

6. Grundlagen des Transaktionskonzepts

Stefan DeBloch

Atomarität von
DB-Operationen
und Trans-
Aktionen?

Erhaltung der DB-
Konsistenz

Anomalien im
Mehrbenutzer-
betrieb

Synchronisation
von Transaktionen

Theorie der
Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-
Sperrprotokolle
(2PL)

Logging und
Recovery

Zwei-Phasen-
Commit-
Protokoll (2PC)

- 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 ...

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ 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!**²

■ 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 Lecture)

- Verfügbarkeit heute (optimistisch):³
 - für Web-Sites: 99%
 - für gut administrierte Systeme: 99,99%
 - höchstens: 99,999%
- Künftige Verfügbarkeit
 - da fehlen noch 3 9-er
 - bis wann zu erreichen???

2. In petabyte systems, disk failures will daily occur (Q. Xin et al.)

3. Despite marketing campaigns promising 99,999% availability, well-managed servers today achieve 99,9% to 99%, or 8 to 80 hours downtime per year (Armando Fox)

Mögliche Ausgänge einer Transaktion

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

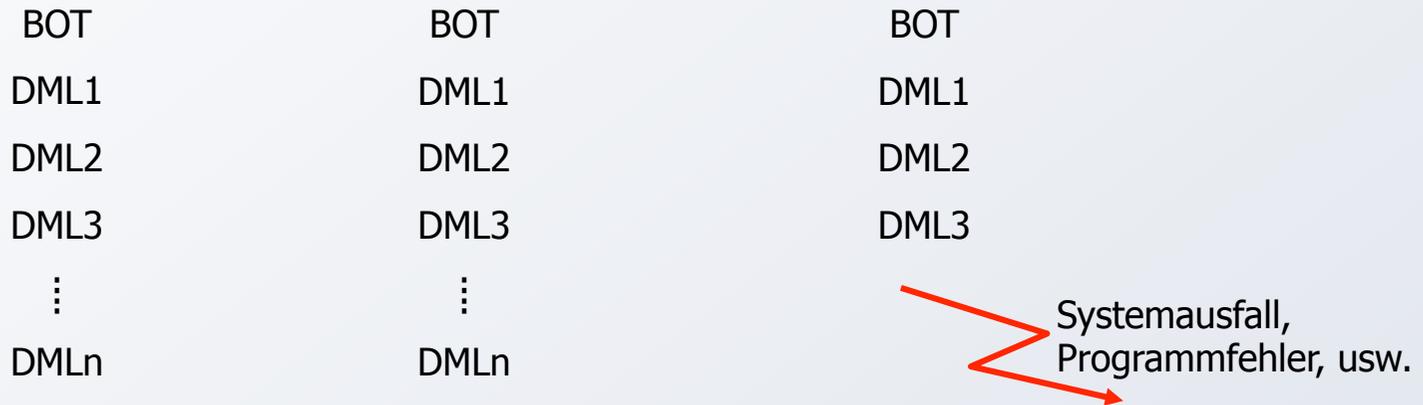
Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)



COMMIT

ROLLBACK

erzwungenes ROLLBACK

normales Ende

abnormales Ende

erzwungenes
abnormales Ende

Systemausfall,
Programmfehler, usw.

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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 (DBAW)

Bausteine für Transaktionen – Atomare Aktionen

- Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?
- Erhaltung der DB-Konsistenz
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
- Synchronisation von Transaktionen
- Theorie der Serialisierbarkeit
- Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)
- Logging und Recovery
- Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Schichtenspezifische Operationen

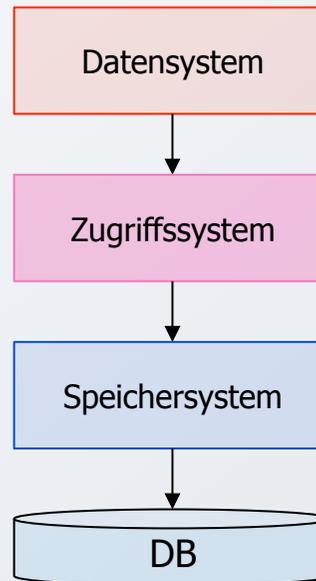
Select ... From ... Where
Insert ... Into

Füge Satz ein
Modifiziere Zugriffspfad

Stelle Seite bereit
Gib Seite frei

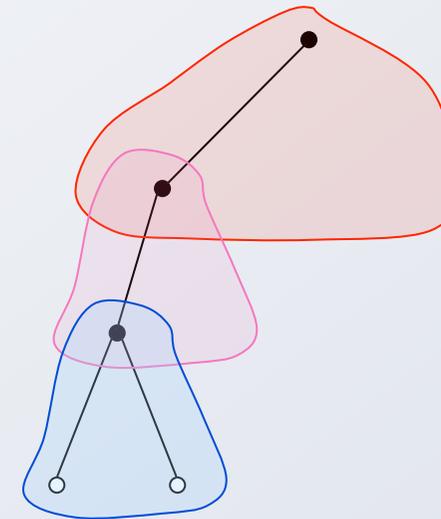
Lies/Schreibe Seite

Atomare Aktionen und Benutzerhierarchie



Gedankenversuch

Abwicklung einer SQL-Op



Zeitpunkt 1

Auch atomare Aktionen sind Abstraktionen !

Bausteine für Transaktionen – Atomare Aktionen (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Schichtenspezifische Operationen

Gedankenversuch

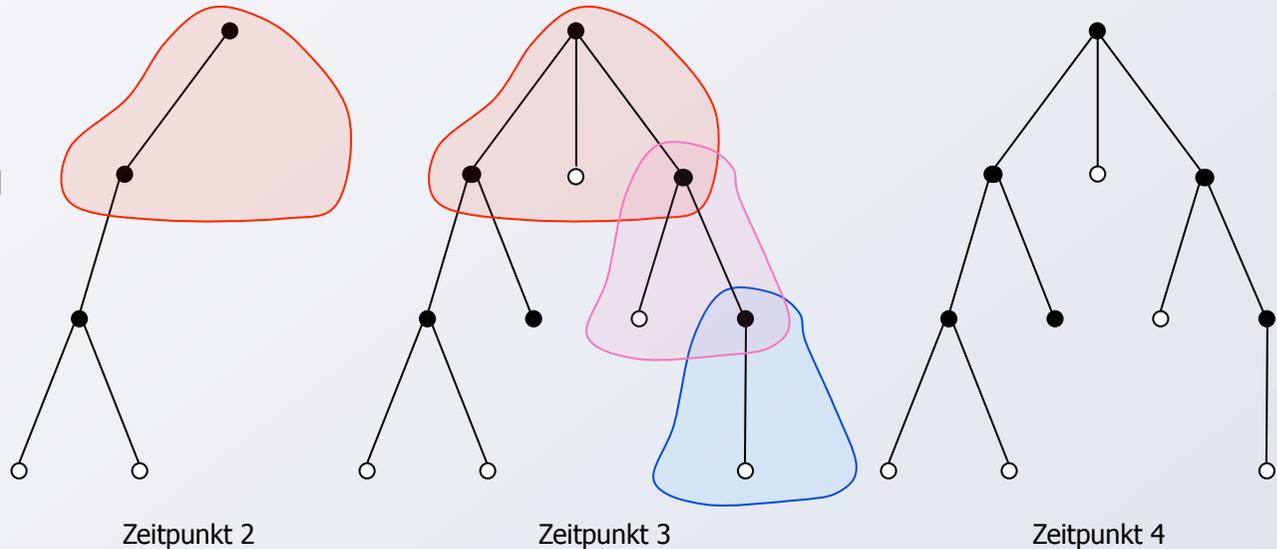
Abwicklung einer SQL-Op

Select ... From ... Where
Insert ... Into

Füge Satz ein
Modifiziere Zugriffspfad

Stelle Seite bereit
Gib Seite frei

Lies/Schreibe Seite



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

Schutzbedürfnis einer flachen Transaktion und Zusicherungen an den Programmierer

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Schichtenspezifische Operationen

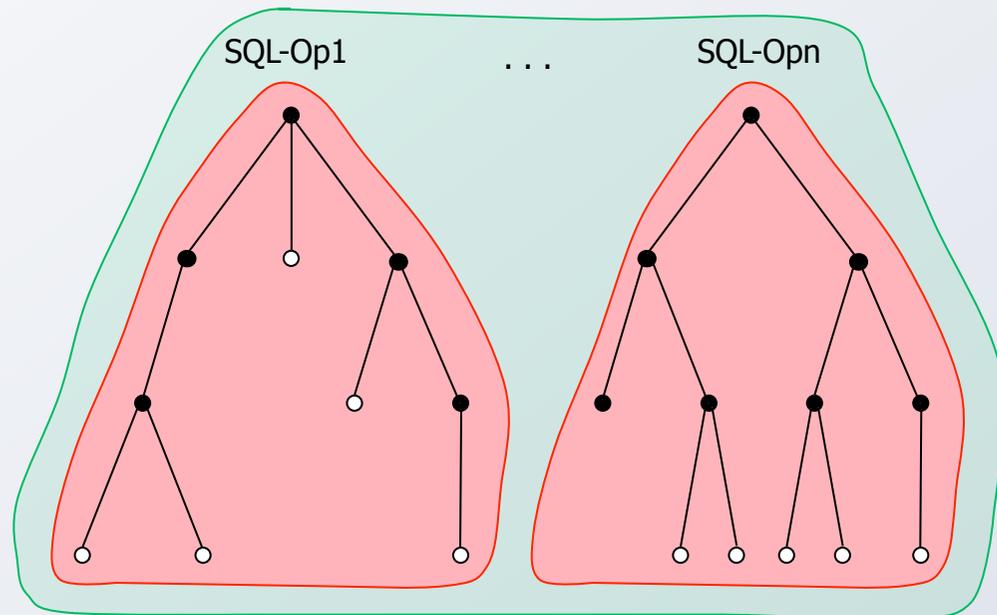
Select ... From ... Where
Insert ... Into

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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

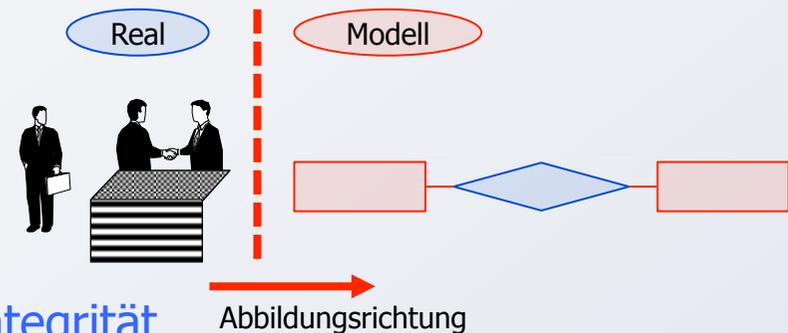
Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ Abbildung der Miniwelt



■ Erhaltung der semantischen Datenintegrität

- Beschreibung der „Richtigkeit“ von Daten durch Prädikate⁴ 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.*

4. „Ohne Ziel ist jeder Schuss ein Treffer“ oder „ohne Spezifikation von Constraints ist jeder Zustand richtig“.

Erhaltung der DB-Konsistenz (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

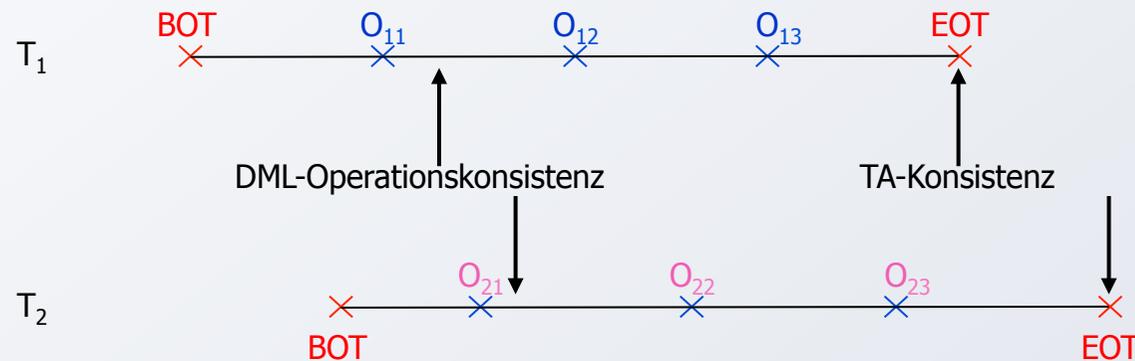
Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Konsistenz der Transaktionsverarbeitung

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



BOT: Begin of Transaction

EOT (Commit): End of Transaction

O_{ij}: DB-Operation; Lese- und Schreiboperationen auf DB-Daten

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

Erhaltung der DB-Konsistenz (3)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

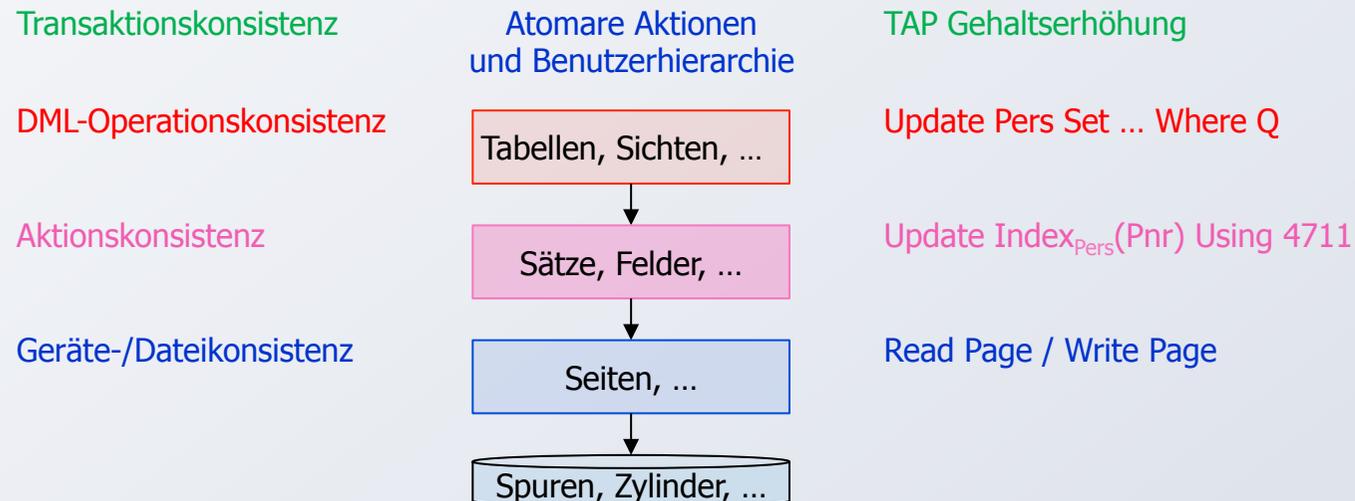
Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Verfeinerung des Konsistenzbegriffes

- Transaktionsatomarität impliziert **Transaktionskonsistenz**: nur Änderungen erfolgreicher Transaktionen sind in der DB enthalten
- Anweisungsatomarität impliziert **DML-Operationskonsistenz**⁵: 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

Systemhierarchie + DB-Konsistenz



5. **„Golden Rule“** nach C. J. Date: No update operation must ever be allowed to leave any relation or view (relvar) in a state that violates its own predicate. Likewise no update transaction must ever be allowed to leave the database in a state that violates its own predicate.

Erhaltung der DB-Konsistenz (5)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ Welche Konsistenzart garantiert jede Schicht nach erfolgreichem Abschluss einer schichtenspezifischen Operation?

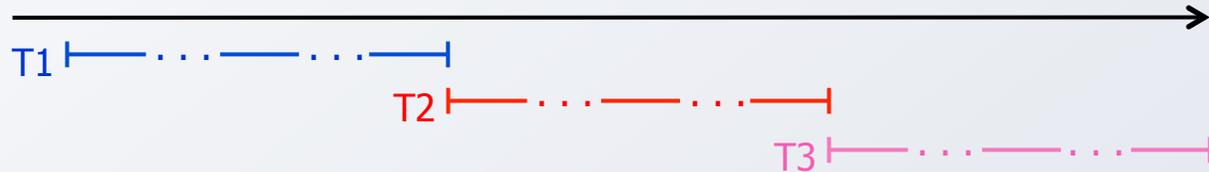
- Speichersystem → Geräte-/Dateikonsistenz (einzelne Seite)
Jede Seite muss physisch unversehrt, d. h. lesbar oder schreibbar sein
- Zugriffssystem → Aktionskonsistenz (mehrere Seiten)
Sätze und Zugriffspfade müssen für Aktionen „in sich konsistent“ sein, d. h. beispielsweise: „Alle Zeiger müssen stimmen!“
- 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

Einbenutzerbetrieb



Mehrbenutzerbetrieb



- 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)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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

Abhängigkeit von nicht freigegebenen Änderungen

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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); 10		10
	read (A); 10	10
A := A - 2; 8 write (A)		10
		8
	A := A - 1; 9 write (A);	8
		9!

➔ Verlorengegangene Änderungen sind auszuschließen !

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

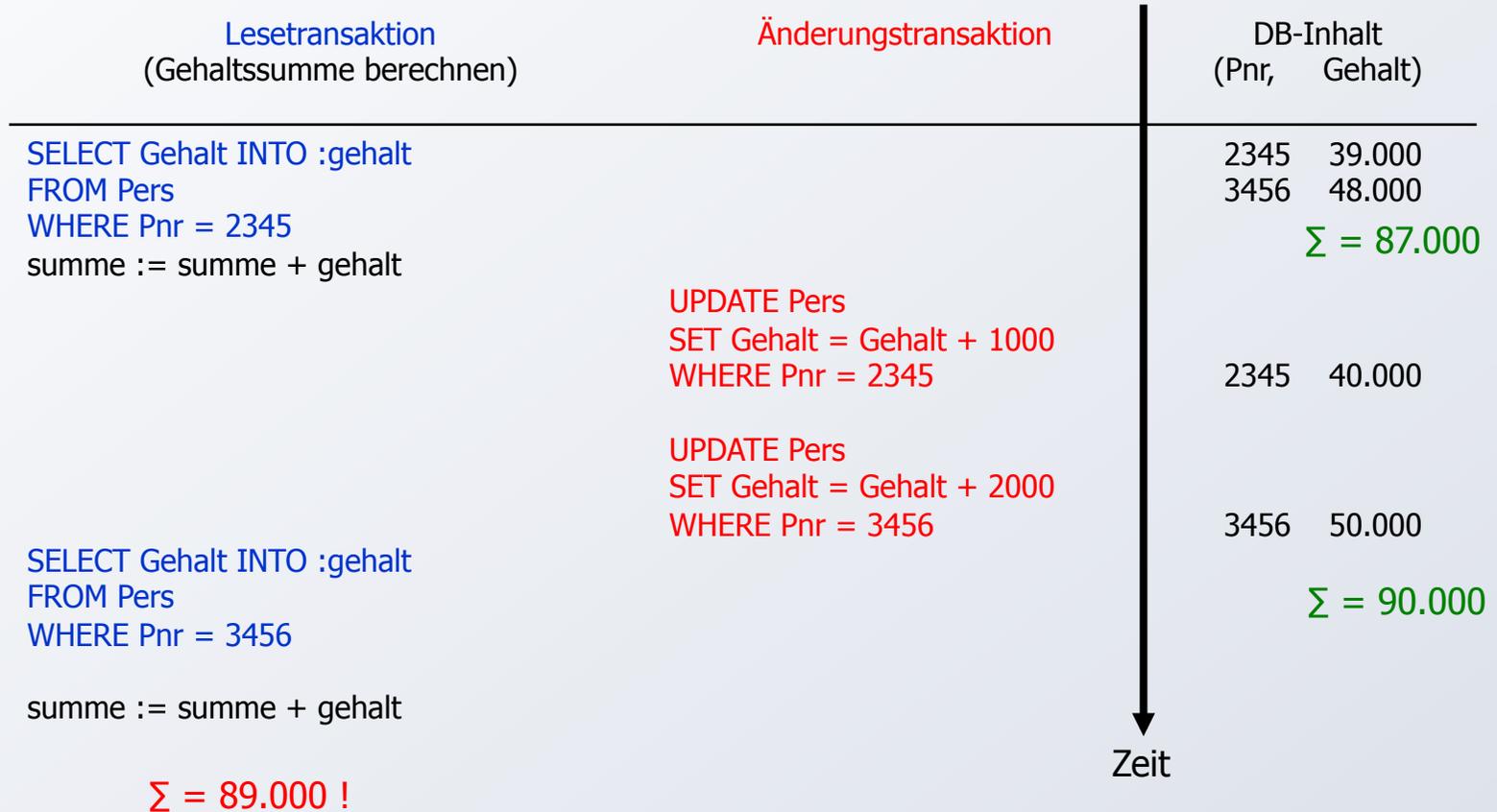
Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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!

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

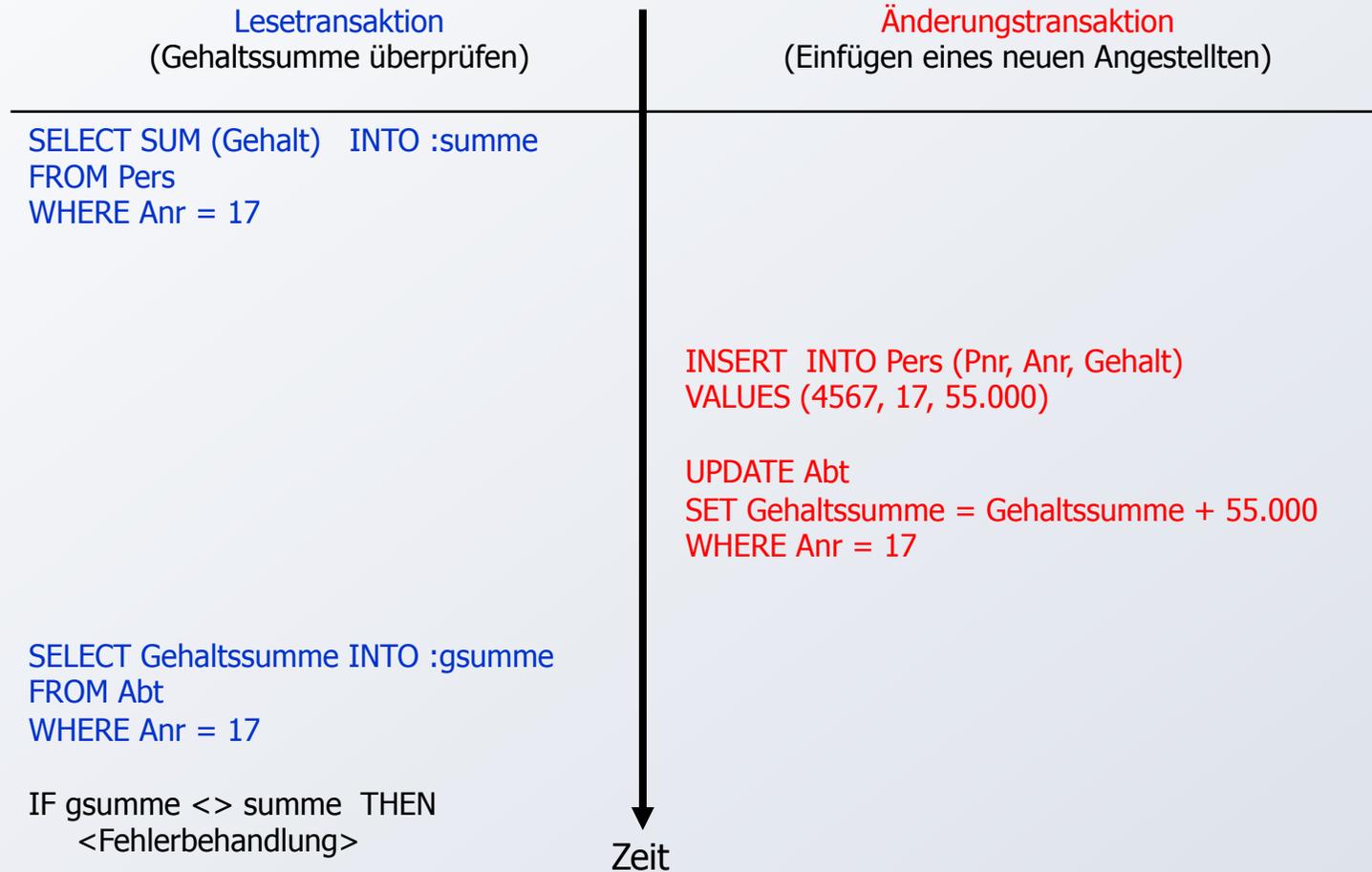
Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Phantom-Problem

Einfügungen oder Löschungen können Leser zu falschen Schlussfolgerungen verleiten:



Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Integritätsverletzung durch Mehrbenutzer-Anomalie

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- 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);		10	10
A := A + 10;		20	
write (A);			
	read (A);		
	A := A * 2;	40	
	write (A);		
	read (B);		
	B := B * 2;		20
	write (B);		
read (B);			
B := B + 10			
write (B);			30

➔ Synchronisation (Sperrern) einzelner Datensätze reicht nicht aus !

Cursor-Referenzen

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

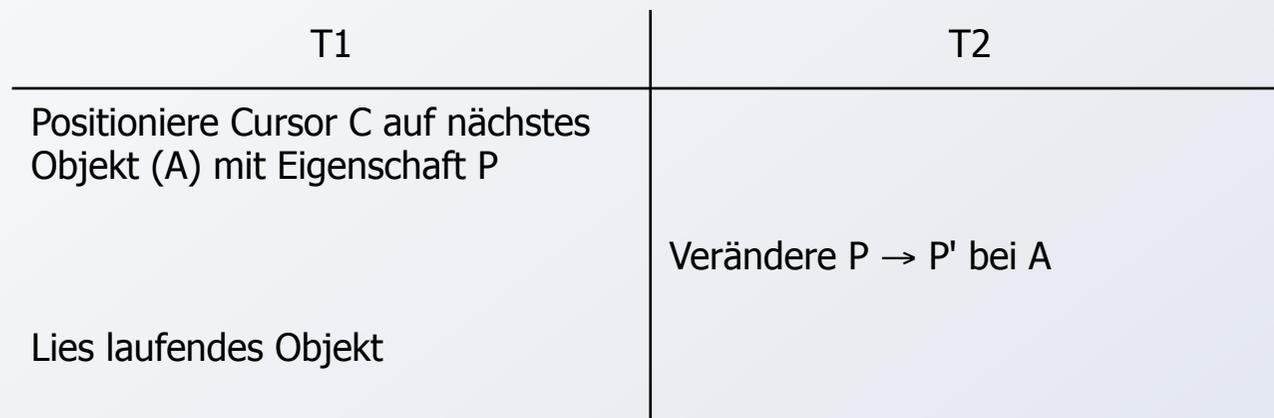
Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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



➔ 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**



➔ 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)
<i>A=9, B=9, C=12</i>		<i>A=9, B=9, C=12</i>		<i>A=9, B=11, C=12</i>	
<i>A+B+C=30</i>		<i>A+B+C=30</i>		<i>A+B+C=32</i>	

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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Modellbildung für die Synchronisation

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ Wie kann die Korrektheit der Ausführung im Mehrbenutzerbetrieb überprüft werden?

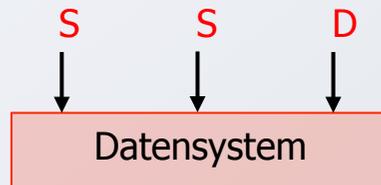
- Korrektheitskriterium: Konfliktserialisierbarkeit
- Geschichtsschreiber zeichnet **Historie H** auf
 - Umformung der aufgezeichneten Operationsfolge H in eine äquivalente serielle Operationsfolge
 - „post mortem“-Analyse

■ Tatsächliche Umsetzung

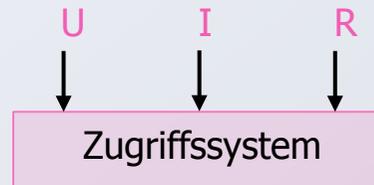
- Scheduler überprüft jede Operation Op_i und erzwingt einen serialisierbaren **Ablaufplan S (Schedule)**
 - wenn Op_i in S konfliktfrei ist, wird sie ausgeführt und an S angehängt
 - sonst wird Op_i blockiert oder gar die zugehörige Transaktion zurückgesetzt

■ Einsatzmöglichkeiten für Geschichtsschreiber oder Scheduler

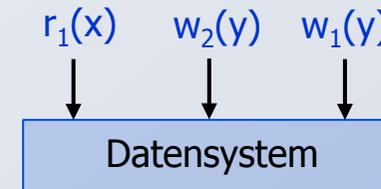
Select * From Pers Where P
Delete From Pers Where Q



Update t_1 From Pers
Insert 4711 into $I_{Pers}(Pnr)$



Read Page
Write Page



Synchronisation - Modellannahmen

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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 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 ...

Korrektheitskriterium der Synchronisation

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

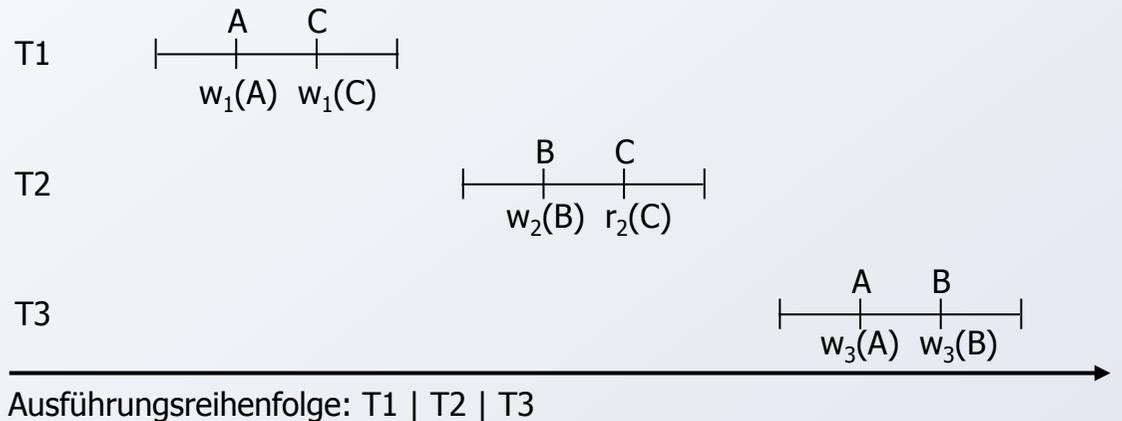
Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Serieller Ablauf von Transaktionen

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

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



T1 | T2 bedeutet:

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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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

Konsistenzzerhaltende Ablaufpläne

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- 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
T1, T3, T2

T2, T1, T3
T2, T3, T1

T3, T1, T2
T3, T2, T1

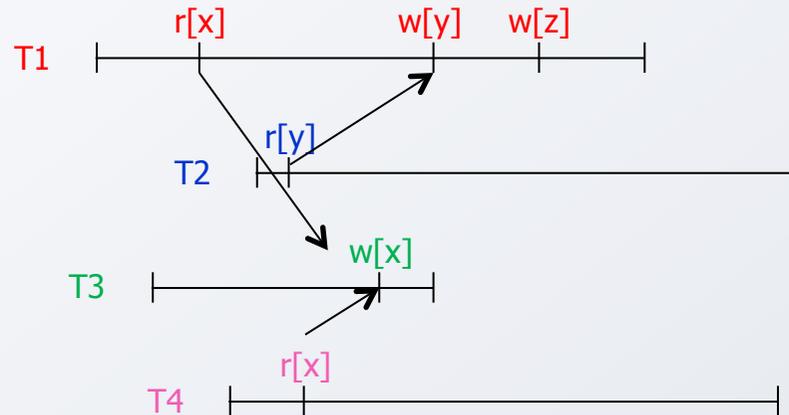
- Bei n TA gibt es n! (hier 3! = 6) mögliche serielle Ablaufpläne
- Serielle Ablaufpläne können verschiedene Ergebnisse haben!

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

Konto	Stand = 2000	Limit = 2000
TA1 TA2	4000	(TA1 scheitert am Limit)
TA2 TA1	-1000	

Konsistenzzerhaltende Ablaufpläne (2)

- 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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Ablauf einer Transaktion

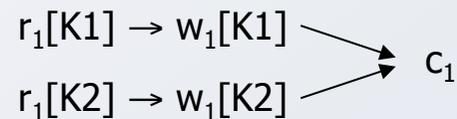
- Häufigste Annahme: streng sequentielle Reihenfolge der Operationen
- Serialisierbarkeitstheorie lässt sich auch auf Basis einer partiellen Ordnung ($<_i$) entwickeln
- TA-Abschluss: **abort** oder **commit** – aber nicht beides!

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)

■ Historie⁶

- 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 dieser Operationen **nicht reihenfolgeunabhängig** sind!

6. 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)

■ 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)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- Beschränkung auf Konflikt-Serialisierbarkeit⁷
- Historie H für eine Menge von TA $\{T_1, \dots, T_n\}$

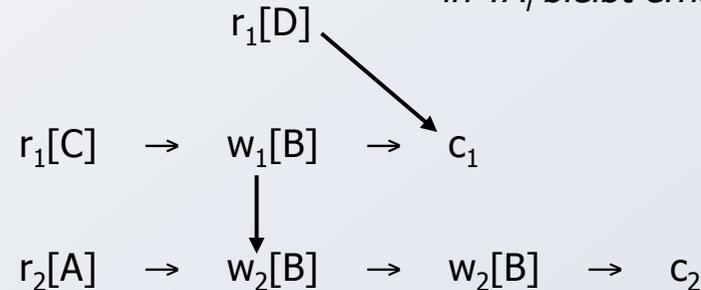
ist eine Menge von Elementaroperationen mit partieller Ordnung $<_H$, so dass gilt:

$$1. \quad H = \bigcup_{i=1}^n T_i \quad (\text{jede TA is vollständig in H enthalten, ist also abgeschlossen})$$

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

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

(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

7. 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 (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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

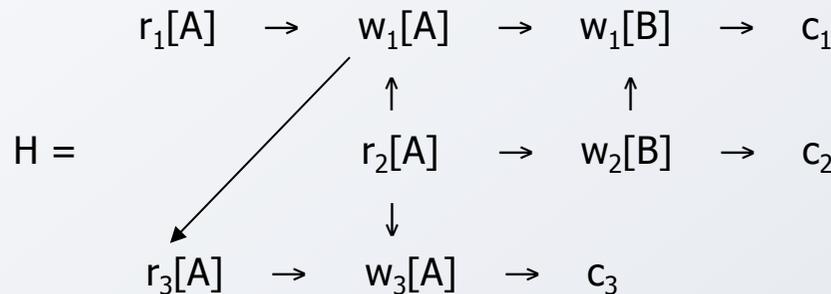
Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

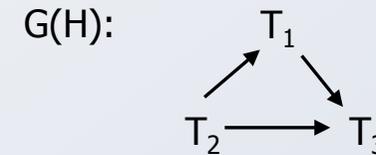
■ Eine Historie H ist serialisierbar, wenn sie äquivalent zu einer seriellen Historie H_s ist

- 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:



■ Serialisierbarkeitstheorem

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

➔ Topologische Sortierung!

$$T_2 \mid T_1 \mid T_3$$

■ 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)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

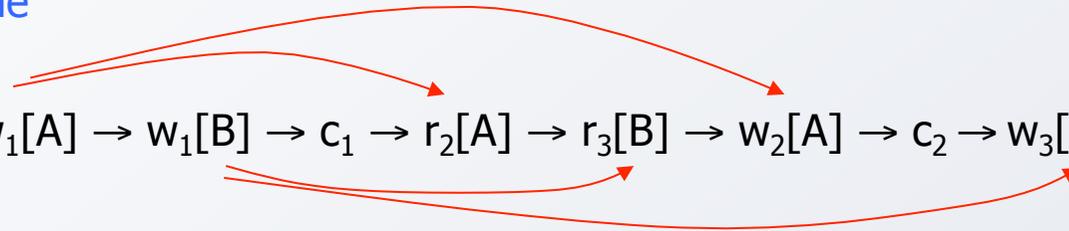
Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

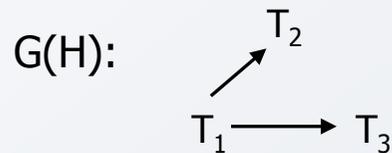
Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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

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

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

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

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

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

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 Klassenbeziehungen⁹

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

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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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:
 $a_j < /_H r_i[A]$
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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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)				

➔ 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_i ein von T_j geändertes Datum liest

➔ **Änderungen dürfen erst nach Commit freigegeben werden!**

Klassen von Historien

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

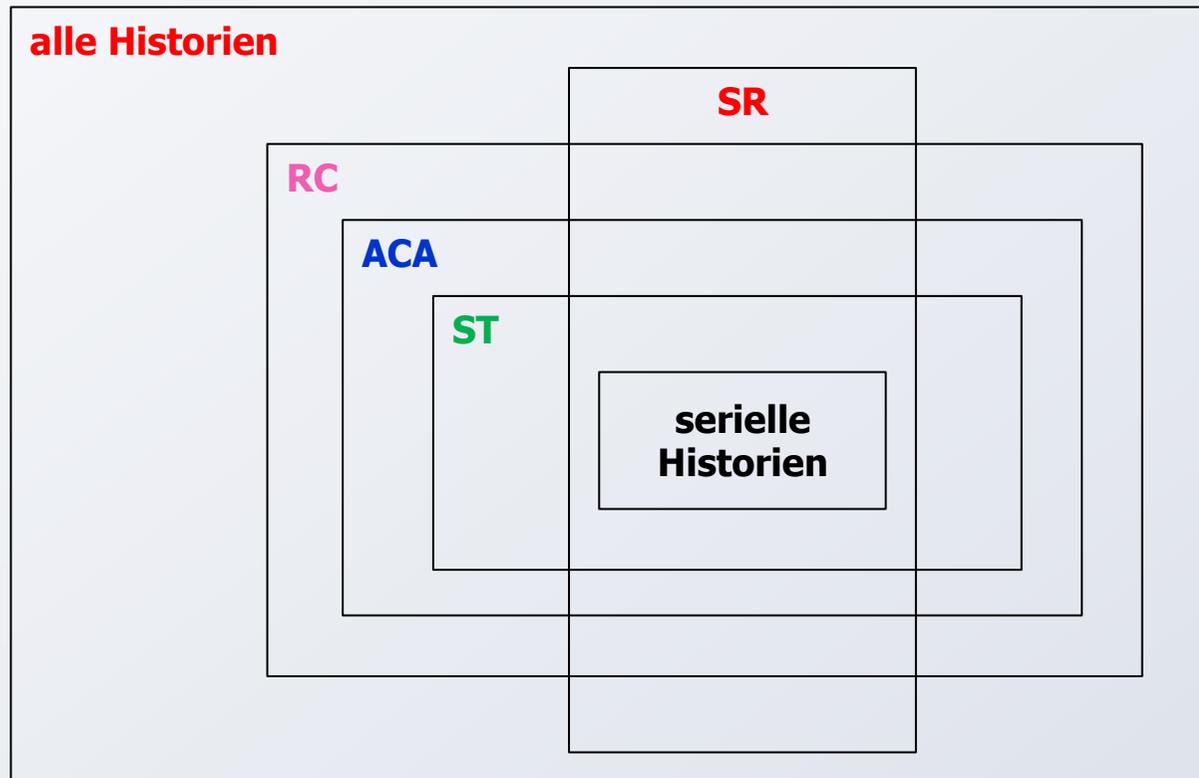
Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- 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:

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

- Beziehungen zwischen den Klassen



➔ Schlussfolgerungen ?

Klassen von Historien (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Beispiele

$$r_i[C] \rightarrow w_i[B] \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_i$$

$$\begin{array}{ccc} & \uparrow & \uparrow \\ & & & \end{array}$$

$$H: r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow c_j$$

$$H_{SR}: r_i[C] \rightarrow r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_i[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_i \rightarrow c_j$$

$$H_{RC}: r_i[C] \rightarrow r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_i[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_j \rightarrow c_i$$

$$H_{ACA}: r_i[C] \rightarrow r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_i[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow c_j \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_i$$

$$H_{ST}: r_i[C] \rightarrow r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow c_j \rightarrow w_i[B] \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_i$$

$$H_S: r_j[B] \rightarrow w_j[B] \rightarrow w_j[A] \rightarrow c_j \rightarrow r_i[C] \rightarrow w_i[B] \rightarrow r_i[A] \rightarrow c_i$$

Scheduler gewährleistet die Einhaltung der Konfliktserialisierbarkeit der gewählten Klasse

- hier nur Diskussion einfacher Sperrverfahren
- Scheduler heißt Sperrverwalter oder Lock Manager

RX-Sperrverfahren

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ Sperrmodi

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

■ Kompatibilitätsmatrix:

		aktueller Modus des Objekts		
		NL	R	X
angeforderter Modus der TA	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	

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

Zweiphasen-Sperrprotokolle¹⁰

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

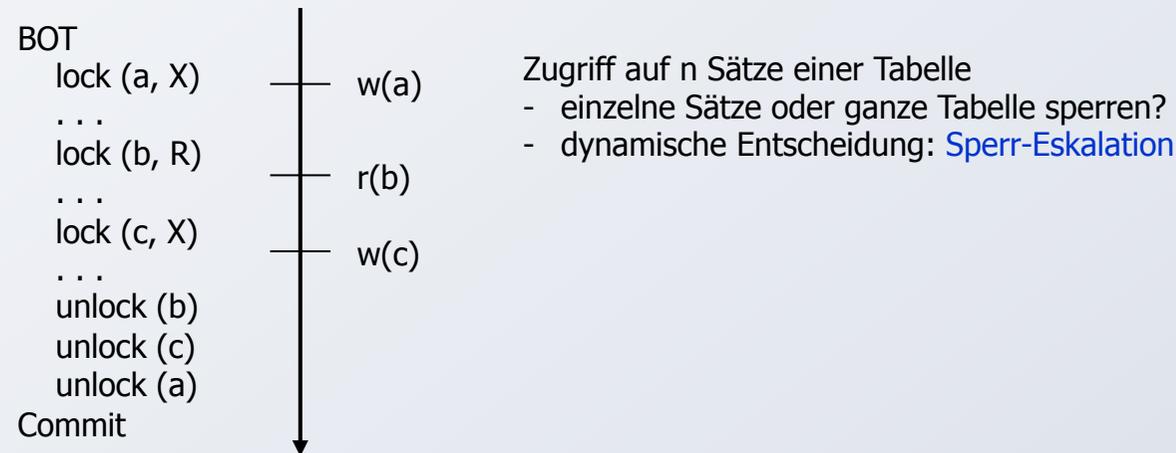
Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ Einhaltung folgender Regeln gewährleistet Serialisierbarkeit:

1. Vor jedem Objektzugriff muss Sperre mit ausreichendem Modus angefordert werden
2. Gesetzte Sperren anderer TA sind zu beachten
3. Eine TA darf nicht mehrere Sperren für ein Objekt anfordern
4. **Zweiphasigkeit:**
 - Anfordern von Sperren erfolgt in einer *Wachstumsphase*
 - Freigabe der Sperren in *Schrumpfungsphase*
 - Sperrfreigabe kann erst beginnen, wenn alle benötigten Sperren gehalten werden
5. Spätestens bei Commit sind alle Sperren freizugeben

■ Beispiel für ein 2PL-Protokoll (2PL: two-phase locking)



An der SQL-Schnittstelle ist die Sperranforderung und -freigabe nicht sichtbar!

10. Eswaran, K.P. et al.: The notions of consistency and predicate locks in a data base system, in: Comm. ACM 19:11, 1976, 624-633

Zweiphasen-Sperrprotokolle (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

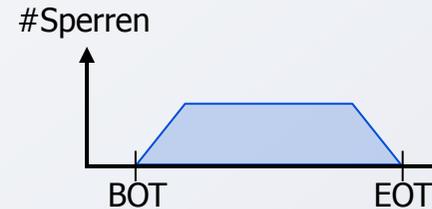
Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

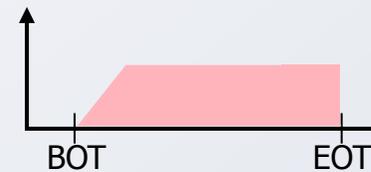
Formen der Zweiphasigkeit

Sperranforderung und -freigabe

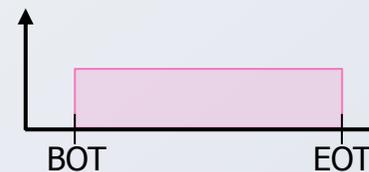
zweiphasig:



strikt zweiphasig:



preclaiming:



Strikte 2PL-Protokolle

- **SS2PL** (strong 2PL) gibt alle Sperrungen (X und R) erst bei Commit frei
- **S2PL** (strict 2PL) gibt alle X-Sperrungen erst bei Commit frei
- Sie **verhindern dadurch kaskadierendes Rücksetzen**

Verklemmungen (Deadlocks)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

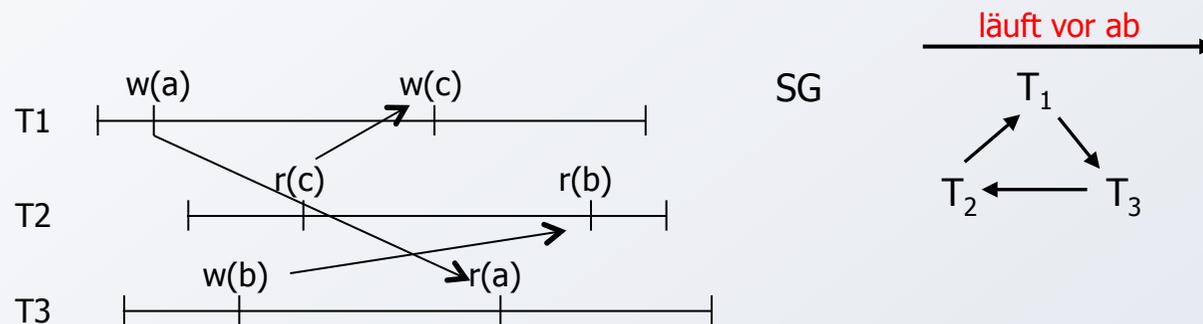
Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

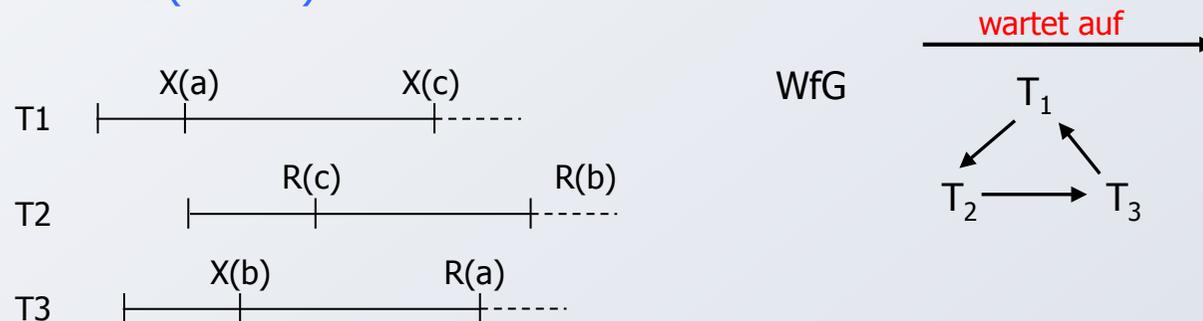
Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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

■ Nicht-serialisierbare Historie



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



Logging und Recovery¹¹

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- Aufgabe des DBMS:
Automatische Behandlung aller erwarteten Fehler
- Was sind erwartete Fehler?¹²
 - DB-Operation wird zurückgewiesen, Commit wird nicht akzeptiert, . . .
 - Stromausfall, DBMS-Probleme, . . .
 - Geräte funktionieren nicht (Spur, Zylinder, Platte defekt)
 - auch beliebiges Fehlverhalten der Gerätesteuerung?
 - falsche 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)¹³
 - Bereitstellen von Wiederherstellungsalgorithmen im Fehlerfall (Recovery)

11. Härder, T., Reuter, A.: Principles of Transaction Oriented Database Recovery, in: ACM Computing Surveys 15:4, Dec. 1983, 287-317.

12. Kommerzielle Anwendungen auf Großrechnern sind durch ihre Zuverlässigkeit gekennzeichnet. Nicht selten besteht der Code bis zu 90% aus (erprobten) Recovery-Routinen (W. G. Spruth).

13. Commercial DB systems spend almost 2/3 of their total elapsed time inside the logging system, and locking is also another non-trivial bottleneck (Stonebraker et al., 2007)

Was passiert bei einem Crash?

- Atomarität von DB-Operationen und Trans-Aktionen?
- Erhaltung der DB-Konsistenz
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
- Synchronisation von Transaktionen
- Theorie der Serialisierbarkeit
- Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)
- Logging und Recovery
- Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

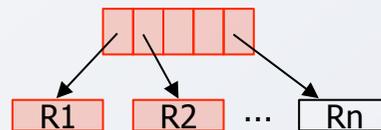
T1 ändert R1 und fügt R2 ein

T2 liest die gesamte Tabelle S

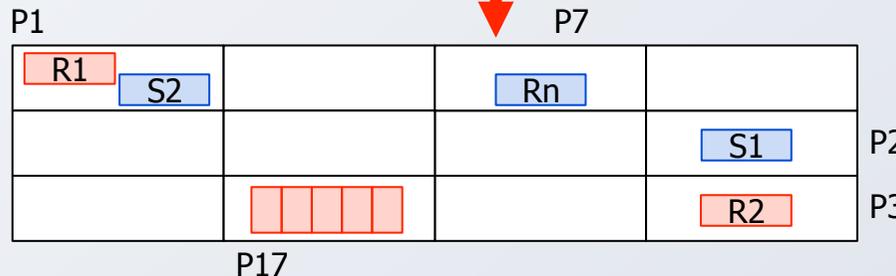
Tabellen mit mengenorientierten Operationen



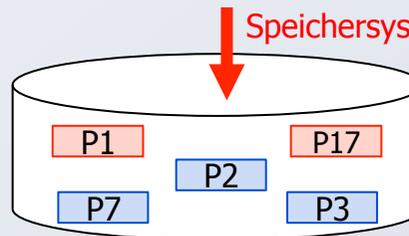
satzorientierte Operationen



DB-Puffer



Externspeicher



■ Logging

- Sammeln von Redundanz im Normalbetrieb zur Fehlerbehebung
- Verschiedene Verfahren für Logging
- Logisch, physisch, physiologisch

Logging und Recovery (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

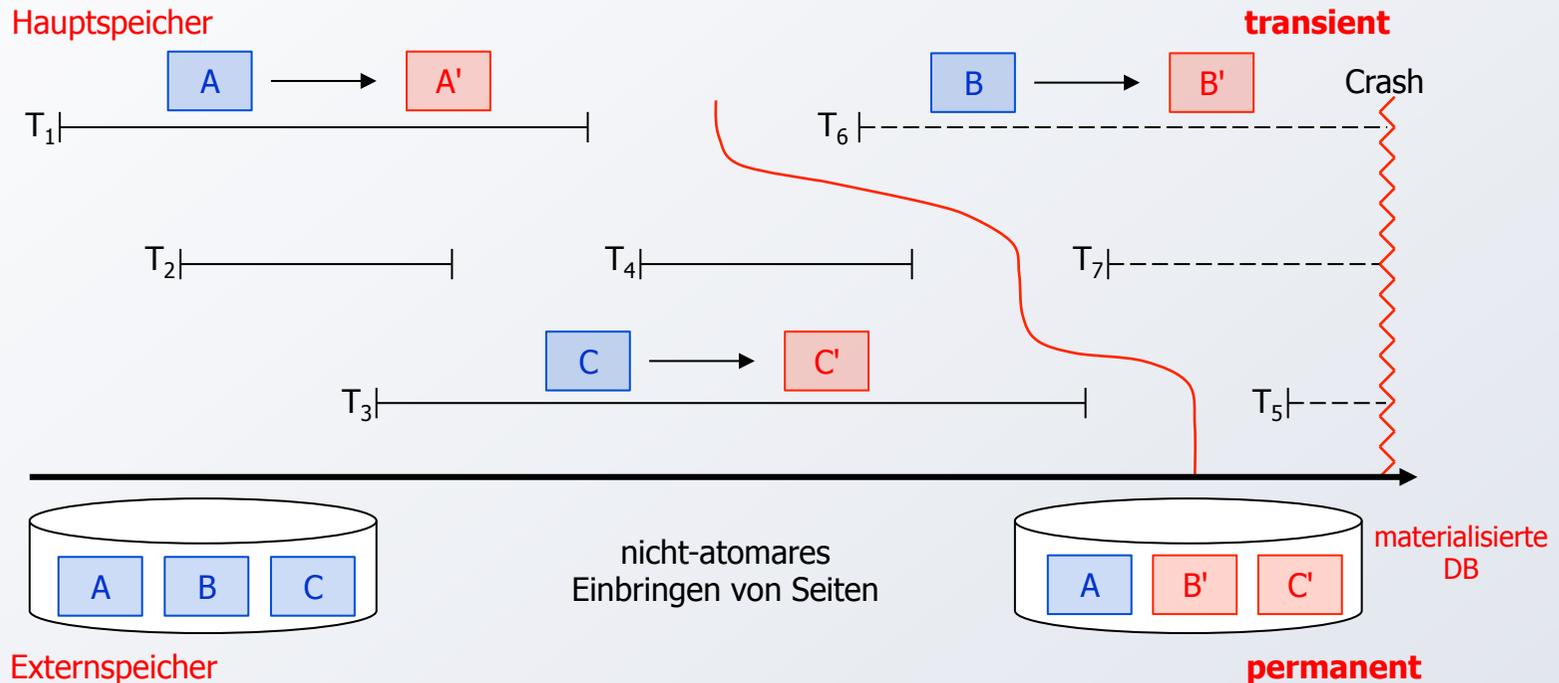
Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)



■ 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 (T_1 bis T_4) und sonst keine
- automatische Wiederherstellung bei Restart (Wiederanlauf) des Systems

Logging und Recovery (3)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

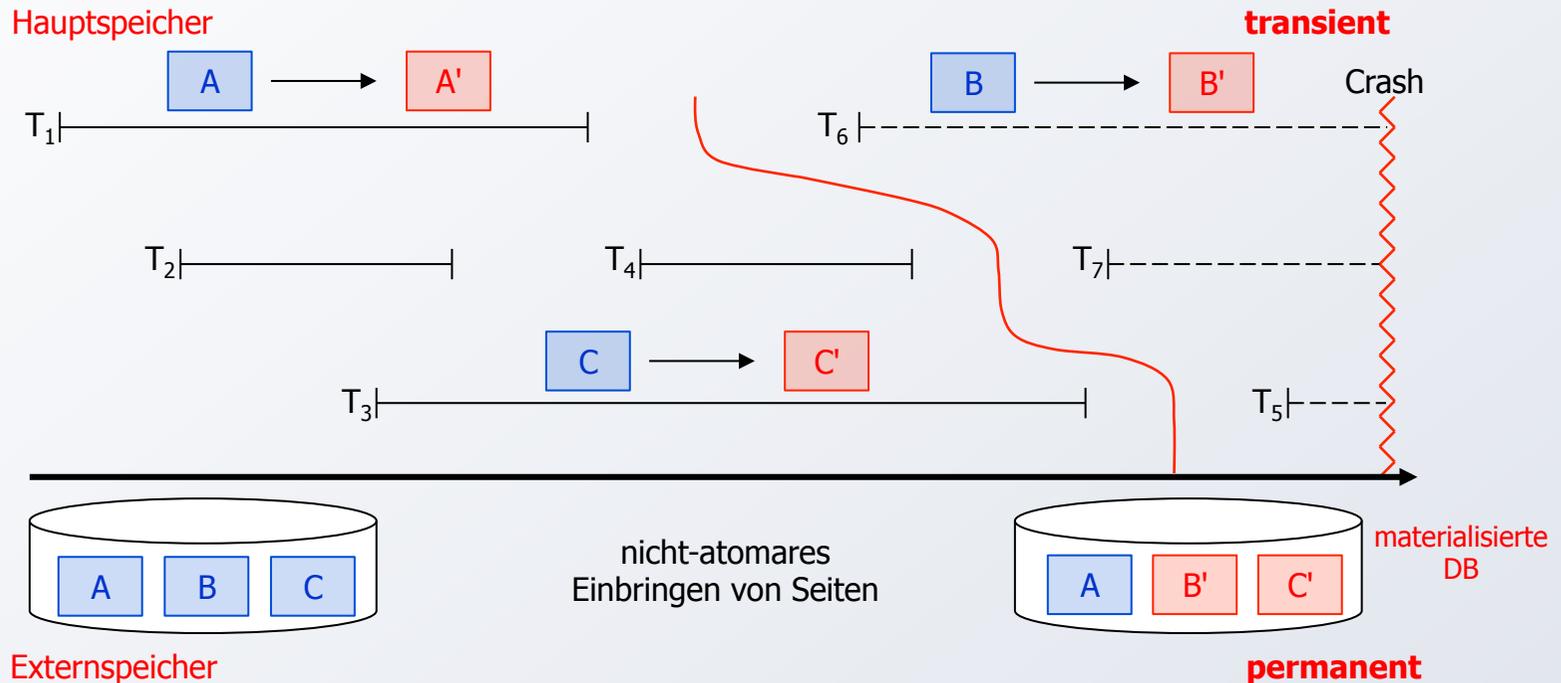
Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

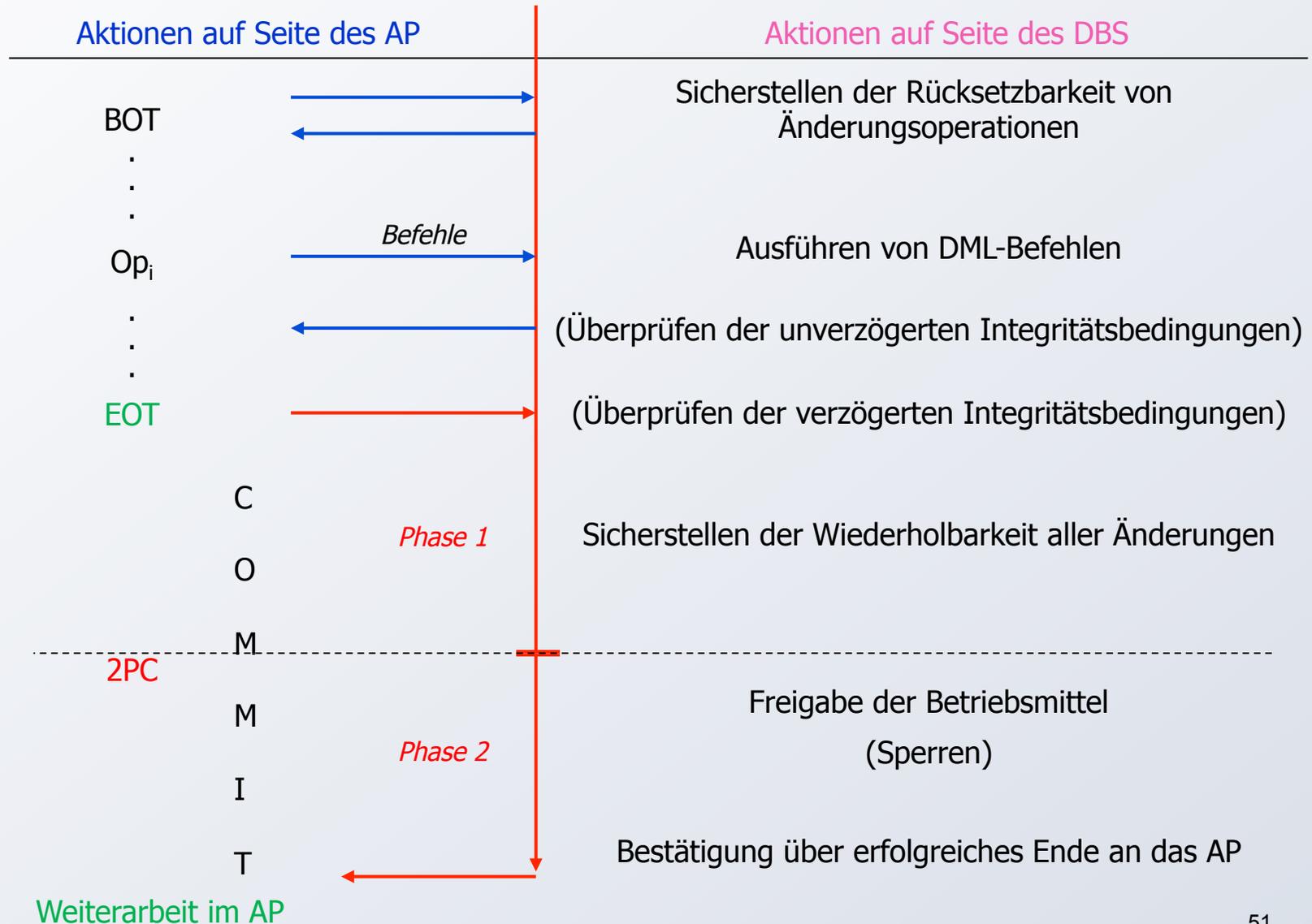


Maßnahmen beim Wiederanlauf (siehe auch Beispiel)

- 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 ($A \rightarrow A'$)
- Rücksetzen (UNDO) der Änderungen der aktiven Transaktionen in der Datenbank ($B' \rightarrow B$)

Schnittstelle zwischen AP und DBS – transaktionsbezogene Aspekte

- Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?
- Erhaltung der DB-Konsistenz
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
- Synchronisation von Transaktionen
- Theorie der Serialisierbarkeit
- Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)
- Logging und Recovery
- Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)



Verarbeitung in Verteilten Systemen

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

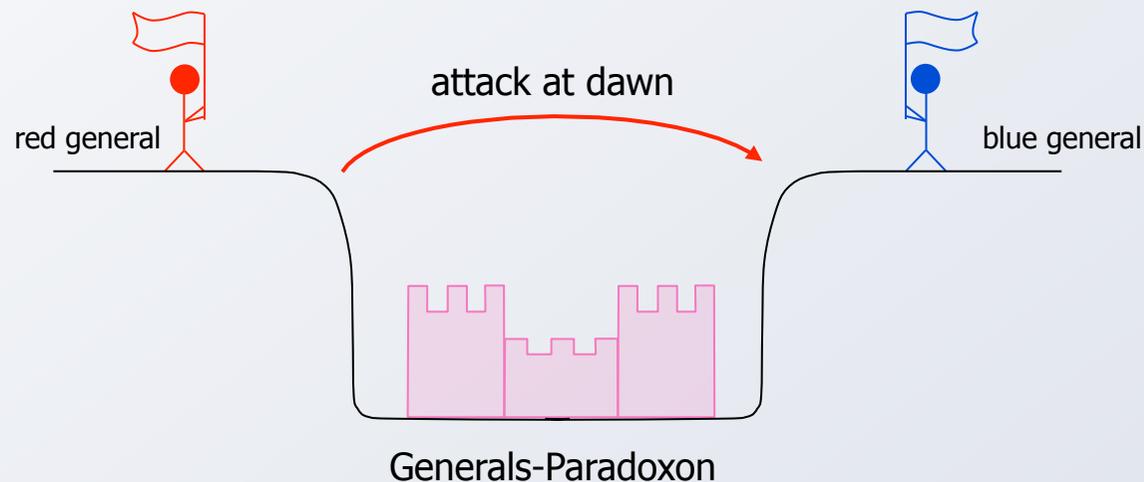
Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

- 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

Das für verteilte Systeme charakteristische Kernproblem ist der Mangel an globalem (zentralisiertem) Wissen

- ➔ symmetrische Kontrollalgorithmen sind oft zu teuer oder zu ineffektiv
- ➔ fallweise Zuordnung der Kontrolle

Verarbeitung in Verteilten Systemen (2)

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

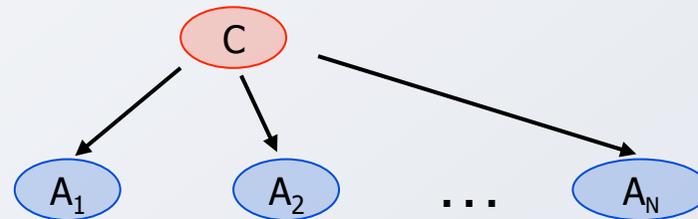
Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

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*

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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

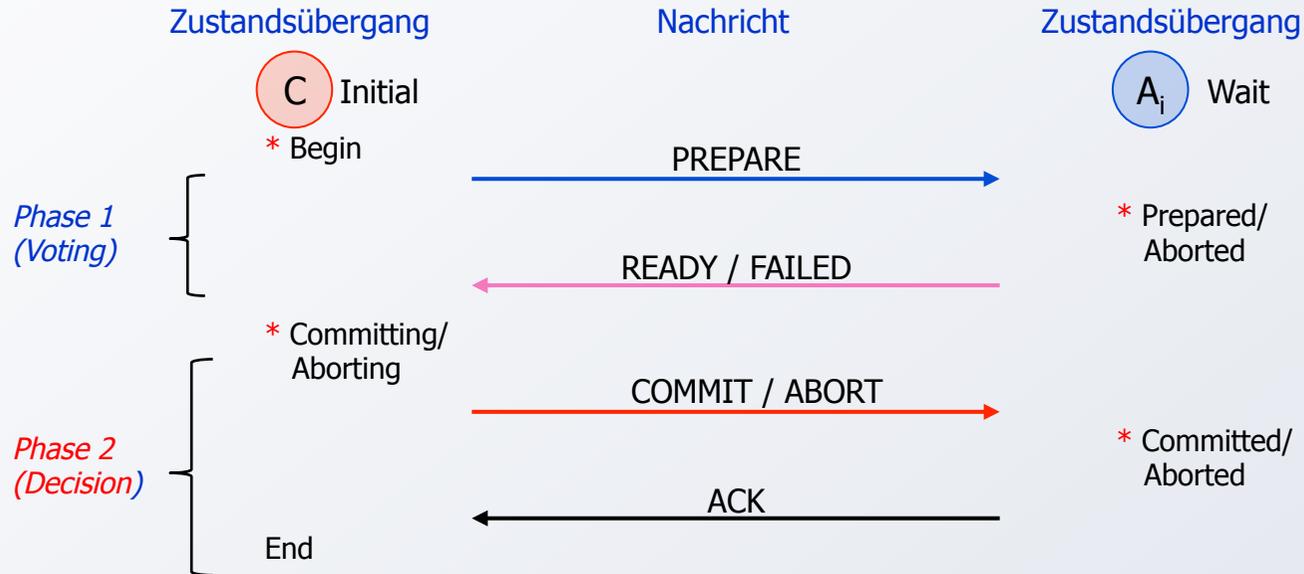
Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)



* Synchronische 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?

■ Aufwand im Erfolgsfall:

- Nachrichten: 4N
- Log-Ausgaben (forced log writes): 2 + 2N

Commit: Kostenbetrachtungen

- vollständiges 2PC-Protokoll ($N = \# \text{Teil-TA}$, davon $M = \# \text{Leser}$)
 - Nachrichten: $4N$
 - Log-Ausgaben: $2 + 2N$
 - 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

Atomarität von DB-Operationen und Transaktionen?

Erhaltung der DB-Konsistenz

Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb

Synchronisation von Transaktionen

Theorie der Serialisierbarkeit

Zwei-Phasen-Sperrprotokolle (2PL)

Logging und Recovery

Zwei-Phasen-Commit-Protokoll (2PC)

■ 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
- Merke: „Ohne Ziel ist jeder Schuss ein Treffer“ oder „ohne Spezifikation von Constraints ist jeder Zustand richtig“
- 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

- Sperrungen 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