Hasso Plattner Institut

IT Systems Engineering | Universität Potsdam

Datenbanksysteme I

Transaktionsmanagement

16.1.2008

Felix Naumann

HPI Hasso Plattner Institut
IT Systems Engineering
Universität Potsdam

Workshop "Datenreinigung" für Studenten und Doktoranden

Prof. Felix Naumann
FUZZY! Informatik AG

fuzzy
FUZZY! Informatik AG

9. April - 11. April 2008

(Mi. – Fr. direkt vor dem Sommersemester)

Innerhalb eines Unternehmens werden Kundendaten häufig in unterschiedlichen Systemen gehalten. Die Gründe dafür können in der Struktur des Unternehmens (getrennte Sparten), in unterschiedlichen Vertriebskanälen oder in einer Unternehmensfusion liegen. Um eine einheitliche Sicht auf den Kunden zu bekommen, müssen die Daten aus diesen Systemen zusammengeführt werden. Ein wichtiges Ziel ist dabei die automatische Erkennung von Dubletten, d.h. die Tatsache, dass ein Kunde in mehreren Systemen vorkommt, also in mehreren Beziehungen zum Unternehmen steht.

Sie sollen erkennen, welche Arten von Problemen beim Zusammenführen von Datenbeständen auftreten, welche Probleme sich mit einfachen Mitteln (SQL, Scripte, Text-Editor, etc.) lösen lassen und welche nicht. In praktischer Teamarbeit implementieren Sie Algorithmen zur Dublettenerkennung für große Datenmengen (1 Mio. Kundendatensätze). Das Team mit den meisten richtig gefundenen Dubletten gewinnt! Die in den beiden ersten Tagen gewonnenen Erkenntnisse und Lösungen sollen am Abschlusstag präsentiert werden.

Weitere Informationen und Programm: http://www.hpi.uni-potsdam.de/naumann/

Anmeldung

- Formlose Anmeldung per Email an office-naumann@hpi.uni-potsdam.de.
- Maximal 20 Teilnehmer (Bachelor- und Master-Studenten). Wir führen eine Warteliste.

Motivation - Transaktionsmanagement

Annahmen bisher

- Isolation
  - Nur ein Nutzer greift auf die Datenbank zu
    - Lesen
    - Schreibend
  - In Wahrheit: Viele Nutzer und Anwendungen lesen und schreiben gleichzeitig.
- Atomizität
  - Anfragen und Updates bestehen aus einer einzige, atomaren Aktion.
    - DBMS können nicht mitten in dieser Aktion ausfallen.
  - In Wahrheit: Auch einfache Anfragen bestehen oft aus mehreren Teilschritten.

Überblick

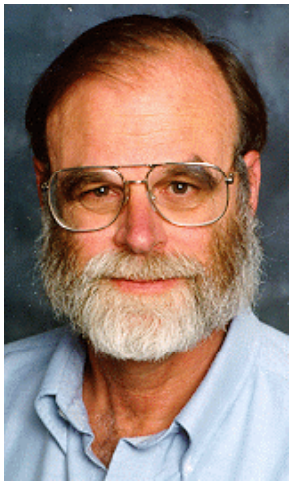
- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Die Transaktion

- Eine Transaktion ist eine **Folge von Operationen** (Aktionen), die die Datenbank von einem **konsistenten Zustand** in einen konsistenten (eventuell veränderten) Zustand überführt, wobei das **ACID-Prinzip** eingehalten werden muss.
- Aspekte:
  - Semantische Integrität: Korrekter (konsistenter) DB-Zustand nach Ende der Transaktion
  - Ablaufintegrität: Fehler durch „gleichzeitigen" Zugriff mehrerer Benutzer auf dieselben Daten vermeiden

Transaktionen – Historie

- In alten DBMS kein Formalismus über Transaktionen
  - Nur Tricks
- Erster Formalismus in den 80ern
  - *System R* unter Jim Gray
  - Erste (ineffiziente) Implementierung
  - ACM Turing Award
    - *For seminal contributions to database and transaction processing research and technical leadership in system implementation from research prototypes to commercial products.*
- ARIES Project (IBM Research)
  - Alle Details
  - Effiziente Implementierungen
  - C. Mohan
- Transaktionen auch in verteilten Anwendungen und Services



ACID

- **A**tomicity (Atomarität)
  - Transaktion wird entweder ganz oder gar nicht ausgeführt.
- **C**onsistency (Konsistenz oder auch Integritätserhaltung)
  - Datenbank ist vor Beginn und nach Beendigung einer Transaktion jeweils in einem konsistenten Zustand.
- **I**solation (Isolation)
  - Transaktion, die auf einer Datenbank arbeitet, sollte den „Eindruck" haben, dass sie allein auf dieser Datenbank arbeitet.

- **D**urability (Dauerhaftigkeit / Persistenz)
  - Nach erfolgreichem Abschluss einer Transaktion muss das Ergebnis dieser Transaktion „dauerhaft" in der Datenbank gespeichert werden.

Beispielszenarien

- Platzreservierung für Flüge gleichzeitig aus vielen Reisebüros
  - Platz könnte mehrfach verkauft werden, wenn mehrere Reisebüros den Platz als verfügbar identifizieren.
- Überschneidende Konto-Operationen einer Bank
  - Beispiele später
- Statistische Datenbankoperationen
  - Ergebnisse sind verfälscht, wenn während der Berechnung Daten geändert werden.

Beispiel – Serialisierbarkeit

- **Fluege(Flugnummer, Datum, Sitz, besetzt)**
- **chooseSeat()** sucht nach freiem Platz und besetzt ihn gegebenenfalls

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
         int flug;
         char date[10];
         char seat[3];
         int occ;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
void chooseSeat() {
  /* Nutzer nach Flug, Datum und Sitz fragen */
  EXEC SQL SELECT besetzt INTO :occ FROM Flights
         WHERE Flugnummer=:flug
         AND Datum=:date AND Sitz=:seat;
if(!occ) {
         EXEC SQL UPDATE Fluege SET besetzt=TRUE
         WHERE Flugnummer=:flight AND Datum=:date AND Sitz=:seat;
         }
else …
}
```

Embedded SQL

Beispiel – Serialisierbarkeit

- Problem: Funktion wird von mehreren Nutzern zugleich aufgerufen

Nutzer 1 findet leeren Platz	
	Nutzer 2 findet leeren Platz
Nutzer 1 besetzt Platz	
	Nutzer 2 besetzt Platz

„Schedule“

- Beide Nutzer glauben den Platz reserviert zu haben.
- Lösung gleich
  - Serielle Schedules
  - Serialisierbare Schedules

Beispiel - Atomizität

- Problem: Eine Operation kann Datenbank in inkonsistenten Zustand hinterlassen.
  - Softwarefehler / Hardwarefehler
  -
```
EXEC SQL BEGIN SECTION;
         int konto1, konto2;
         int kontostand;
         int betrag;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
void transfer() {
         /* Nutzer nach Konto1, Konto2 und Betrag fragen */
         EXEC SQL SELECT Stand INTO :kontostand FROM Konten
                  WHERE KontoNR=:konto1;
         If (kontostand >= betrag) {
         EXEC SQL UPDATE Konten
                  SET Stand=Stand+:betrag
                  WHERE KontoNR=:konto2;
         EXEC SQL UPDATE Konten
                  SET Stand=Stand-:betrag
                  WHERE KontoNR=:konto1;
         } else /* Fehlermeldung */
}
```

Problem: System-absturz hier

Lösung: Atomizität

Probleme im Mehrbenutzerbetrieb

- Inkonsistentes Lesen: *Nonrepeatable Read*
- Abhängigkeiten von nicht freigegebenen Daten: *Dirty Read*
- Berechnungen auf unvollständigen Daten: *Phantom-Problem*
- Verlorengegangenes Ändern: *Lost Update*

Nonrepeatable Read

- Nicht-wiederholbares Lesen
- Beispiel:
  - Zusicherung: x = A + B + C am Ende der Transaktion T_1
  - x, y, z seien lokale Variablen

T_1	T_2
read(A,x)	
	read(A,y)
	y:=y/2
	write(y,A)
	read(C,z)
	z:=z+y
	write(z,C)
	commit
read(B,y)	
x:=x+y	
read(C,z)	
x:=x+z	
commit	

Problem: A hat sich im Laufe der Transaktion geändert.
x = A + B + C gilt nicht mehr

Beispiel nach Kai-Uwe Sattler (TU Ilmenau)

Dirty Read

T_1	T_2
read(A,x)	
x:=x+100	
write(x,A)	
	read(A,x)
	read(B,y)
	y:=y+x
	write(y,B)
	commit
abort	

Problem: T_2 liest den veränderten A-Wert, diese Änderung ist aber nicht endgültig, sondern sogar ungültig.

Folie nach Kai-Uwe Sattler (TU Ilmenau)

Das Phantom-Problem

T_1	T_2

`SELECT COUNT(*)`
`INTO X`
`FROM Mitarbeiter`	

	`INSERT INTO Mitarbeiter` `VALUES (‚Meier‘, 50000, …)`
	`commit`
`UPDATE Mitarbeiter` `SET Gehalt = Gehalt +10000/X`	
`commit`	

Problem: Meier geht nicht in die Gehaltsberechnung ein. Meier ist das Phantom.

Beispiel nach Kai-Uwe Sattler (TU Ilmenau)

Lost Update

T_1	T_2	A
read(A,x)		10
	read(A,x)	10
x:=x+1		10
	x:=x+1	10
write(x,A)		11
	write(x,A)	11

Problem: Die Erhöhung von T_1 wird nicht berücksichtigt.

Folie nach Kai-Uwe Sattler (TU Ilmenau)

Transaktionen in SQL

Idee: Gruppierung mehrerer Operationen / Anfragen in eine Transaktion

- Ausführung atomar (per Definition)
- Ausführung serialisierbar (per SQL Standard)
  - Kann aufgeweicht werden (Isolationsstufen)
- Ein SQL Befehl entspricht einer Transaktion
  - Ausgelöste **`TRIGGER`** werden ebenfalls innerhalb der Transaktion ausgeführt.
- Beginn einer Transaktion: **`START TRANSACTION`**
- Ende einer Transaktion (falls mit **`START TRANSACTION`** gestartet)
  - **`COMMIT`** signalisiert erfolgreiches Ende der Transaktion
  - **`ROLLBACK`** signalisiert Scheitern der Transaktion
    - Erfolgte Änderungen werden rückgängig gemacht.
    - Kann auch durch das DBMS ausgelöst werden: Anwendung muss entsprechende Fehlermeldung erkennen.

Überblick

- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Transaktionen in SQL-DBS

- Aufweichung von ACID in SQL-92: Isolationsebenen
  - ```
    set transaction
    [ { read only | read write }, ]
    [isolation level {
            read uncommitted |
            read committed |
            repeatable read |
            serializable }, ]
    [ diagnostics size ...]
    ```
- Kann pro Transaktion angegeben werden
- Standardeinstellung:
  - ```
    set transaction read write,
    isolation level serializable
    ```
- Andere Ebenen als Hilfestellung für das DBMS zur Effizienzsteigerung

Bedeutung der Isolationsebenen

- **`read uncommitted`**
  - Schwächste Stufe: Zugriff auf nicht geschriebene Daten
  - Falls man schreiben will: **`read write`** angeben (default ist hier ausnahmsweise **`read only`**)
  - Statistische und ähnliche Transaktionen (ungefährer Überblick, nicht korrekte Werte)
  - Keine Sperren: Effizient ausführbar, keine anderen Transaktionen werden behindert
- **`read committed`**
  - Nur Lesen endgültig geschriebener Werte, aber nonrepeatable read möglich
- **`repeatable read`**
  - Kein nonrepeatable read, aber Phantomproblem kann auftreten
- **`serializable`**
  - Garantierte Serialisierbarkeit (default)
  - Transaktion sieht nur Änderungen, die zu Beginn der Transaktion committed waren (und eigene Änderungen).

Isolationsebenen

Isolationsebene	Dirty Read	Nonrepeatable Read	Phantom Read
Read Uncommited	+	+	+
Read Committed	-	+	+
Repeatable Read	-	-	+
Serializable	-	-	-

Überblick

- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Seriell vs. Parallel

- Grundannahme: Korrektheit
  - Jede Transaktion, isoliert ausgeführt auf einem konsistenten Zustand der Datenbank, hinterlässt die Datenbank wiederum in einem konsistenten Zustand.

- Lösung aller obigen Probleme
  - Alle Transaktionen seriell ausführen.
- Aber: Parallele Ausführung bietet Effizienzvorteile
  - „Long-Transactions“ über mehrere Stunden hinweg
  - Cache ausnutzen
- Deshalb: Korrekte parallele Pläne (*Schedules*) finden
  - Korrekt = Serialisierbar

Schedules

- Ein Schedule ist eine geordnete Abfolge wichtiger Aktionen, die von einer oder mehreren Transaktionen durchgeführt werden.
  - Wichtige Aktionen: READ und WRITE eines Elements
  - „Ablaufplan" für Transaktion, bestehend aus Abfolge von Transaktionsoperationen

Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	**BOT**
2.	read(A,a_1)	read(A,a_2)
3.	$a_1 := a_1 - 50$	$a_2 := a_2 - 100$
4.	write(A,a_1)	write(A,a_2)
5.	read(B,b_1)	read(B,b_2)
6.	$b_1 := b_1 + 50$	$b_2 := b_2 + 100$
7.	write(B,b_1)	write(B,b_2)
8.	**commit**	**commit**

Serialisierbarkeit

- Schedule
  - „Ablaufplan“ für Transaktion, bestehend aus Abfolge von Transaktionsoperationen
- Serieller Schedule
  - Schedule in dem Transaktionen hintereinander ausgeführt werden
- Serialisierbarer Schedule
  - Schedule dessen Effekt identisch zum Effekt eines (beliebig gewählten) seriellen Schedules ist.

Schedules

Serieller Schedule

Serialisierbarer Schedule

Schritt	T_1	T_2
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.	write(*A*)	
4.	read(*B*)	
5.	write(*B*)	
6.	**commit**	
7.		**BOT**
8.		read(*C*)
9.		write(*C*)
10.		read(*A*)
11.		write(*A*)
12.		**commit**

Schritt	T_1	T_2
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.		**BOT**
4.		read(*C*)
5.	write(*A*)	
6.		write(*C*)
7.	read(*B*)	
8.	write(*B*)	
9.	**commit**	
10.		read(*A*)
11.		write(*A*)
12.		**commit**

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Schedules

Serialisierbar?

Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.	write(*A*)	
4.		**BOT**
5.		read(*A*)
6.		write(*A*)
7.		read(*B*)
8.		write(*B*)
9.		**commit**
10.	read(*B*)	
11.	write(*B*)	
12.	**commit**	

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Aufgabe: Suche äquivalenten seriellen Schedule.

Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	
2.	read(A,a_1)	
3.	$a_1 := a_1 - 50$	
4.	write(A,a_1)	
5.		**BOT**
6.		read(A,a_2)
7.		$a_2 := a_2 - 100$
8.		write(A,a_2)
9.		read(B,b_2)
10.		$b_2 := b_2 + 100$
11.		write(B,b_2)
12.		**commit**
13.	read(B,b_1)	
14.	$b_1 := b_1 + 50$	
15.	write(B,b_1)	
16.	**commit**	

Effekt: A = A -150, B = B + 150

Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	
2.	read(A,a_1)	
3.	$a_1 := a_1 - 50$	
4.	write(A,a_1)	
5.	read(B,b_1)	
6.	$b_1 := b_1 + 50$	
7.	write(B,b_1)	
8.	**commit**	
9.		**BOT**
10.		read(A,a_2)
11.		$a_2 := a_2 - 100$
12.		write(A,a_2)
13.		read(B,b_2)
14.		$b_2 := b_2 + 100$
15.		write(B,b_2)
16.		**commit**

Effekt: A = A -150, B = B + 150

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

	T_1	T_3	A	B
1.	**BOT**		100	100
2.	read(A,a_1)			
3.	$a_1 := a_1 - 50$		50	
4.	write(A,a_1)			
5.		**BOT**		
6.		read(A,a_2)		
7.		$a_2 := a_2 * 1.03$	51,5	
8.		write(A,a_2)		
9.		read(B,b_2)		
10.		$b_2 := b_2 * 1.03$		103
11.		write(B,b_2)		
12.		**commit**		
13.	read(B,b_1)			
14.	$b_1 := b_1 + 50$			153
15.	write(B,b_1)			
16.	**commit**			

*Effekt: A = (A - 50) * 1.03*
*B = B * 1.03 + 50*

	T_1	T_3	A	B
1.	**BOT**		100	100
2.	read(A,a_1)			
3.	$a_1 := a_1 - 50$		50	
4.	write(A,a_1)			
5.	read(B,b_1)			
6.	$b_1 := b_1 + 50$			150
7.	write(B,b_1)			
8.	**Commit**			
9.		**BOT**		
10.		read(A,a_2)		
11.		$a_2 := a_2 * 1.03$	51,5	
12.		write(A,a_2)		
13.		read(B,b_2)		
14.		$b_2 := b_2 * 1.03$		154,5
15.		write(B,b_2)		
16.		**commit**		

*Effekt: A = (A - 50) * 1.03*
*B = (B + 50) * 1.03*

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

	T_1	T_3	A	B
1.	**BOT**		100	100
2.	read(A,a_1)			
3.	$a_1 := a_1 - 50$		50	
4.	write(A,a_1)			
5.		**BOT**		
6.		read(A,a_2)		
7.		$a_2 := a_2 * 1.03$	51,5	
8.		write(A,a_2)		
9.		read(B,b_2)		
10.		$b_2 := b_2 * 1.03$		103
11.		write(B,b_2)		
12.		**commit**		
13.	read(B,b_1)			
14.	$b_1 := b_1 + 50$			153
15.	write(B,b_1)			
16.	**commit**			

*Effekt: A = (A - 50) * 1.03*
*B = B * 1.03 + 50*

	T_1	T_3	A	B
1.		**BOT**	100	100
2.		read(A,a_2)		
3.		$a_2 := a_2 * 1.03$	103	
4.		write(A,a_2)		
5.		read(B,b_2)		
6.		$b_2 := b_2 * 1.03$		103
7.		write(B,b_2)		
8.		**commit**		
9.	**BOT**			
10.	read(A,a_1)			
11.	$a_1 := a_1 - 50$		53	
12.	write(A,a_1)			
13.	read(B,b_1)			
14.	$b_1 := b_1 + 50$			153
15.	write(B,b_1)			
16.	**Commit**			

*Effekt: A = A * 1.03 - 50*
*B = B * 1.03 + 50*

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Schedules

Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.	write(*A*)	
4.		**BOT**
5.		read(*A*)
6.		write(*A*)
7.		read(*B*)
8.		write(*B*)
9.		**commit**
10.	read(*B*)	
11.	write(*B*)	
12.	**commit**	

Serialisierbar?
Nein,
denn Effekt entspricht weder dem seriellen Schedule T_1T_3 noch dem seriellen Schedule T_3T_1

Serialisierbar?
Nein,
obwohl es konkrete Beispiele solcher Transaktionen gibt, für die es einen äquivalenten seriellen Schedule gibt. Man nimmt immer das Schlimmste an.

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Nochmal die beiden seriellen Schedules. Ist Ihnen etwas aufgefallen?

	T_1	T_3	A	B
1.		**BOT**	100	100
2.		read(A,a_2)		
3.		$a_2 := a_2 * 1.03$	103	
4.		write(A,a_2)		
5.		read(B,b_2)		
6.		$b_2 := b_2 * 1.03$		103
7.		write(B,b_2)		
8.		**commit**		
9.	**BOT**			
10.	read(A,a_1)			
11.	$a_1 := a_1 - 50$		53	
12.	write(A,a_1)			
13.	read(B,b_1)			
14.	$b_1 := b_1 + 50$			153
15.	write(B,b_1)			
16.	**Commit**			

	T_1	T_3	A	B
1.	**BOT**		100	100
2.	read(A,a_1)			
3.	$a_1 := a_1 - 50$		50	
4.	write(A,a_1)			
5.	read(B,b_1)			
6.	$b_1 := b_1 + 50$			150
7.	write(B,b_1)			
8.	**Commit**			
9.		**BOT**		
10.		read(A,a_2)		
11.		$a_2 := a_2 * 1.03$	51,5	
12.		write(A,a_2)		
13.		read(B,b_2)		
14.		$b_2 := b_2 * 1.03$		154,5
15.		write(B,b_2)		
16.		**commit**		

$T_1T_3 \neq T_3T_1$ Ist das schlimm?

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Überblick

- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Konflikte

- Bedingung für Serialisierbarkeit: „Konfliktserialisierbarkeit“
- Konfliktserialisierbarkeit wird von den meisten DBMS verlangt (und hergestellt)
- Konflikt herrscht zwischen zwei Aktionen eines Schedules falls die Änderung ihrer Reihenfolge das Ergebnis verändern kann.
  - „Kann“ - nicht muss.
- Neue **Notation**: Aktion $r_i(X)$ bzw. $w_i(X)$
  - read bzw. write
  - TransaktionsID i
  - Datenbankelement X
- **Transaktion** ist eine Sequenz solcher Aktionen
  - $r_1(A)w_1(A)r_1(B)w_1(B)$
- **Schedule** einer Menge von Transaktionen ist eine Sequenz von Aktionen
  - Alle Aktionen aller Transaktionen müssen enthalten sein
  - Aktionen einer Transaktion erscheinen in gleicher Reihenfolge im Schedule

Konflikte

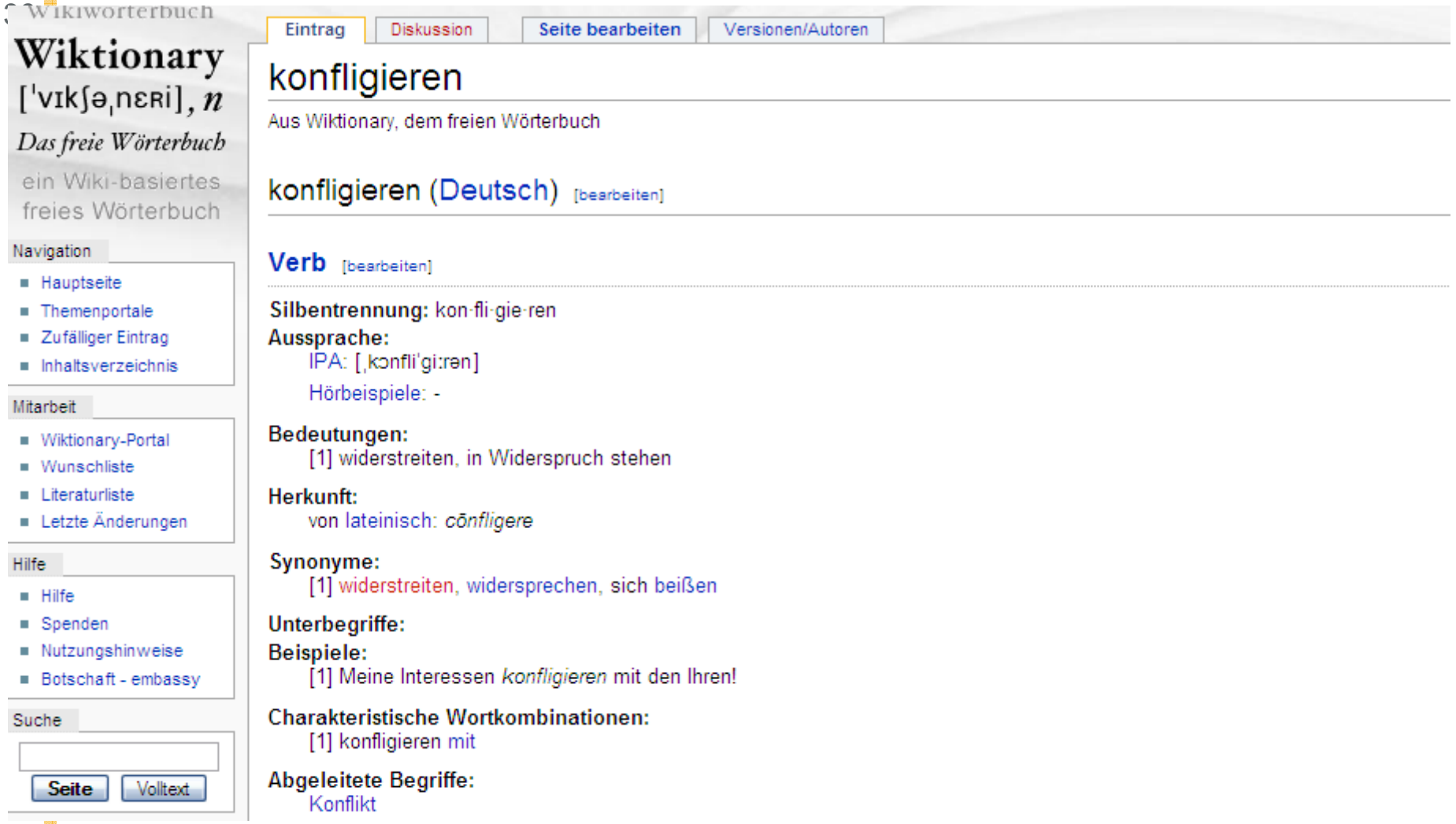
Gegeben Transaktionen T_i und T_k

- $r_i(X)$ und $r_k(X)$ stehen nicht in Konflikt
- $r_i(X)$ und $w_k(Y)$ stehen nicht in Konflikt (falls $X \neq Y$)
- $w_i(X)$ und $r_k(Y)$ stehen nicht in Konflikt (falls $X \neq Y$)
- $w_i(X)$ und $w_k(Y)$ stehen nicht in Konflikt (falls $X \neq Y$)
- $r_i(X)$ und $w_k(X)$ stehen in Konflikt
- $w_i(X)$ und $w_k(X)$ stehen in Konflikt
  - „No coincidences“: Man nimmt immer das schlimmste an. Die Konkrete Ausprägung der write-Operationen ist egal.

Zusammengefasst: Konflikt herrscht falls zwei Aktionen

- das gleiche Datenbankelement betreffen,
- und mindestens eine der beiden Aktionen ein *write* ist.

Konlikt – konfligieren



Wikiwörterbuch

Wiktionary
['vɪkʃəˌnɛʀi], *n*
Das freie Wörterbuch
ein Wiki-basiertes freies Wörterbuch

Navigation
- Hauptseite
- Themenportale
- Zufälliger Eintrag
- Inhaltsverzeichnis

Mitarbeit
- Wiktionary-Portal
- Wunschliste
- Literaturliste
- Letzte Änderungen

Hilfe
- Hilfe
- Spenden
- Nutzungshinweise
- Botschaft - embassy

Suche
Seite | Volltext

Eintrag | Diskussion | Seite bearbeiten | Versionen/Autoren

konfligieren

Aus Wiktionary, dem freien Wörterbuch

konfligieren (Deutsch) [bearbeiten]

Verb [bearbeiten]

Silbentrennung: kon·fli·gie·ren
Aussprache:
IPA: [ˌkɔnfliˈgiːrən]
Hörbeispiele: -

Bedeutungen:
[1] widerstreiten, in Widerspruch stehen

Herkunft:
von lateinisch: *cōnfligere*

Synonyme:
[1] widerstreiten, widersprechen, sich beißen

Unterbegriffe:
Beispiele:
[1] Meine Interessen *konfligieren* mit den Ihren!

Charakteristische Wortkombinationen:
[1] konfligieren mit

Abgeleitete Begriffe:
Konflikt

Konfliktserialisierbarkeit

- Idee: So lange nicht-konfligierende Aktionen tauschen bis aus einem Schedule ein serieller Schedule wird.
  - Falls das klappt ist der Schedule serialisierbar.
- Zwei Schedules *S* und *S'* heißen *konfliktäquivalent*, wenn die Reihenfolge aller Paare von konfligierenden Aktionen in beiden Schedules gleich ist.
- Ein Schedule *S* ist genau dann *konfliktserialisierbar*, wenn *S* konfliktäquivalent zu einem seriellen Schedule ist.
- Schedule:
  $r_1(A)w_1(A)r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)r_1(B)w_1(B)$
- Serieller Schedule T_1T_2:
  $r_1(A)w_1(A)r_1(B)w_1(B)r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)$
- Serieller Schedule T_2T_1:
  $r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)r_1(A)w_1(A)r_1(B)w_1(B)$

Konfliktserialisierbarkeit vs. Serialisierbarkeit

Konfliktserialisierbarkeit $\Rightarrow$ Serialisierbarkeit

- Beispiel zuvor: Serialisierbarkeit war „zufällig“ aufgrund spezieller Ausprägungen der Aktionen möglich.
- S1: $w_1(Y)w_1(X)w_2(Y)w_2(X)w_3(X)$
  - Ist seriell
- S2: $w_1(Y)w_2(Y)w_2(X)w_1(X)w_3(X)$
  - Hat (zufällig) gleichen Effekt wie S1, ist also serialisierbar.
  - Aber: Es müssten konfligierende Aktionen getauscht werden.
    - Welche?
  - S2 ist also nicht konfliktserialisierbar

- Was fällt auf?
  - T_3 überschreibt X sowieso -> Sichtserialisierbarkeit in DBS II

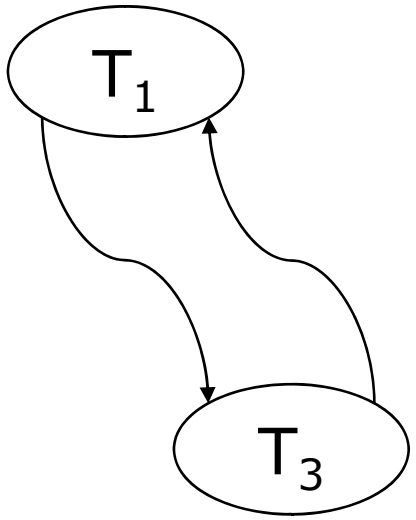
Graphbasierter Test

- Konfliktgraph *G(S) = (V,E)* von Schedule *S*:
  - Knotenmenge *V* enthält alle in *S* vorkommende Transaktionen.
  - Kantenmenge *E* enthält alle gerichteten Kanten zwischen zwei konfligierenden Transaktionen.
    - Kantenrichtung entspricht zeitlichem Ablauf im Schedule.
- Eigenschaften
  - *S* ist ein konfliktserialisierbarer Schedule gdw. der vorliegende Konfliktgraph ein azyklischer Graph ist.
  - Für jeden azyklischen Graphen *G(S)* lässt sich ein serieller Schedule *S'* konstruieren, so dass *S* konfliktäquivalent zu *S'* ist.
    - D.h. *S* ist konfliktserialisierbar
    - Z.B. topologisches Sortieren
  - Enthält der Graph Zyklen, ist der zugehörige Schedule nicht konfliktserialisierbar.

Schedules

Konflikt-serialisierbar?

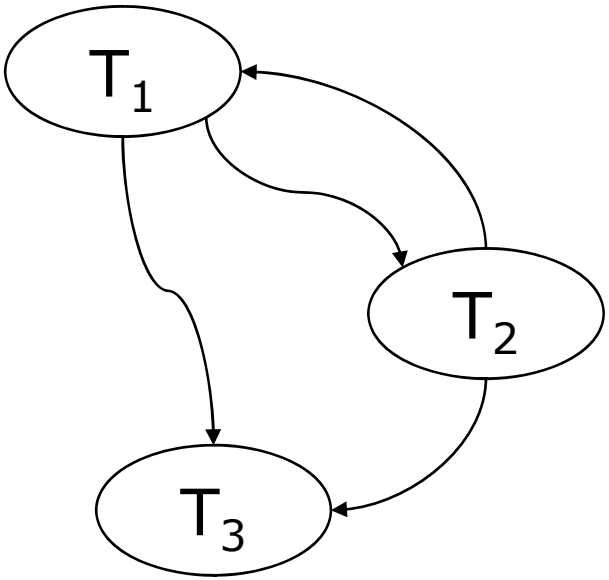
Schritt	T_1	T_3
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.	**write(*A*)**	
4.		**BOT**
5.		**read(*A*)**
6.		write(*A*)
7.		read(*B*)
8.		**write(*B*)**
9.		**commit**
10.	**read(*B*)**	
11.	write(*B*)	
12.	**commit**	



Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Zeitlicher Verlauf dreier Transaktionen

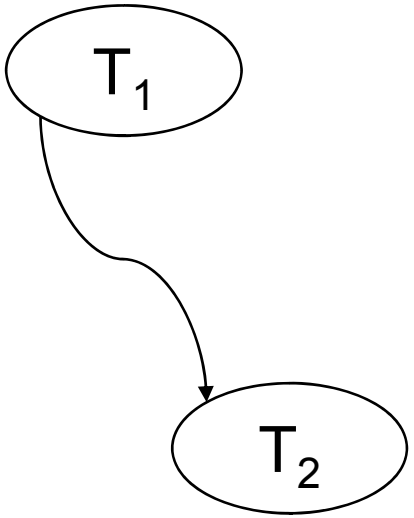
T_1	T_2	T_3
r(y)		
		r(u)
	r(y)	
w(y)		
w(x)		
	w(x)	
	w(z)	
		w(x)



$S = r_1(y)r_3(u)r_2(y)w_1(y)w_1(x)w_2(x)w_2(z)w_3(x)$

Schedules

Schritt	T_1	T_2
1.	**BOT**	
2.	read(*A*)	
3.		**BOT**
4.		read(*C*)
5.	write(*A*)	
6.		write(*C*)
7.	read(*B*)	
8.	write(*B*)	
9.	**commit**	
10.		read(*A*)
11.		write(*A*)
12.		**commit**



Serialisierbarer Schedule

Beispiel: Alfons Kemper (TU München)

Beweis

Konfliktgraph ist zykelfrei $\Leftrightarrow$ Schedule ist konfliktserialisierbar

- Konfliktgraph ist zykelfrei $\Leftarrow$ Schedule ist konfliktserialisierbar
  - Leicht: Konfliktgraph hat Zykel $\Rightarrow$ Schedule ist nicht konfliktserialisierbar
  - $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow \ \ldots \rightarrow T_n \rightarrow T_1$
- Konfliktgraph ist zykelfrei $\Rightarrow$ Schedule ist konfliktserialisierbar
  - Induktion über Anzahl der Transaktionen n
  - $n = 1$: Graph und Schedule haben nur eine Transaktion.
  - $n = n + 1$:
    - Graph ist zykelfrei
      $\Rightarrow$ mindestens ein Knoten T_i ohne eingehende Kante
      $\Rightarrow$ es gibt keine Aktion einer anderen Transaktion, die vor einer Aktion in T_i ausgeführt wird und mit dieser Aktion in Konflikt steht
    - Alle Aktionen aus T_i können an den Anfang bewegt werden (Reihenfolge innerhalb T_i bleibt erhalten).
    - Restgraph ist wieder azyklisch (Entfernung von Kanten aus einem azyklischen Graph kann ihn nicht zyklisch machen).
    - Restgraph hat n-1 Transaktionen

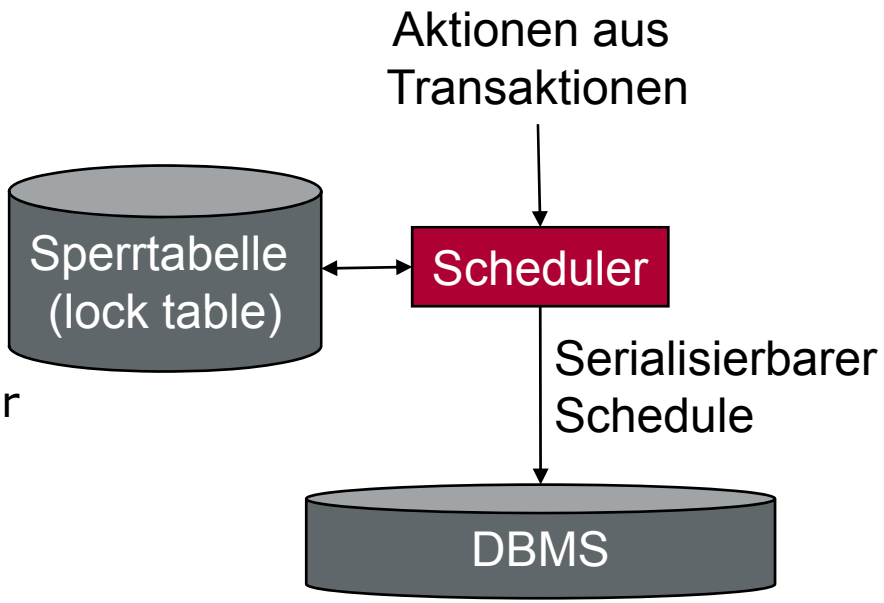
Überblick

- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Scheduler

Der Scheduler in einem DBMS garantiert konfliktserialisierbare (also auch serialisierbare) Schedules bei gleichzeitig laufenden Transaktionen.

- Komplizierte Variante: Graphbasierter Test
  - Inkrementell?
- Einfachere Variante: Sperren und Sperrprotokolle
  - In fast allen DBMS realisiert
- Idee: Transaktion sperrt Objekte der Datenbank für die Dauer der Bearbeitung
  - Andere Transaktionen können nicht auf gesperrte Objekte zugreifen.



Sperren

Idee: Transaktionen müssen zusätzlich zu den Aktionen auch Sperren anfordern und freigeben.

- Bedingungen
  - **Konsistenz** einer Transaktion
    - Lesen oder Schreiben eines Objektes nur nachdem Sperre angefordert wurde und bevor die Sperre wieder freigegeben wurde.
    - Nach dem Sperren eines Objektes muss später dessen Freigabe erfolgen.
  - **Legalität** des Schedules
    - Zwei Transaktionen dürfen nicht gleichzeitig das gleiche Objekt sperren.
- Zwei neue Aktionen
  - $l_i(X)$: Transaktion i fordert Sperre für X an (*lock*).
  - $u_i(X)$: Transaktion i gibt Sperre auf X frei (*unlock*).
- Konsistenz: Vor jedem $r_i(X)$ oder $w_i(X)$ kommt ein $l_i(X)$ (mit keinem $u_i(X)$ dazwischen) und ein $u_i(X)$ danach.
- Legalität: Zwischen $l_i(X)$ und $l_k(X)$ kommt immer ein $u_i(X)$

Schedules mit Sperren

- Zwei Transaktionen
  - $r_1(A)w_1(A)r_1(B)w_1(B)$
  - $r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)$
- Zwei Transaktionen mit Sperren
  - $l_1(A)r_1(A)w_1(A)u_1(A)l_1(B)r_1(B)w_1(B)u_1(B)$
  - $l_2(A)r_2(A)w_2(A)u_2(A)l_2(B)r_2(B)w_2(B)u_2(B)$
  - Konsistent?
- Schedule
  - $l_1(A)r_1(A)w_1(A)u_1(A)$

    $l_2(A)r_2(A)w_2(A)u_2(A)$

    $l_2(B)r_2(B)w_2(B)u_2(B)$

    $l_1(B)r_1(B)w_1(B)u_1(B)$
  - Legal?
  - Konfliktserialisierbar?

Schedules mit Sperren

T_1	T_3	A	B
		25	25
l(A); read(A,a_1)			
$a_1 := a_1 - 100$		125	
write(A,a_1); u(A)			
	l(A); read(A,a_2)		
	$a_2 := a_2 * 2$	250	
	write(A,a_2); u(A)		
	l(B); read(B,b_2)		
	$b_2 := b_2 * 2$		50
	write(B,b_2); u(B)		
l(B); read(B,b_1)			
$b_1 := b_1 + 100$			150
write(B,b_1); u(B)			

Legal? Serialisierbar? Konfliktserialisierbar?

Freigabe durch Scheduler

Scheduler speichert Sperrinformation in Sperrtabelle

- **`Sperren(Element, Transaktion)`**
- Anfragen, INSERT, DELETE
- Vergabe von Sperren nur wenn keine andere Sperre existiert
- Alte Transaktionen
  - $l_1(A)r_1(A)w_1(A)u_1(A)l_1(B)r_1(B)w_1(B)u_1(B)$
  - $l_2(A)r_2(A)w_2(A)u_2(A)l_2(B)r_2(B)w_2(B)u_2(B)$
- Neue Transaktionen
  - $l_1(A)r_1(A)w_1(A)\mathbf{l_1(B)u_1(A)}r_1(B)w_1(B)u_1(B)$
  - $l_2(A)r_2(A)w_2(A)\mathbf{l_2(B)u_2(A)}r_2(B)w_2(B)u_2(B)$
  - Konsistent?

Schedules mit Sperren

T_1	T_3	A	B
		25	25
l(A); read(A,a_1)			
$a_1 := a_1 - 100$		125	
write(A,a_1); l(B); u(A)			
	l(A); read(A,a_2)		
	$a_2 := a_2 * 2$	250	
	write(A,a_2);		
	l(B); abgelehnt!		
read(B,b_1)			
$b_1 := b_1 + 100$			125
write(B,b_1); u(B)			
	l(B); u(A); read(B,b_2)		
	$b_2 := b_2 * 2$		250
	write(B,b_2); u(B)		

Legal? Serialisierbar? Konfliktserialisierbar? Zufall?

2-Phasen Sperrprotokoll

2-Phase-Locking (2PL): Einfache Bedingung an Transaktionen garantiert Konfliktserialisierbarkeit.

- Alle Sperranforderungen geschehen vor allen Sperrfreigaben
- Die Phasen
  - Phase 1: Sperrphase
  - Phase 2: Freigabephase
- Wichtig: Bedingung an Transaktionen, nicht an Schedule

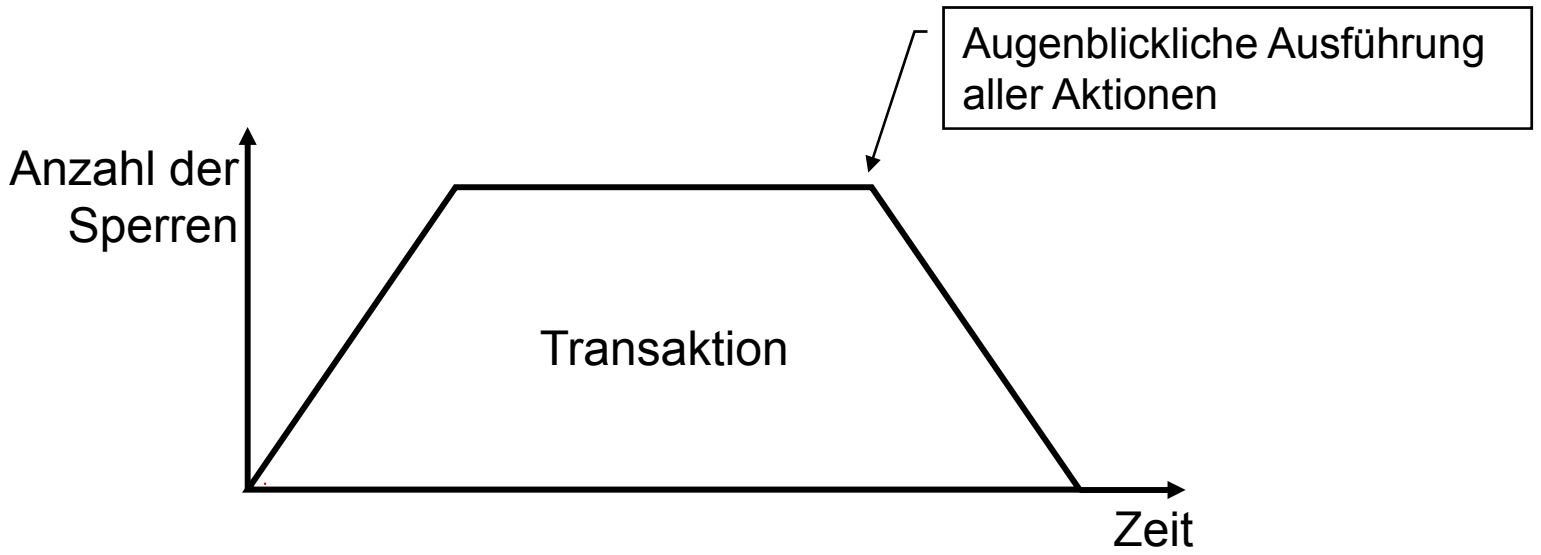
2-Phasen Sperrprotokoll – Beispiel

T_1	T_3	A	B
		25	25
l(A); read(A,a_1)			
$a_1 := a_1 - 100$		125	
write(A,a_1); u(A)			
	l(A); read(A,a_2)		
	$a_2 := a_2 * 2$	250	
	write(A,a_2); *u(A)*		
	l(B); read(B,b_2)		
	$b_2 := b_2 * 2$		50
	write(B,b_2); u(B)		
l(B); read(B,b_1)			
$b_1 := b_1 + 100$			150
write(B,b_1); u(B)			

T_1	T_3	A	B
		25	25
l(A); read(A,a_1)			
$a_1 := a_1 - 100$		125	
write(A,a_1); l(B); u(A)			
	l(A); read(A,a_2)		
	$a_2 := a_2 * 2$	250	
	write(A,a_2);		
	l(B); abgelehnt!		
read(B,b_1)			
$b_1 := b_1 + 100$			125
write(B,b_1); u(B)			
	l(B); u(A); read(B,b_2)		
	$b_2 := b_2 * 2$		250
	write(B,b_2); u(B)		

2PL – Intuition

- Jede Transaktion führt sämtliche Aktionen in dem Augenblick aus, zu dem das erste Objekt freigegeben wird.
- Reihenfolge der Transaktionen des äquivalenten seriellen Schedules: Reihenfolge der ersten Freigaben von Sperren



2PL – Beweis

- Idee: Verfahren zur Konvertierung eines beliebigen, legalen Schedule *S* aus konsistenten, 2PL Transaktionen in einen konfliktäquivalenten seriellen Schedule
- Induktion über Anzahl der Transaktionen *n*
- *n* = 1: Schedule *S* ist bereits seriell
- *n* = *n* + 1:
  - *S* enthalte Transaktionen T_1, T_2, …, T_n.
  - Sei T_i die Transaktion mit der ersten Freigabe $u_i(X)$.
  - Es ist möglich, alle Aktionen der Transaktion an den Anfang des Schedules zu bewegen, ohne konfligierende Aktionen zu passieren.
  - Angenommen es gibt eine Schreibaktion $w_i(Y)$, die man nicht verschieben kann:
    - … $w_k(Y)$ … $u_k(Y)$ … $l_i(Y)$ … $w_i(Y)$ …
  - Da T_i erste freigebenden Transaktion ist, gibt es ein $u_i(X)$ vor $u_k(Y)$:
    - … $w_k(Y)$ … $u_i(X)$ … $u_k(Y)$ … $l_i(Y)$ … $w_i(Y)$ …
  - T_i ist nicht 2PL

Überblick

- Transaktionen
- Isolationsebenen
- Serialisierbarkeit
- Konfliktserialisierbarkeit
- Sperrprotokolle
- Sperren

Mehrere Sperrmodi

Idee: Mehrere Arten von Sperren erhöhen die Flexibilität und verringern die Menge der abgewiesenen Sperren.

- Sperren obwohl nur gelesen wird, ist übertrieben
  - Sperre ist dennoch nötig
  - Aber: Mehrere Transaktionen sollen gleichzeitig lesen können.
- Schreibsperre
  - *Exclusive lock*: $xl_i(X)$
  - Erlaubt auch das Lesen
- Lesesperre
  - *Shared lock*: $sl_i(X)$
- Kompatibilität
  - Für ein Objekt darf es nur eine Schreibsperre oder mehrere Lesesperren geben.
- Freigabe
  - Unlock: $u_i(X)$ gibt alle Arten von Sperren frei

Bedingungen

- Konsistenz von Transaktionen
  - Schreiben ohne Schreibsperre ist nicht erlaubt.
  - Lesen ohne irgendeine Sperre ist nicht erlaubt.
  - Jede Sperre muss irgendwann freigegeben werden.
- 2PL von Transaktionen
  - Wie zuvor: Nach der ersten Freigabe dürfen keine Sperren mehr angefordert werden.
- Legalität von Schedules
  - Auf ein Objekt mit einer Schreibsperre darf es keine andere Sperre einer anderen Transaktion geben.
  - Auf ein Objekt kann es mehrere Lesesperren geben.

		Angeforderte Sperre	
		sl	xl
Aktuelle Sperre	sl	Ja	Nein
	xl	Nein	Nein

Beispiel

- T1: $sl_1(A)r_1(A)xl_1(B)r_1(B)w_1(B)u_1(A)u_1(B)$
- T2: $sl_2(A)r_2(A)sl_2(B)r_2(B)u_2(A)u_2(B)$
  - Konsistent?
  - 2PL?

T_1	T_2
sl(A); r(*A*)	
	sl(A)r(A)
	sl(B)r(B)
xl(B) – abgelehnt!	
	u(A)u(B)
xl(B)r(B)w(B)	
u(A)u(B)	

Legal? Konfliktserialisierbar? 2PL funktioniert auch hier!

Weitere Sperrarten

- Upgraden einer Sperre
  - Von Lesesperre zu Schreibsperre
  - Anstatt gleich strenge Schreibsperre zu setzen
- Updatesperren
  - Erlaubt nur lesenden Zugriff
  - Kann aber Upgrade erfahren
  - Lesesperre kann dann keinen Upgrade erfahren
- Inkrementsperre
  - Erlaubt lesenden Zugriff
  - Erlaubt schreibenden Zugriff falls Wert nur inkrementiert wird.
  - Inkremente sind kommutativ.