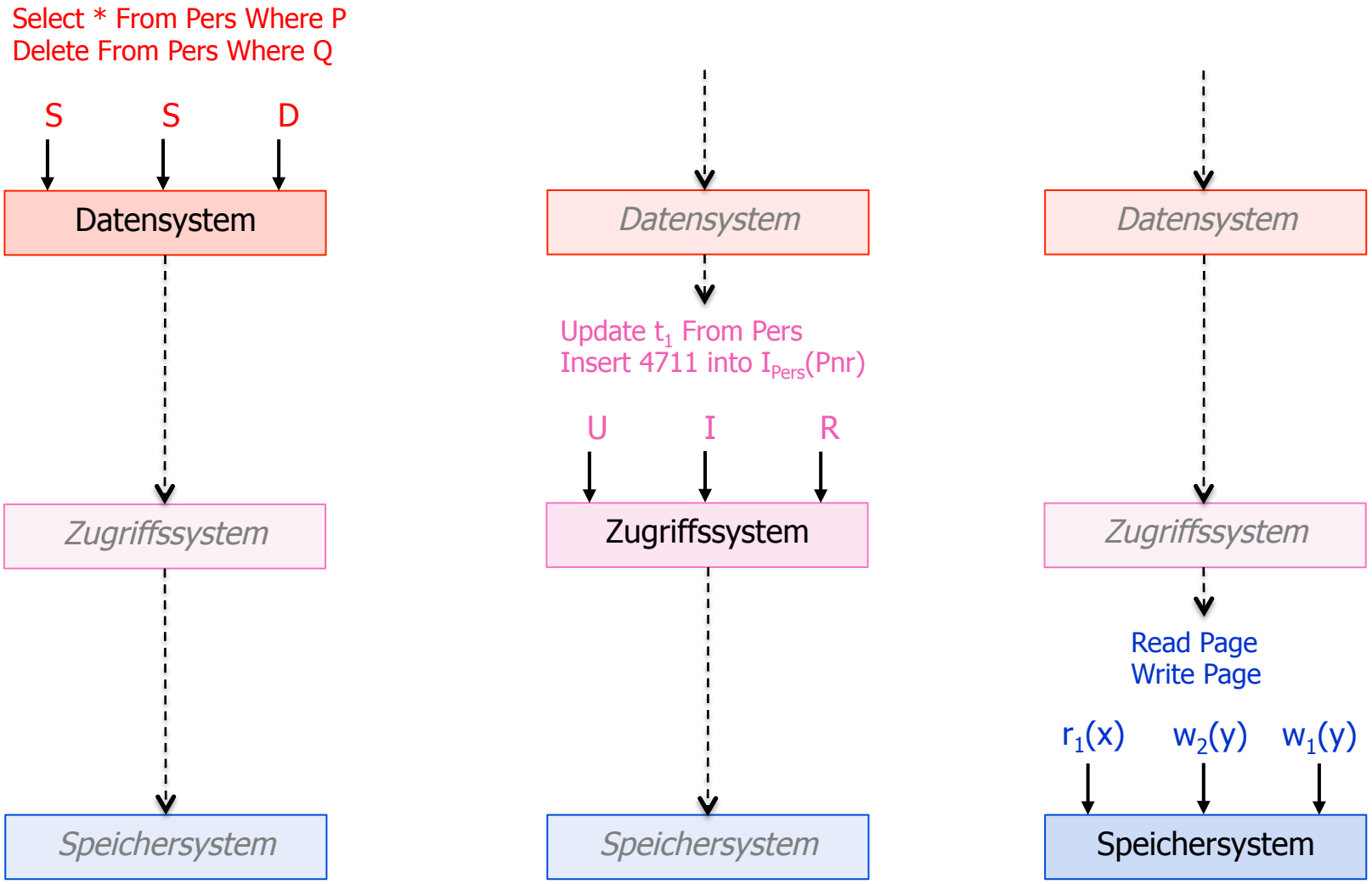
Ziel: Äquivalenz der Ergebnisse von verzahnten Ausführungen zu einer der möglichen seriellen Ausführungen

Modellbildung für die Synchronisation

- Wie kann die Korrektheit der Ausführung im Mehrbenutzerbetrieb überprüft werden?
  - Korrektheitskriterium: Konfliktserialisierbarkeit
  - Geschichtsschreiber zeichnet Historie H auf
    - Umformung der aufgezeichneten Operationsfolge H in eine äquivalente serielle Operationsfolge
    - „post mortem“-Analyse
- Tatsächliche Umsetzung
  - Scheduler überprüft jede Operation Op_i und erzwingt einen serialisierbaren Ablaufplan S (Schedule)
    - wenn Op_i in S konfliktfrei ist, wird sie ausgeführt und an S angehängt
    - sonst wird Op_i blockiert oder gar die zugehörige Transaktion zurückgesetzt

Modellbildung für die Synchronisation (2)

- Einsatzmöglichkeiten für Geschichtsschreiber oder Scheduler



Synchronisation - Modellannahmen

- 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:
    - $T = p_1\ p_2\ p_3 \ldots p_n$ mit $p_i \in \{r[x_i], w[xi]\}$
  - Eine vollständige TA hat als letzte Operation entweder einen Abbruch a oder ein Commit c
    - $T = p_1 \ldots p_n\ a$ oder $T = p_1 \ldots p_n\ c$

  ➥ 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 lässt sich wie folgt beschreiben:

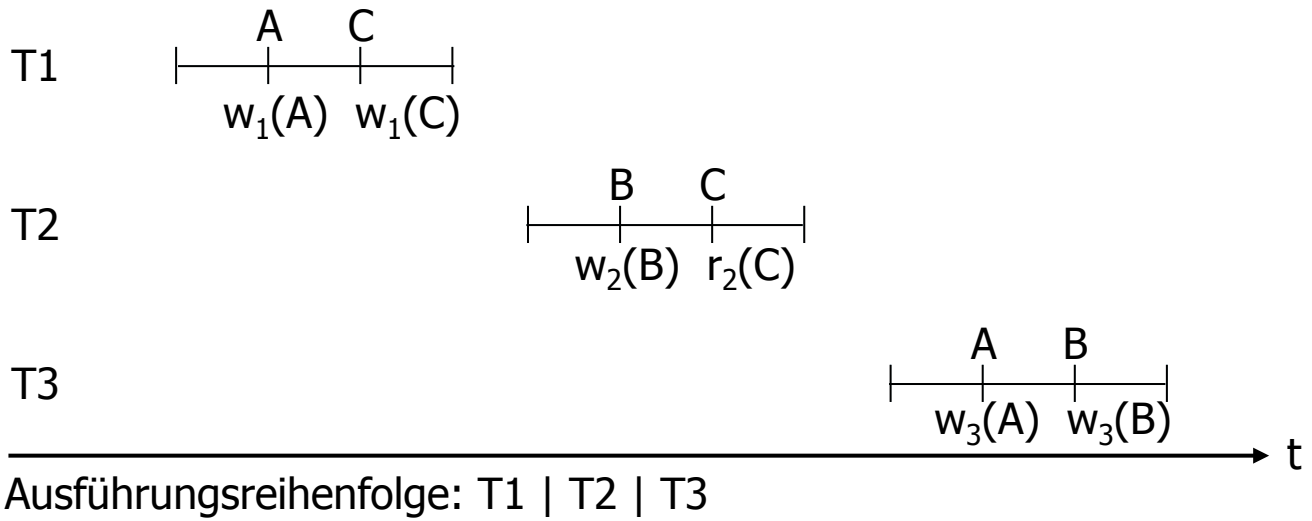
  $r_1[A]\ r_2[A]\ r_3[B]\ w_1[A]\ w_3[B]\ r_1[B]\ c_1\ r_3[A]\ w_2[A]\ a_2\ w_3[C]\ c_3\ \ldots$

Korrektheitskriterium der Synchronisation

- Serieller Ablauf von Transaktionen

TA = {T1, T2, T3}

DB = {A, B, C}



Ausführungsreihenfolge: T1 | T2 | T3

- T1 | T2 bedeutet:
  - T1 sieht keine Änderungen von T2 und
  - T2 sieht alle Änderungen von T1

Korrektheitskriterium der Synchronisation (2)

- 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

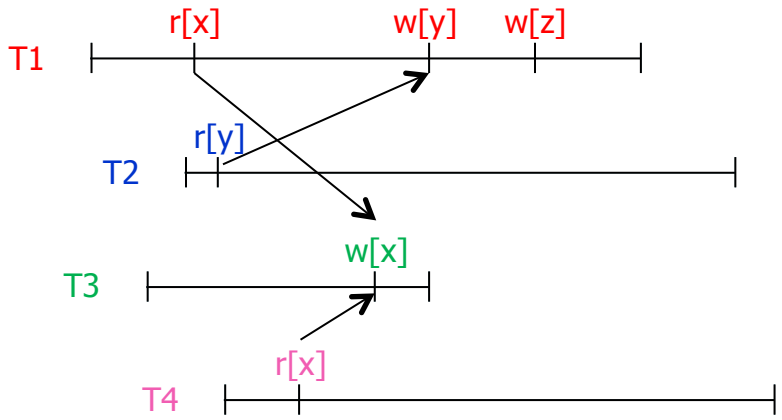
  T1, T3, T2 T2, T3, T1 T3, T2, T1

- Bei n TA gibt es n! (hier 3! = 6) mögliche serielle Ablaufpläne
- Serielle Ablaufpläne können aber verschiedene Ergebnisse haben!
  - Beispiel: Einzahlung TA1: +2000; Zinsberechnung TA2: ×1.03

Konto	Stand (= 2000)	
TA1 | TA2	4120	*TA1 → 4000; TA2 → 4120*
TA2 | TA1	4060	*TA2 → 2060; TA1 → 4060*

Konsistenzerhaltende Ablaufpläne (2)

- Deshalb: nicht alle seriellen Ablaufpläne sind möglich!

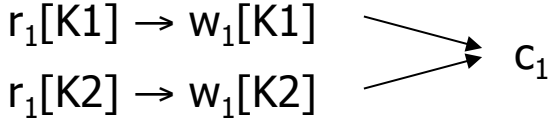


- Durch Konfliktoperationen ergeben sich Reihenfolgeabhängigkeiten, die eingehalten werden müssen
- Mögliche Reihenfolgen:
  - T2 | T1 | T4 | T3
  - T4 | T2 | T1 | T3
  - T2 | T4 | T1 | T3

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)
  - 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*
  - 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

(*) 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)

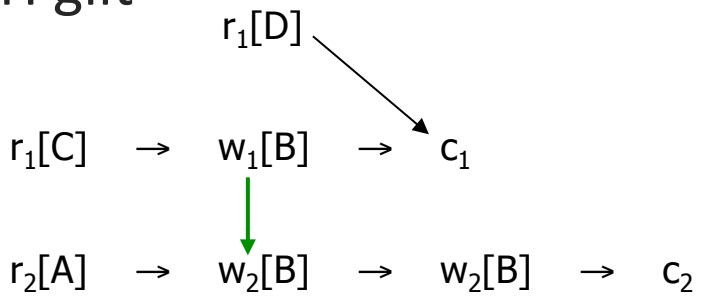
- Konfliktoperationen:

  Kritisch sind Operationen verschiedener Transaktionen auf denselben DB-Daten, wenn dieser 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!

Theorie der Serialisierbarkeit (4)

- Beschränkung auf Konflikt-Serialisierbarkeit
- Historie H für eine Menge von TA {T1, ..., Tn} ist eine Menge von Elementaroperationen mit partieller Ordnung $<_H$, so dass gilt:
  1. $H = \bigcup T_i$ (für $1 \leq i \leq n$)
     - jede TA is vollständig in H enthalten, ist also abgeschlossen
  2. $<_H \supseteq <_i$ (für $1 \leq i \leq n$)
     - $<_H$ ist verträglich mit allen $<_i$-Ordnungen
     - lokale Ordnung von ops in TA_i bleibt erhalten
  3. Für zwei Konfliktoperationen $p, q \in H$ gilt
     entweder $p <_H q$
     oder $q <_H p$
     - Reihenfolge von Konfliktop. ist immer definiert



- Ein Schedule ist ein Präfix einer Historie

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:

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

- Bemerkungen
  - Anordnung der konfliktfreien Operationen ist irrelevant
  - Reihenfolge der Operationen innerhalb einer TA bleibt invariant
  - Auswirkungen von TA-Abbruch werden später betrachtet
- Eine Historie H ist serialisierbar, wenn sie äquivalent zu einer seriellen Historie H_s ist

  ➥Mögliche (aber ineffiziente) Prüfung auf Serialisierbarkeit: Kann durch wiederholtes Vertauschen von Operationen, die nicht in Konflikt stehen, eine serielle Historie erreicht werden?

Beispiel zur Äquivalenz von Historien

- Historie H

$$H = r_1[A] \rightarrow w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1$$
$$\qquad\qquad\quad \uparrow \qquad\qquad \uparrow$$
$$\qquad\qquad\quad r_2[A] \rightarrow w_2[B] \rightarrow c_2$$

- Totale Ordnung
  - $H_1 = r_1[A] \rightarrow w_1[A] \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow w_2[B] \rightarrow c_2$
  - $H_2 = r_1[A] \rightarrow w_1[A] \rightarrow w_1[B] \rightarrow c_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow w_2[B] \rightarrow c_2$
  - $H \equiv H_1 \equiv H_2$ (ist seriell)

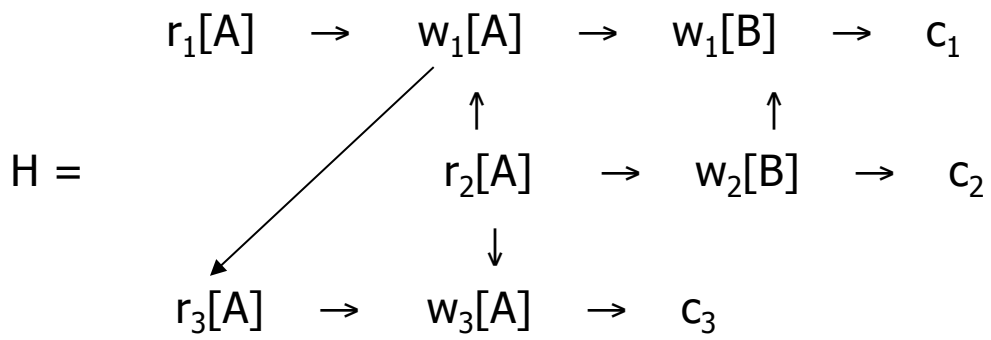
Serialisierbarkeit

- Ziel: effiziente Entscheidung der Serialisierbarkeit
- 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
- Serialisierbarkeitstheorem
  Eine Historie H ist genau dann serialisierbar, wenn der zugehörige Konfliktgraph G(H) azyklisch ist

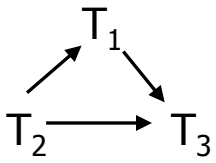
  ➥ Topologische Sortierung!
- CSR bezeichne die Klasse aller konfliktserialisierbaren Historien. Die Mitgliedschaft in CSR lässt sich in Polynomialzeit in der Menge der teilnehmenden TA testen

Serialisierbare Historie - Beispiel

- Beispiel-Historie



- Zugehöriger Konfliktgraph G(H):



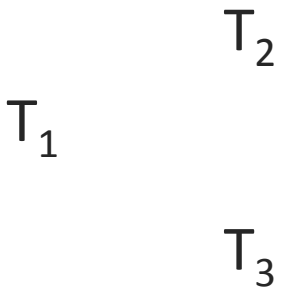
- topologische Ordnung: $T_2 \mid T_1 \mid T_3$

Serialisierbare Historie - Beispiel (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



- Topologische Ordnungen

Nicht serialisierbare Historien - Beispiele

- Lost Update

$H = r_1(A)\ r_2(A)\ w_1(A)\ w_2(A)\ c_1\ c_2$ T_1 T_2

- Inkonsistente Analyse

$H = r_2(A)\ w_2(A)\ r_1(A)\ r_1(B)\ r_2(B)\ w_2(B)\ c_1\ c_2$

T_1 T_2

Eigenschaften von Historien bzgl. Recovery

- Serialisierbarkeit ist (nur) eine Minimalanforderung
- Beispiel: Dirty Read

  $w_1(A)\ r_2(A)\ c_2\ a_1$ *serialisierbar!*
- TA T_j sollte zu jedem Zeitpunkt vor Commit lokal rücksetzbar sein
  - andere T_i dürfen nicht betroffen sein
- Serialisierbarkeitstheorie: Gebräuchliche Klassenbeziehungen
  - SR: serialisierbare Historien
  - RC: rücksetzbare Historien
  - ACA: Historien ohne kaskadierendes Rücksetzen
  - ST: strikte Historien

Schreib-/Leseabhängigkeiten

- Kritisch für lokale Rücksetzbarkeit sind Schreib-/ Leseabhängigkeiten

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

- Definition: T_i liest von T_j 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:
     $a_j \not<_H r_i[A]$
  3. Alle anderen zwischenzeitlichen Schreibvorgänge auf A durch andere TA T_k werden vor dem Lesen durch T_i zurückgesetzt:
     Wenn $w_j[A] <_H w_k[A] <_H r_i[A]$,
     dann $a_k <_H r_i[A]$

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

Rücksetzbare Historie

- Definition: Eine Historie H heißt rücksetzbar (*recoverable, RC*), falls für alle T_i, T_j, i≠j gilt:

  falls T_i von T_j liest, dann muss T_j vor T_i ihr Commit ausführen:

  $$c_j <_H c_i$$

  - $H = ... \; w_j[A] \rightarrow r_i[A] \rightarrow w_i[B] \rightarrow c_j \rightarrow ... \rightarrow a_i \; [c_i]$
- Beispiel: Dirty Read

  $H = w_1(A) \; r_2(A) \; c_2 \; a_1$

  - T_2 liest von T_1, aber kein c_1 vor c_2 ➔ H ist nicht rücksetzbar!

Historie ohne kaskadierendes Rücksetzen

Schritt	T1	T2	T3	T4	T5
0.	…				
1.	$w_1[A]$				
2.		$r_2[A]$			
3.		$w_2[B]$			
4.			$r_3[B]$		
5.			$w_3[C]$		
6.				$r_4[C]$	
7.				$w_4[D]$	
8.					$r_5[D]$
9.	a1 (abort)				

- Kaskadierendes Rücksetzen
  - abort verursacht Folge von weiteren aborts
  - beeinträchtigt die Leistungsfähigkeit des Systems
- Definition: Eine Historie vermeidet kaskadierendes Rücksetzen (*avoids cascading aborts, ACA*), wenn $c_j <_H r_i[A]$ gilt, wann immer T_i von T_j liest

➥ Änderungen dürfen erst nach Commit freigegeben werden!

Strikte Historien

- Ist folgende Historie unproblematisch?

  $H = r_1[B] \rightarrow r_2[C] \rightarrow w_1[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_1[A] \rightarrow a_1 \rightarrow r_2[A] \rightarrow c_2$

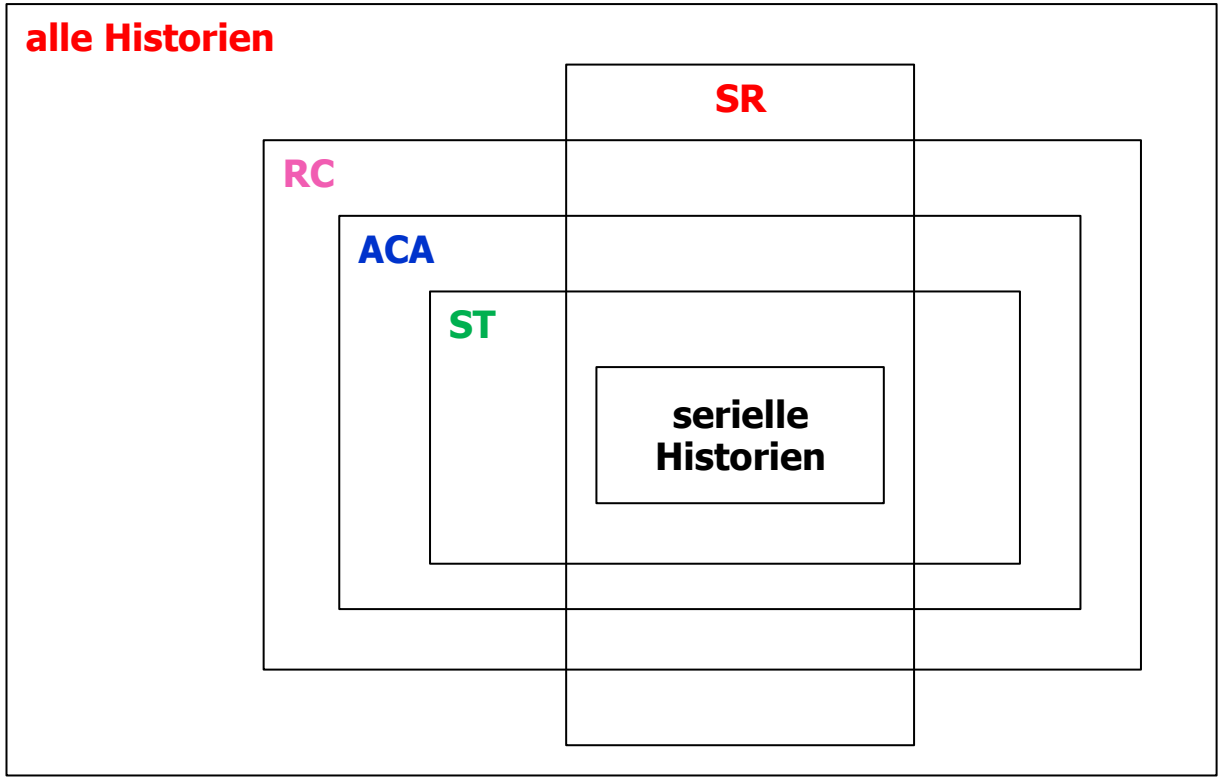
  - H ist serialisierbar: $SG(H) = T_1 \rightarrow T_2$
  - H ist ACA, da T_2 NICHT von T_1 liest (warum?)
  - Problem: Abort-Behandlung von T_1 wird kompliziert
    - typisches Vorgehen (UNDO-Recovery): für alle w(X) den Zustand von X direkt vor dem Schreiben wiederherstellen
    - "blindes" Schreiben von B durch T_2 würde dadurch fälschlicherweise auch rückgängig gemacht!
    - Problem wird durch strikte Historien vermieden
- Definition: Eine Historie H ist strikt, wenn für je zwei TA T_i und T_j gilt:

  Wenn $w_j[A] <_H o_i[A]$ (mit $o_i = r_i$ oder $o_i = w_i$),

  dann muss gelten: $c_j <_H o_i[A]$ oder $a_j <_H o_i[A]$

Klassen von Historien

- Beziehungen zwischen den Klassen



➥ Scheduler sollte nur Historien aus SR ∩ ACA zulassen!

Klassen von Historien (2)

- Beispiele

H: $r_1[C] \rightarrow w_1[B] \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_1$

$r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2$

H_{SR}: $r_1[C] \rightarrow r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_1[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_1 \rightarrow c_2$ *(nicht RC)*

H_{RC}: $r_1[C] \rightarrow r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_1[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_2 \rightarrow c_1$ *(nicht ACA)*

H_{ACA}: $r_1[C] \rightarrow r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_1[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2 \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_1$ *(nicht ST)*

H_{ST}: $r_1[C] \rightarrow r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2 \rightarrow w_1[B] \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_1$ *(nicht S)*

H_S: $r_2[B] \rightarrow w_2[B] \rightarrow w_2[A] \rightarrow c_2 \rightarrow r_1[C] \rightarrow w_1[B] \rightarrow r_1[A] \rightarrow c_1$

- Scheduler gewährleistet die Einhaltung der Konfliktserialisierbarkeit der gewählten Klasse
  - hier nur Diskussion einfacher Sperrverfahren
  - Scheduler heißt Sperrverwalter oder Lock Manager

RX-Sperrverfahren

- Sperrmodi
  - Sperrmodus des Objektes: NL (no lock), R (read), X (exclusive)
  - Sperranforderung einer Transaktion: R, X
- Kompatibilitätsmatrix:

angeforderter Modus der TA \ aktueller Modus des Objekts	NL	R	X
R	+	+	-
X	+	-	-

  - Falls Sperre nicht gewährt werden kann, muss die anfordernde TA warten, bis das Objekt freigegeben wird (Commit/Abort der die Sperre besitzenden TA)
  - Wartebeziehungen werden in einem Wait-for-Graph (WfG) verwaltet

RX-Sperrverfahren (2)

- Ablauf von Transaktionen

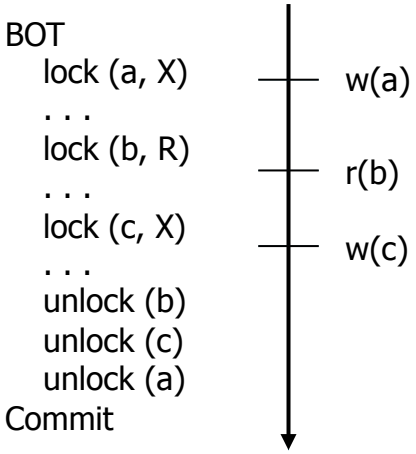
T1	T2	a	b	Bem.
		NL	NL	
lock(a, X)		X_1		
. . .				
	lock (b, R)		R_2	
	. . .			
lock (b, R)			R_2, R_1	
	lock (a, R)	X_1		T2 wartet,
				WfG: $T_2 \xrightarrow{a} T_1$
. . .				
unlock (a)		NL –> R_2		T2 wecken,
. . .	. . .			WfG: -
unlock (b)			R_2	

Zweiphasen-Sperrprotokolle

- Einhaltung folgender Regeln gewährleistet Serialisierbarkeit:
  - Vor jedem Objektzugriff muss Sperre mit ausreichendem Modus angefordert werden
  - Gesetzte Sperren anderer TA sind zu beachten
  - Eine TA darf nicht mehrere Sperren für ein Objekt anfordern
  - Zweiphasigkeit (*two-phase locking*, 2PL):
    - Anfordern von Sperren erfolgt in einer Wachstumsphase
    - Freigabe der Sperren in Schrumpfungsphase
    - Sperrfreigabe kann erst beginnen, wenn alle benötigten Sperren gehalten werden
  - Spätestens bei Commit sind alle Sperren freizugeben

Zweiphasen-Sperrprotokolle - Beispiel

- Beispiel für ein 2PL-Protokoll



Zugriff auf n Sätze einer Tabelle
- einzelne Sätze oder ganze Tabelle sperren?
- dynamische Entscheidung: Sperr-Eskalation

- An der SQL-Schnittstelle ist die Sperranforderung und –freigabe nicht sichtbar!
  - erfolgt implizit/automatisch beim Ausführen von DML-Befehlen

Zweiphasen-Sperrprotokolle (2)

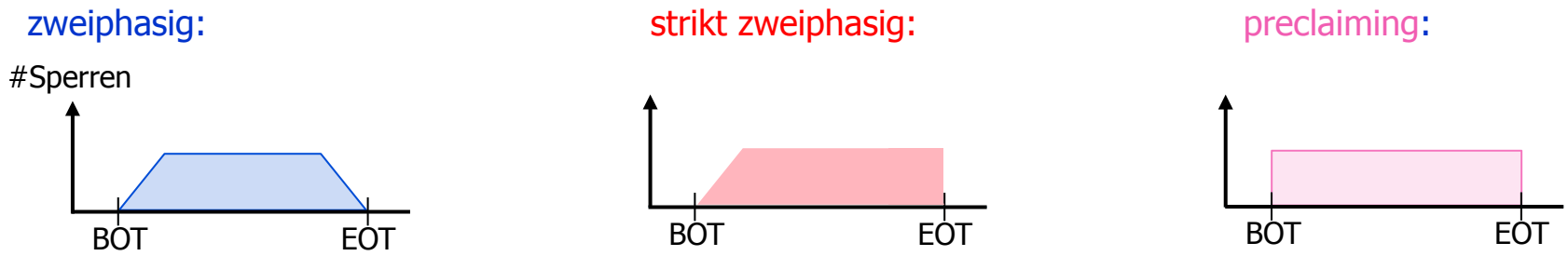
- Anwendung des 2PL-Protokolls

T1	T2	Bem.
BOT		
lock (a,X)		
read (a)		
write(a)		
	BOT	
	lock (a, X)	T2 wartet, WfG: $T_2 \xrightarrow{a} T_1$
lock (b, X)		
read (b)		
unlock (a)		T2 wecken, WfG: -
	read (a)	
	write (a)	
	unlock (a)	
	commit	
unlock (b)		
abort!		**dirty read!**

➥ Zweiphasiges Protokoll reicht für den praktischen Einsatz nicht aus !

Zweiphasen-Sperrprotokolle (3)

- Formen der Zweiphasigkeit

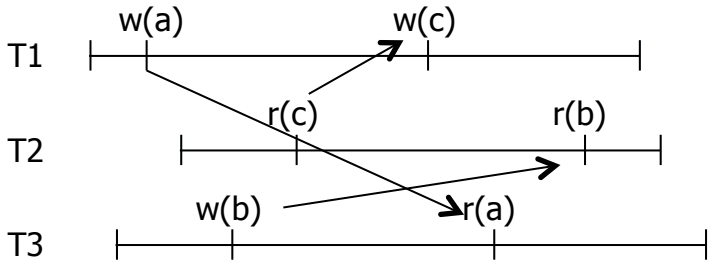


- Strikte 2PL-Protokolle
  - SS2PL (strong 2PL) gibt alle Sperren (X und R) erst bei Commit frei
  - S2PL (strict 2PL) gibt alle X-Sperren erst bei Commit frei
  - Sie verhindern dadurch dirty reads und kaskadierendes Rücksetzen

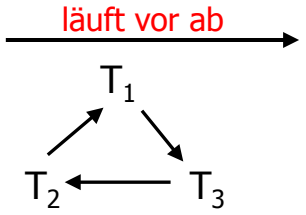
Verklemmungen (Deadlocks)

➥ Auftreten von Verklemmungen ist inhärent und kann bei pessimistischen Methoden (blockierende Verfahren) nicht vermieden werden.

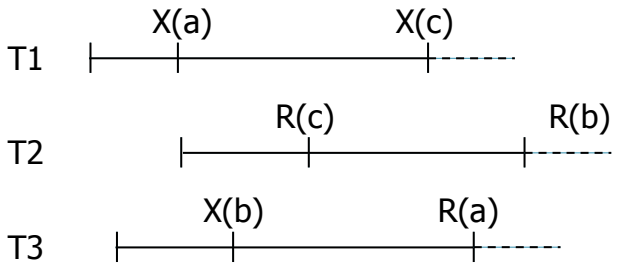
- Nicht-serialisierbare Historie



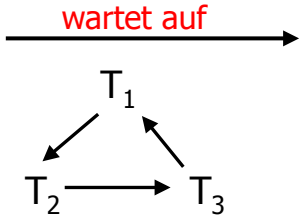
SG



- RX-Verfahren verhindert das Auftreten einer nicht-serialisierbaren Historie, aber nicht (immer) Deadlocks



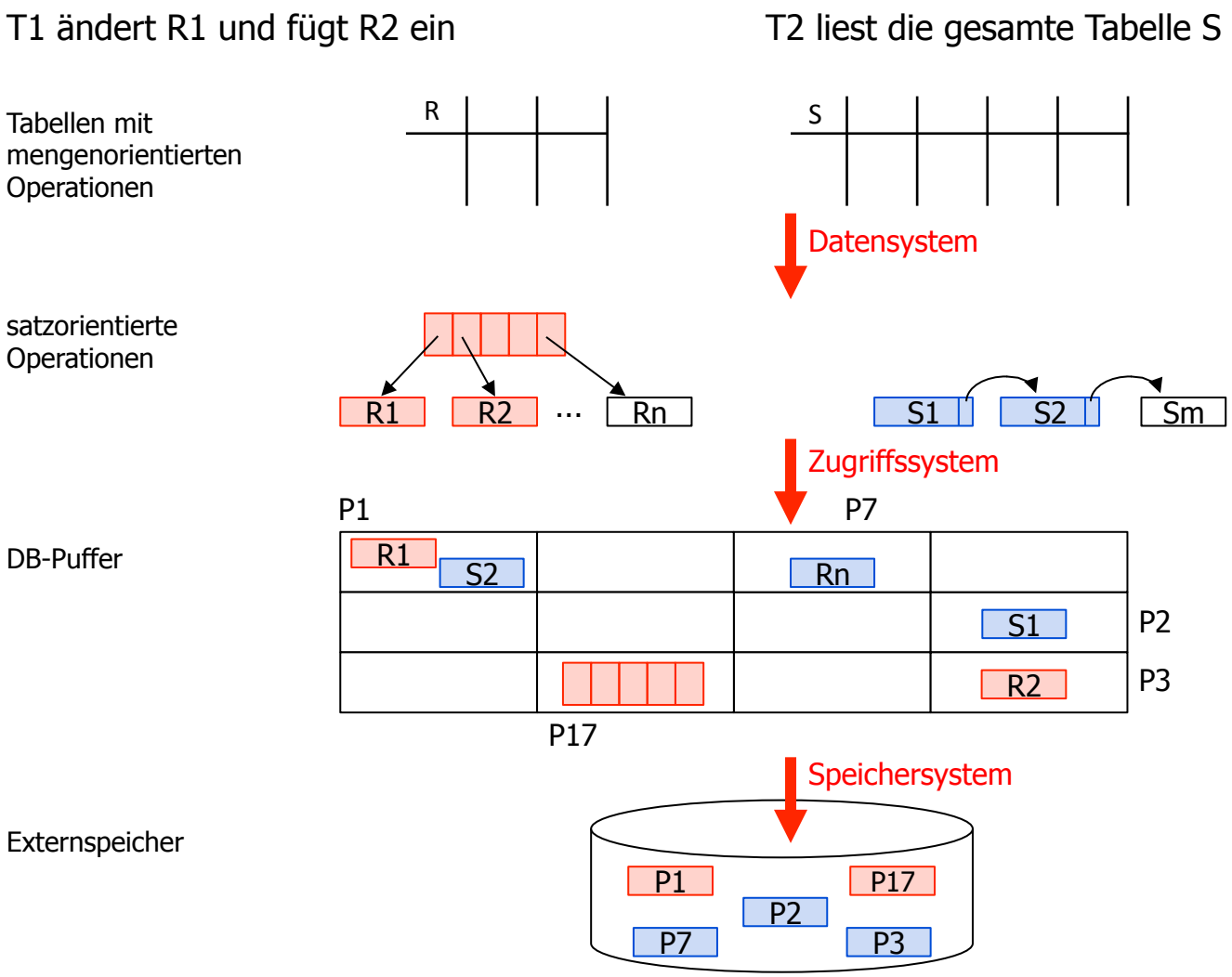
WfG



Logging und Recovery

- Aufgabe des DBMS: Automatische Behandlung aller erwarteten Fehler
- Was sind erwartete Fehler?
  - DB-Operation wird zurückgewiesen, Commit wird nicht akzeptiert, . . .
  - Stromausfall, DBMS-Probleme, . . .
  - Geräte funktionieren nicht (Spur, Zylinder, Platte defekt)
- Vorausgesetzt wird (für das Fehlermodell)
  - korrektes Verhalten von DBMS, Gerätesteuerung, Korrektur von Lesefehlern
- Fehlermodell von zentralisierten DBMS
  - Transaktionsfehler (z. B. Deadlock) → Transaktions-Recovery
  - Systemfehler (Verlust aller HSP-Inhalte) → Crash-Recovery
  - Gerätefehler → Medien-Recovery
  - Katastrophen → Katastrophen-Recovery
- Erhaltung der physischen Datenintegrität
  - Periodisches Erstellen von Datenkopien
  - Führen von Änderungsprotokollen für den Fehlerfall (Logging)
  - Bereitstellen von Wiederherstellungsalgorithmen im Fehlerfall (Recovery)

Was passiert bei einem Crash?

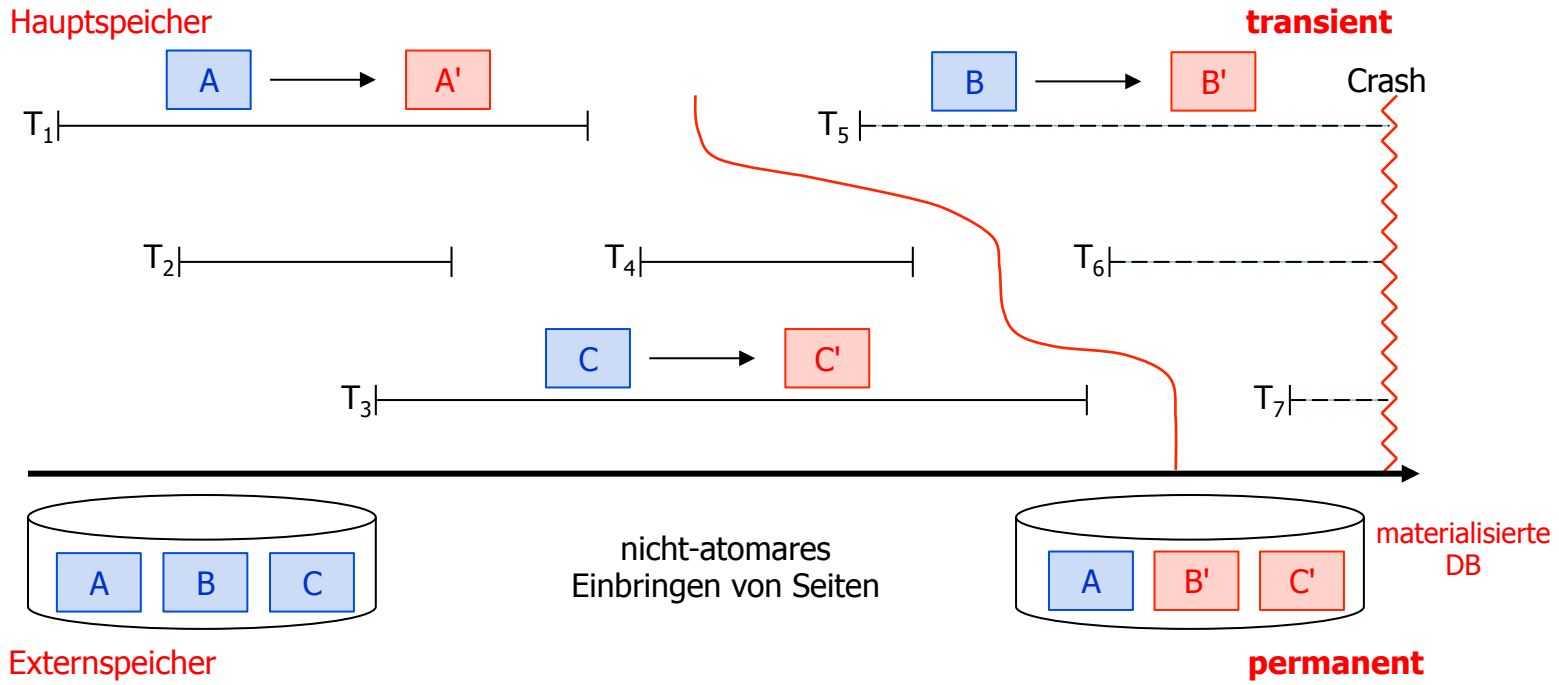


- Geändert: P1, P3, P17, davon P1, P17 schon auf Platte geschrieben

Logging und Recovery (2)

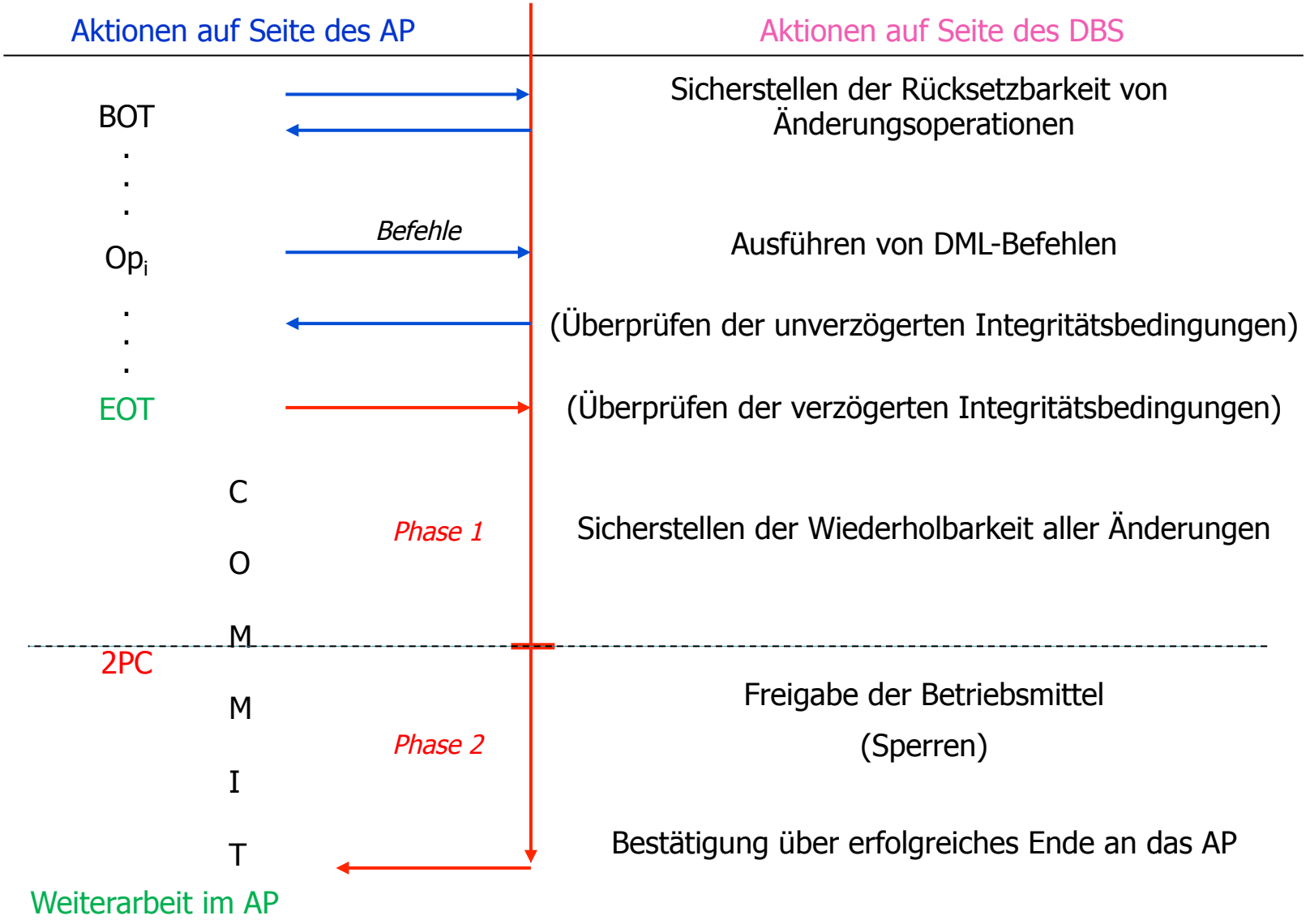
- Logging
  - Sammeln von Redundanz im Normalbetrieb zur Fehlerbehebung
  - Verschiedene Verfahren für Logging (logisch, physisch, physiologisch)
- DBMS garantiert physische Datenintegrität
  - Bei jedem Fehler (z. B. Ausfall des Rechners, Crash des Betriebssystems oder des DBMS, Fehlerhaftigkeit einzelner Transaktionsprogramme) wird eine „korrekte“ Datenbank rekonstruiert
  - Nach einem (Teil-)Crash ist immer der jüngste transaktionskonsistente Zustand der DB zu rekonstruieren, in dem alle Änderungen von Transaktionen enthalten sind, die vor dem Zeitpunkt des Fehlers erfolgreich beendet waren und sonst keine
  - automatische Wiederherstellung bei Restart (Wiederanlauf) des Systems

Logging und Recovery (3)



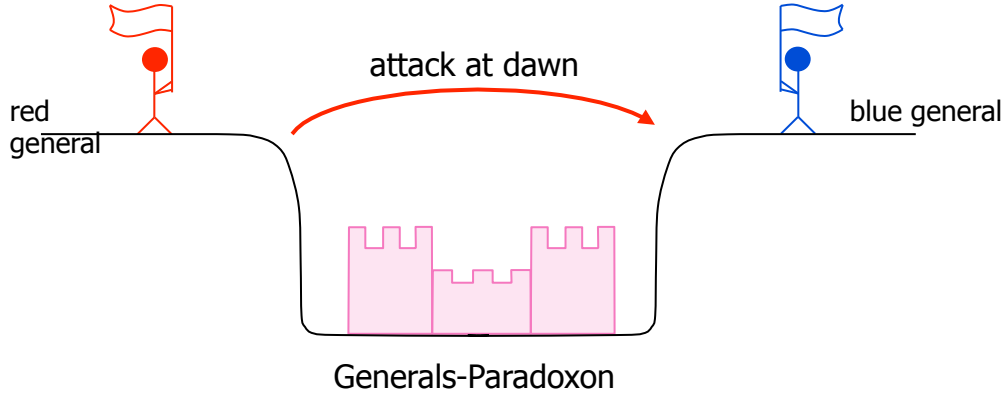
- Maßnahmen beim Wiederanlauf (siehe auch Beispiel)
  - Ermittlung der beim Crash aktiven Transaktionen (T_5, T_6, T_7)
  - Wiederholen (REDO) der Änderungen von abgeschlossenen Transaktionen, die vor dem Crash nicht in die Datenbank zurückgeschrieben waren (A → A')
  - Rücksetzen (UNDO) der Änderungen der aktiven Transaktionen in der Datenbank (B' → B)

Schnittstelle zwischen AP und DBS – transaktionsbezogene Aspekte



Verarbeitung in Verteilten Systemen

- Ein verteiltes System besteht aus autonomen Subsystemen, die koordiniert zusammenarbeiten, um eine gemeinsame Aufgabe zu erfüllen
  - Client/Server-Systeme
  - Mehrrechner-DBS, . . .
- Beispiel: The „Coordinated Attack“ Problem



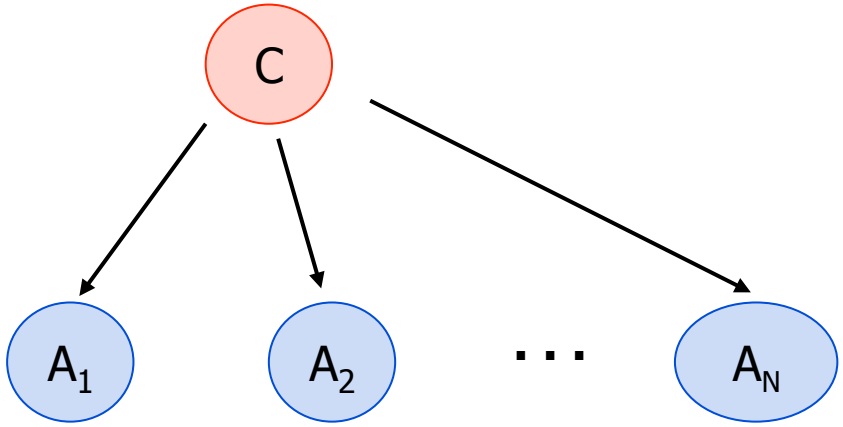
- Grundproblem verteilter Systeme: Mangel an globalem (zentralisiertem) Wissen
  - ➥ symmetrische Kontrollalgorithmen sind oft zu teuer/ineffektiv
  - ➥ fallweise Zuordnung der Kontrolle

Verarbeitung in Verteilten Systemen (2)

- Erweitertes Transaktionsmodell
  - verteilte Transaktionsbearbeitung (Primär-, Teiltransaktionen)
  - zentralisierte Steuerung des Commit-Protokolls

1 Koordinator

N Teiltransaktionen (Agenten)



➥ *rechnerübergreifendes Mehrphasen-Commit-Protokoll notwendig, um Atomarität einer globalen Transaktion sicherzustellen*

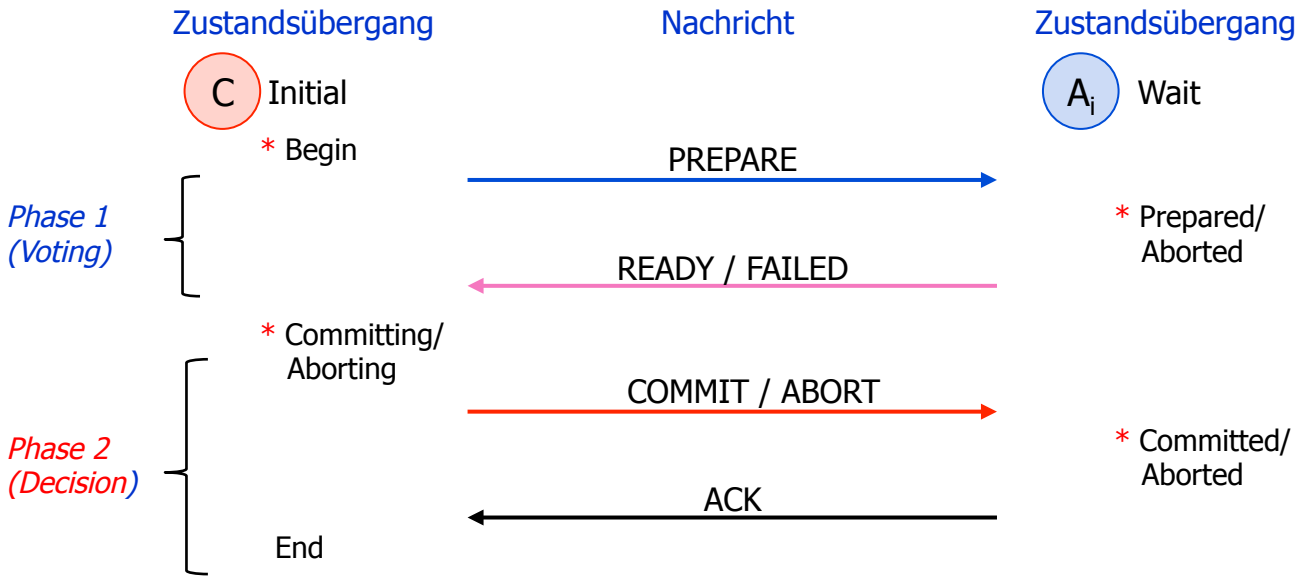
Verarbeitung in Verteilten Systemen (2)

- Anforderungen an geeignetes Commit-Protokoll:
  - Geringer Aufwand (#Nachrichten, #Log-Ausgaben)
  - Minimale Antwortzeitverlängerung (Nutzung von Parallelität)
  - Robustheit gegenüber Rechnerausfällen und Kommunikationsfehlern

  ➥ Zentralisiertes Zweiphasen-Commit-Protokoll stellt geeignete Lösung dar
- Erwartete Fehlersituationen
  - Transaktionsfehler
  - Systemfehler (Crash)
    - i. allg. partielle Fehler (Rechner, Verbindungen, ...)
  - Gerätefehler

➥ Fehlererkennung z. B. über Timeout

Zentralisiertes Zweiphasen-Commit



* Synchrone Log-Ausgabe (log record is force-written)
„End" ist wichtig für Garbage Collection im Log von C

- Protokoll (Basic 2PC)
  - Folge von Zustandsänderungen für Koordinator und für Agenten
    - Protokollzustand auch nach Crash eindeutig: synchrones Logging
    - Sobald C ein NO VOTE (FAILED) erhält, entscheidet er ABORT
    - Sobald C die ACK-Nachricht von allen Agenten bekommen hat, weiß er, dass alle Agenten den Ausgang der TA kennen
      - ➥ C kann diese TA vergessen, d. h. ihre Log-Einträge im Log löschen!
  - Warum ist das 2PC-Protokoll blockierend?

Commit: Kostenbetrachtungen

- Vollständiges 2PC-Protokoll (N = #Teil-TA, davon M = #Leser)
  - Nachrichten: 4N
  - Log-Ausgaben (forced log writes): 2 + 2N
  - Antwortzeit:
    längste Runde in Phase 1 (kritisch, weil Betriebsmittel blockiert)
    + längste Runde in Phase 2
- Aufwand bei spezieller Optimierung für Leser:
  Lesende Teil-TA nehmen nur an Phase 1 teil, dann Freigabe der Sperren
  - Nachrichten: 4N – 2M
  - Log-Ausgaben: 2 + 2N – 2M für N > M
- Lässt sich das zentralisierte 2PC-Protokoll weiter optimieren?

Zusammenfassung

- Transaktionsparadigma
  - Verarbeitungsklammer für die Einhaltung der Constraints des DB-Schemas
  - Verdeckung der Nebenläufigkeit (concurrency isolation)
    - ➥ Synchronisation
  - Verdeckung von (erwarteten) Fehlerfällen (failure isolation)
    - ➥ Logging und Recovery
- Erhaltung der semantischen Datenintegrität
  - Beschreibung der „Richtigkeit“ von Daten durch Prädikate und Regeln
  - Unterscheide: Transaktionskonsistenz, Operationskonsistenz, Aktionskonsistenz, Gerätekonsistenz
- Beim ungeschützten und konkurrierenden Zugriff von Lesern und Schreibern auf gemeinsame Daten können Anomalien auftreten
- Theorie der Serialisierbarkeit
  - Konfliktoperationen:
    Kritisch sind Operationen verschiedener Transaktionen auf denselben DB-Daten, wenn diese Operationen nicht reihenfolgeunabhängig sind!
  - Serialisierbarkeitstheorem:
    Eine Historie H ist genau dann serialisierbar, wenn der zugehörige Konfliktgraph G(H) azyklisch ist

Zusammenfassung (2)

- 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 (Deadlock-Problem ist inhärent)
  - Basis-Protokoll: 2PL

  ➥ Sperrverfahren sind pessimistisch und universell einsetzbar
- Logging- und Recovery-Verfahren
  - automatische Behandlung für erwartete Fehler
  - Fehlerarten: Transaktions-, System-, Gerätefehler und Katastrophen
- Zweiphasen-Commit-Protokolle (2PC)
  - Hoher Aufwand an Kommunikation und E/A
  - Optimierungsmöglichkeiten sind zu nutzen
  - Maßnahmen erforderlich, um Blockierungen zu vermeiden!

  ➥ Kritische Stelle: Ausfall von C