Handel, Banken, Ticketsystem (Teil 2)

VL Big Data Engineering
(aka Informationssysteme)

Prof. Dr. Jens Dittrich

bigdata.uni-saarland.de

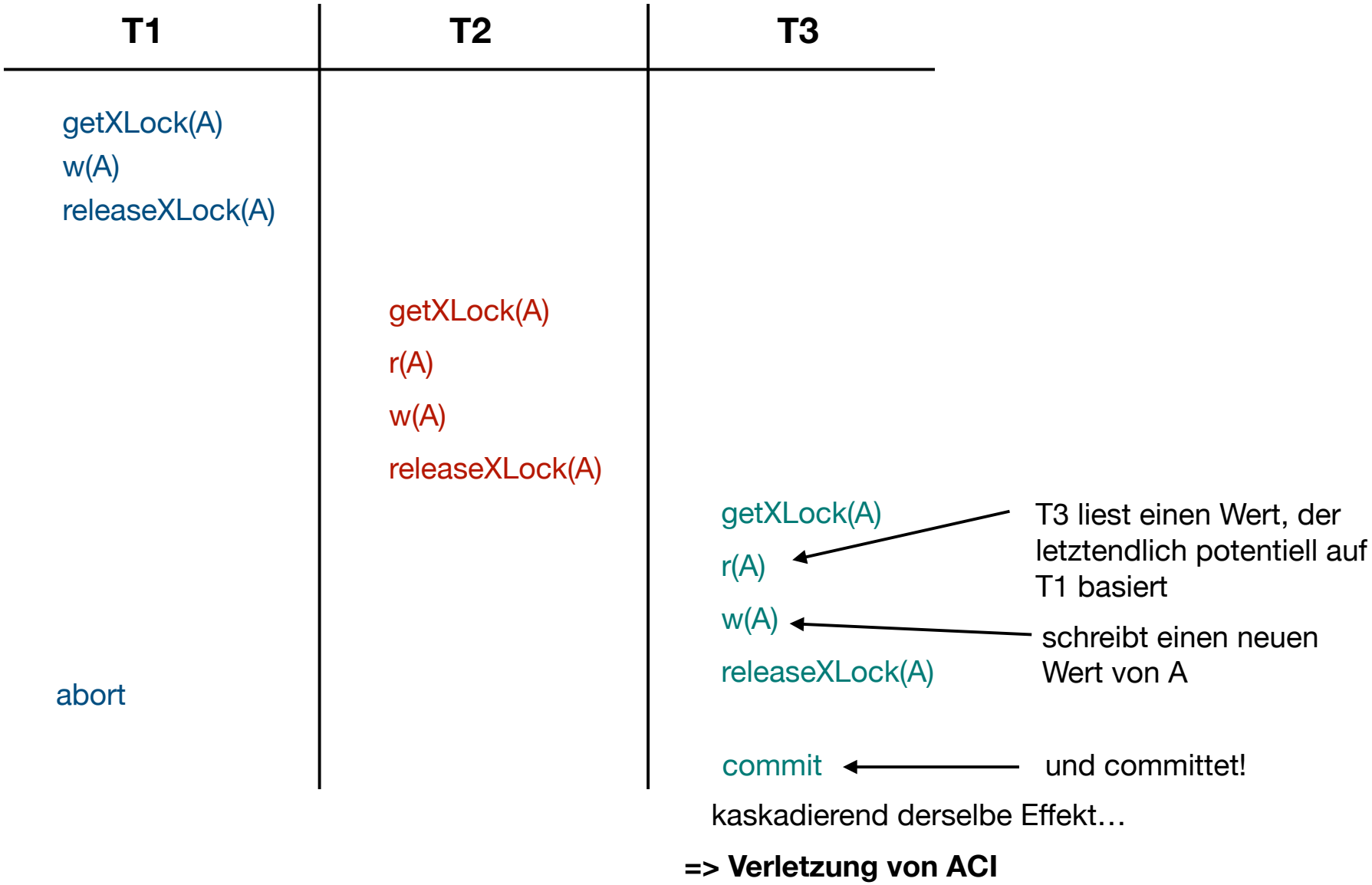
10. Juli 2020

Spickzettel für Teil 1

1. Transaktion: bündelt mehrere SQL-Statements
2. ACID: Atomarität, Konsistenz, Isolation, Dauerhaftigkeit. Für jede Transaktion müssen die ACID-Eigenschaften garantiert werden.
3. Aber wie machen wir das? Insbesondere wie garantieren wir **automatisch** Isolation?
4. Sperren von Tupeln: Lese- und Schreibsperren, Kompatibilität von Sperren
5. Ausführungsplan (Historie): konkrete Verschränkung von Lese-/Schreiboperationen
6. Serieller Ausführungsplan: Transaktionen werden nacheinander ausgeführt
7. Konfliktserialisierbarer Ausführungsplan: äquivalent zu einem seriellen Ausführungsplan
8. Konflikt-Graph: aggregierte Form eines Ausführungsplan: Knoten entsprechen Transaktionen
9. Kein Zyklus im Konflikt-Graph $\Rightarrow$ zugehöriger Ausführungsplan ist konfliktserialisierbar
10. 2PL hat zwei Phasen: Wachstumsphase (Sperren holen), Schrumpfphase (Sperren zurückgeben)
11. 2PL lässt nur konfliktserialisierbare Ausführungspläne zu
12. 2PL erlaubt aber leider kaskadierendes Rücksetzen

Kaskadierendes Zurücksetzen (cascading rollback, Wdh)

Beispiel: Dieser Ausführungsplan wird mit 2PL zugelassen (und ist konfliktserialisierbar)!



Striktes Two-Phase-Locking (Strict 2PL, S2PL)

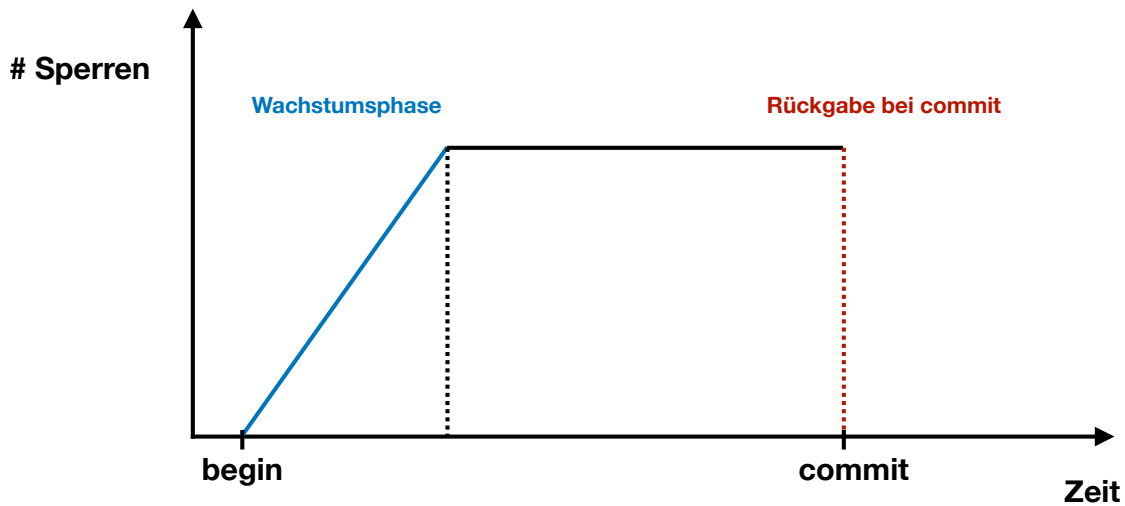
Striktes Two-Phase-Locking (Strict 2PL, S2PL)

Die Laufzeit einer Transaktion hat nur eine zeitliche Phase:

1. **Wachstumsphase:** Die Transaktion kann Sperren anfordern.

Sperren werden nicht vor dem commit zurückgegeben.

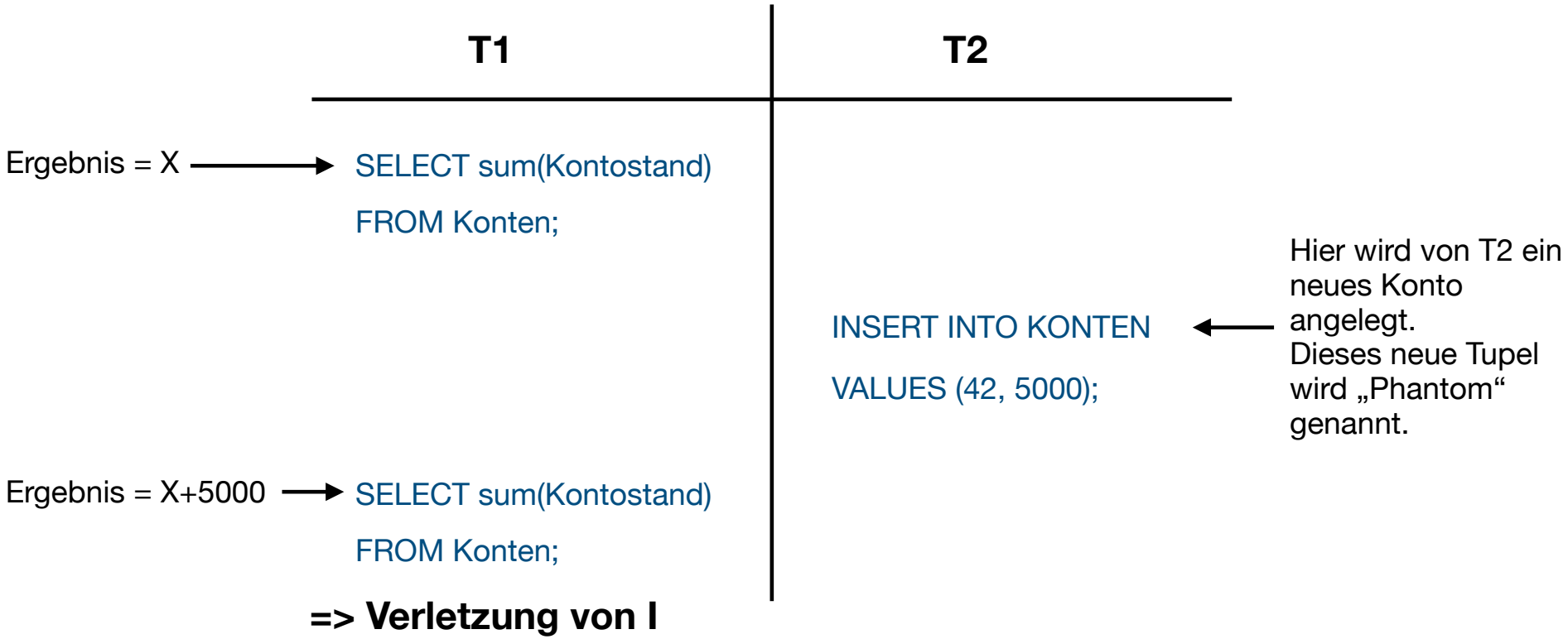
Zeitliche Übersicht für eine Transaktion unter S2PL:



S2PL verhindert Ausführungspläne mit kaskadierendem Zurücksetzen.

Phantomproblem

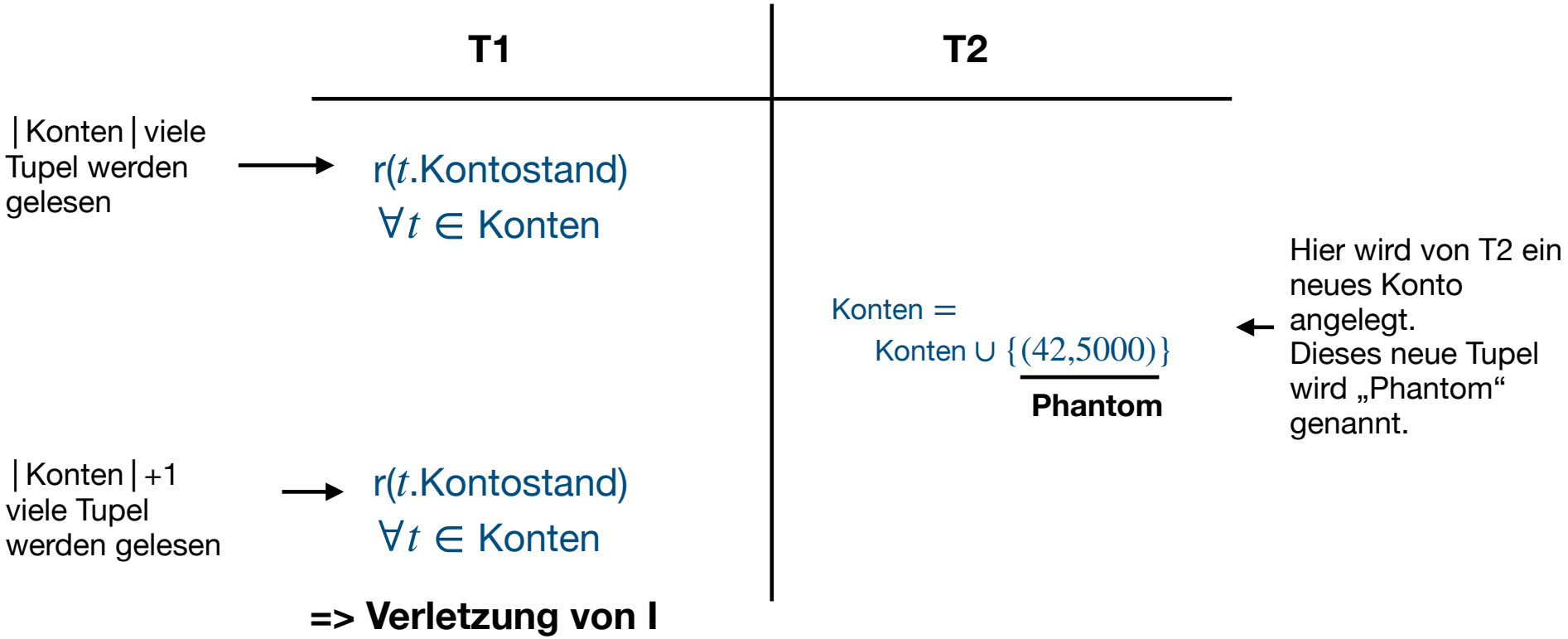
Beispiel: Dieser Ausführungsplan wird mit S2PL zugelassen!



Was ist der Unterschied, zu den Szenarios, die wir bisher betrachtet haben?

Wir betrachten hier nicht mehr nur Lese-/Schreiboperationen, die **einzelne Tupel** lesen oder schreiben, wie bisher gefordert. Jetzt liest ein einzelnes SQL-Statement **mehr als ein Tupel**!

Sperren mehrerer Tupel

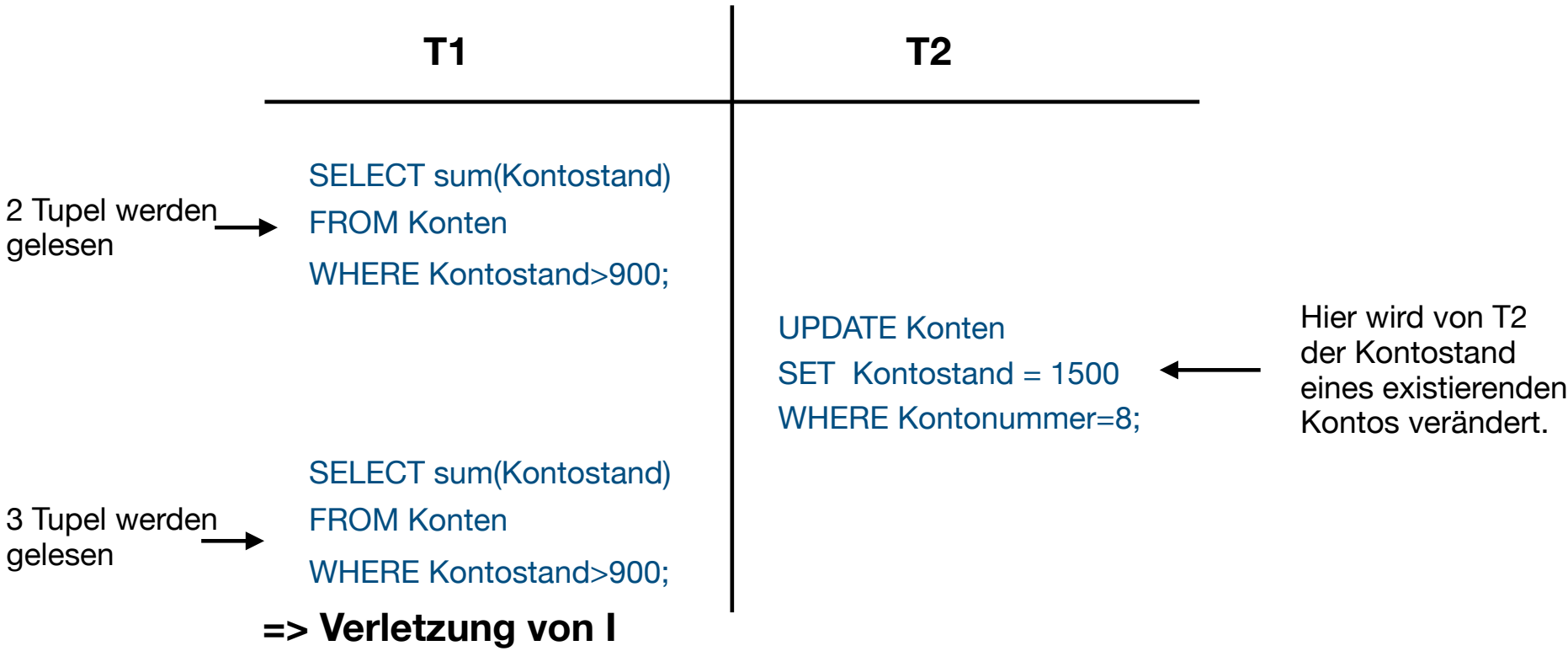


Was bedeutet dies für das Sperren von Tupeln?

Ein einzelnes Statement in einer Transaktion fordert u.U. mehr als eine Lese- und/oder Schreibsperre an.
In dem Beispiel bedeutet $\forall t \in$ Konten r(t.Kontostand), dass für jedes **zu diesem Zeitpunkt in der Relation Konten existierende Tupel konzeptuell eine separate Leseoperation ausgeführt wird.**

Phantomproblem ohne Insert oder Delete

Beispiel: Dieser Ausführungsplan wird mit S2PL zugelassen!



Das Problem ist hier, dass innerhalb der WHERE-Klausel unterschiedliche Tupel selektiert werden. Das Prädikat Kontostand>900 führt je nach Ausführungszeitpunkt zu unterschiedlichen Ergebnissen.

Prädikatsperren (Predicate Locking)

Prädikatsperren (Predicate Locking)

Um zu verhindern, dass eine Transaktion mit SQL-Statement, die auf mehrere Tupel zugreifen, ein Phantom sieht, müssen zusätzlich für solche Statements die Prädikate der WHERE-Bedingung dieser SQL-Statements gesperrt werden.

Beispiele:

```
SELECT   sum(Kontostand)
FROM     Konten;
```

bedeutet eigentlich:

```
SELECT   sum(Kontostand)
FROM     Konten
WHERE    True;
```

⇒ Vor dem Lesen die ganze Relation Konten sperren!

```
SELECT   sum(Kontostand)
FROM     Konten
WHERE    Kontostand>900;
```

⇒ Vor dem Lesen den Bereich sperren, für den gilt, dass der Kontostand größer als 900 ist!

Isolationsstufen: Abschwächung der Konsistenzgarantien (isolation level)

Isolationsstufen: Abschwächung der Konsistenzgarantien (isolation level)

Viele Datenbanksysteme bieten die Möglichkeit an, die Isolation von Transaktionen gegeneinander abzuschwächen. Der Gewinn ist höhere Performanz, der Verlust: schwächere Isolationsgarantien, die (je nach Anwendung) zu Problemen mit der Datenbasis führen können.

- die Default-Einstellung von DBMS ist typischerweise **nicht** `SERIALIZABLE`
- aber: `SERIALIZABLE` sollte jedes DBMS implementieren (notfalls wird das intern übersetzt zu serieller Ausführung)
- was die schwächeren Isolationsstufen für Fehlersituationen zulassen, ist leider stark von der Implementierung der Nebenläufigkeitskomponente im Datenbanksystem abhängig.
- im Zweifel für das konkrete System sorgfältig die Doku lesen!

Beispiel für (eine) Realisierung von Isolationsstufen

	Lesen	Schreiben	zusätzlich
`Read Uncommitted`	keine Sperren	S2PL	nichts
`Read committed`	kurzzeitige Sperren	S2PL	nichts
`Repeatable Read`	S2PL	S2PL	nichts
`Serializable`	S2PL	S2PL	Prädikatsperren

Zusammenfassung:

Konfliktserialisierbar ⇒ Serializable

Konfliktserialisierbarkeit impliziert Serialisierbarkeit im Sinne der obigen theoretischen Definition: Der Ausführungsplan ist äquivalent zu einem seriellen Ausführungsplan.

Das Problem damit: was, wenn nicht alle Transaktionen im Ausführungsplan committen? Deswegen müssen wir mehr machen:

Konfliktserialisierbar ⇏ `Serializable`

Die Isolationsstufe `Serializable` ist viel stärker als das theoretische Konzept und verhindert auch Probleme, die durch abbrechende Transaktionen auftreten können.

Handel, Banken, Ticketsystem

4. Transfer der Grundlagen auf die konkrete Anwendung

...

Frage 1

Wie erlauben wir das nebenläufige Ändern von Daten, ohne dass fehlerhafte Daten entstehen?

Nebenläufigkeitskontrolle (Concurrency Control)

Frage 2

Wie entwerfen wir das so, dass das Verfahren und das resultierende Gesamtsystem effizient sind?

Beispielsweise durch S2PL mit Prädikatsperren bzw. abgeschwächte Garantien mittels Isolationsstufen.
Moderne DBMS benutzen MVCC oder eine Kombination mit S2PL (siehe Stammvorlesung).

Zusammenfassung vom letzten Mal

- Konfliktserialisierbarkeit $\Rightarrow$ “äquivalent zu einer seriellen Ausführung“, $\not\Rightarrow$ Atomarität!

„Konfliktserialisierbarkeit“ heißt: die verschränkte Ausführung der Aktionen ist zwar nicht das Problem. Das schließt aber nicht aus, dass es andere Probleme gibt!

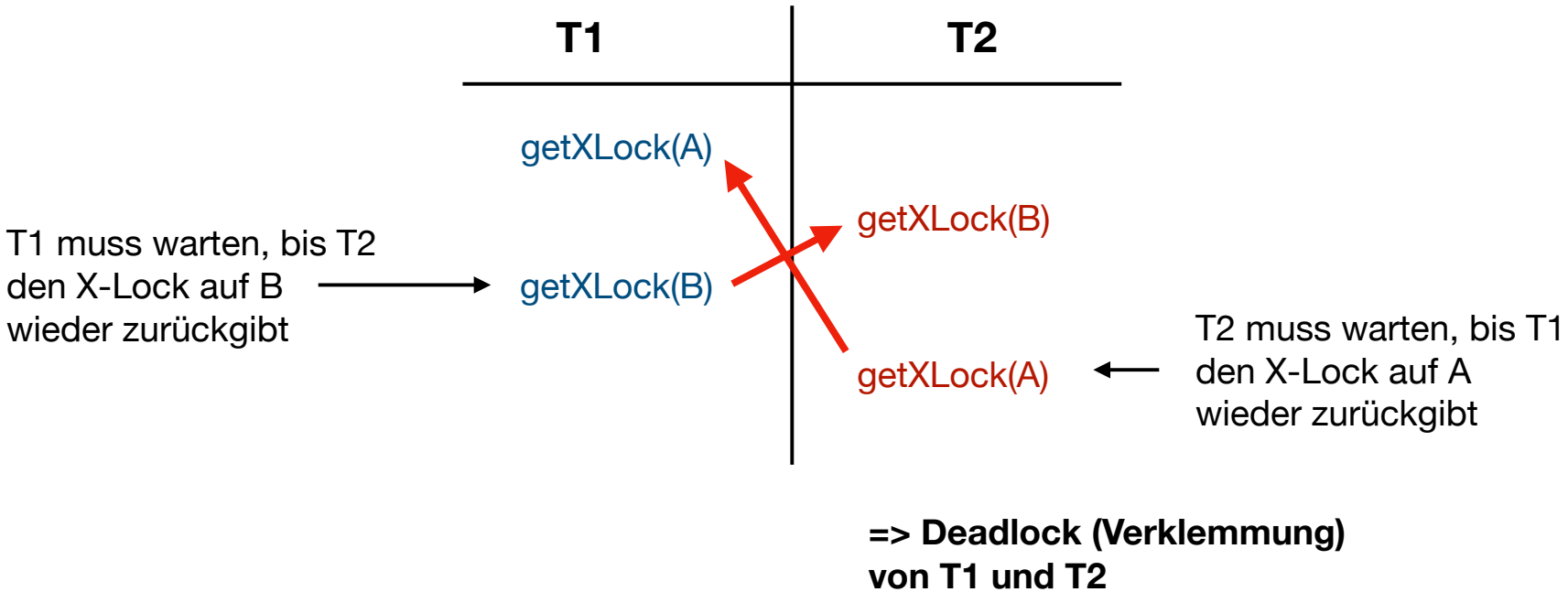
Konfliktserialisierbarkeit alleine ist nicht genug, um ACID zu garantieren!

- striktes 2 PL $\Rightarrow$ Atomarität, aber Phantome und Deadlocks!!!

Deadlocks?

Verklemmung (Deadlock)

Beispiel: Dieser Ausführungsplan wird mit S2PL zugelassen!



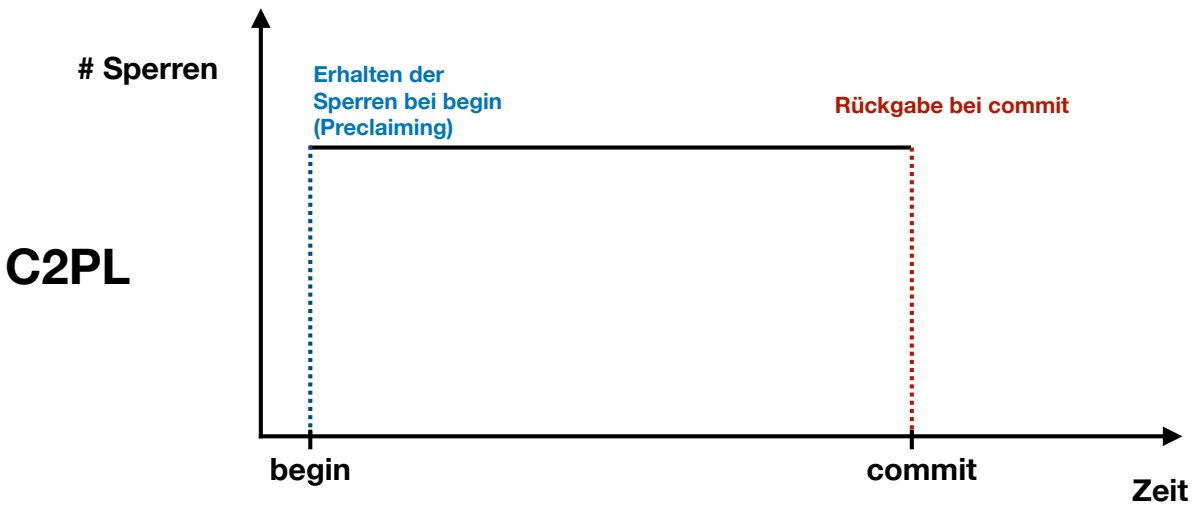
Da T1 und T2 gegenseitig auf sich warten, werden sie niemals weiterrechnen.

Konservatives Two-Phase-Locking (Conservative 2PL, C2PL, preclaiming)

Konservatives Two-Phase-Locking

Alle Sperren werden bei begin angefordert. Falls die Transaktion nicht alle Sperren bekommt, rechnet sie nicht los.
Sperren werden nicht vor dem commit zurückgegeben.

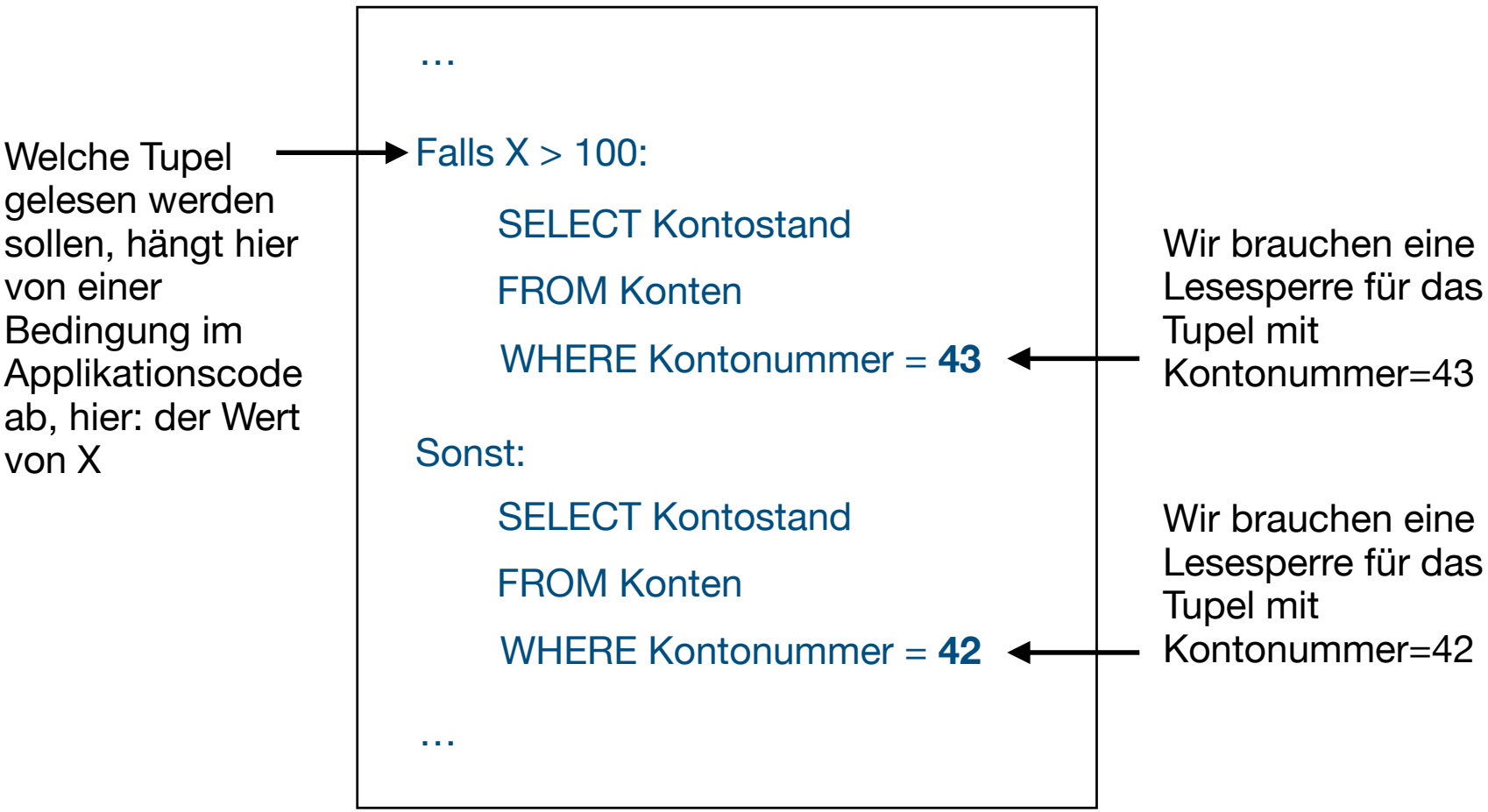
Zeitliche Übersicht für eine Transaktion unter C2PL:



C2PL verhindert Deadlocks.

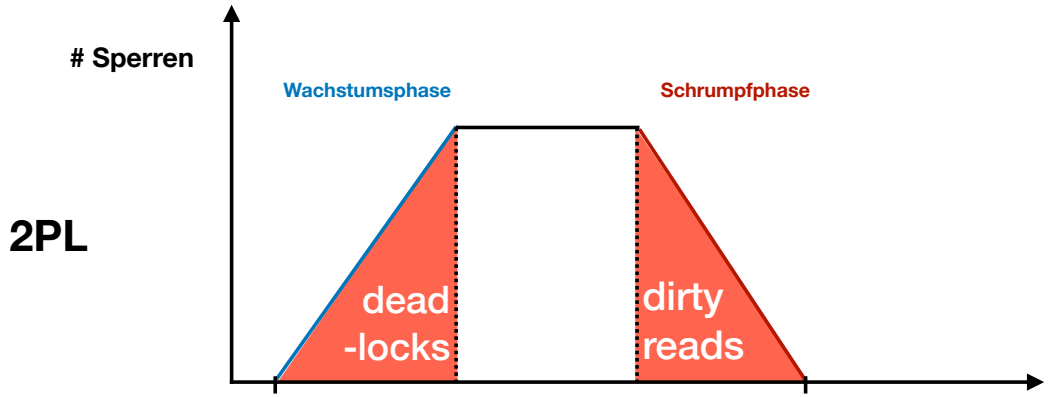
Beispiel

Beispielcode einer Transaktion:



Preclaiming ist unrealistisch und funktioniert nicht für alle Transaktionen.

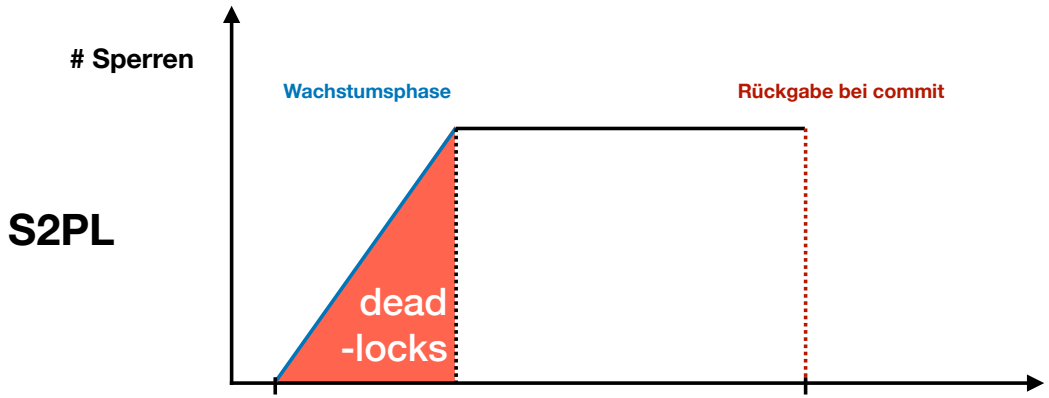
Übersicht über die verschiedenen 2PL-Varianten



deadlocks sind möglich

dirty reads durch andere Transaktionen sind möglich

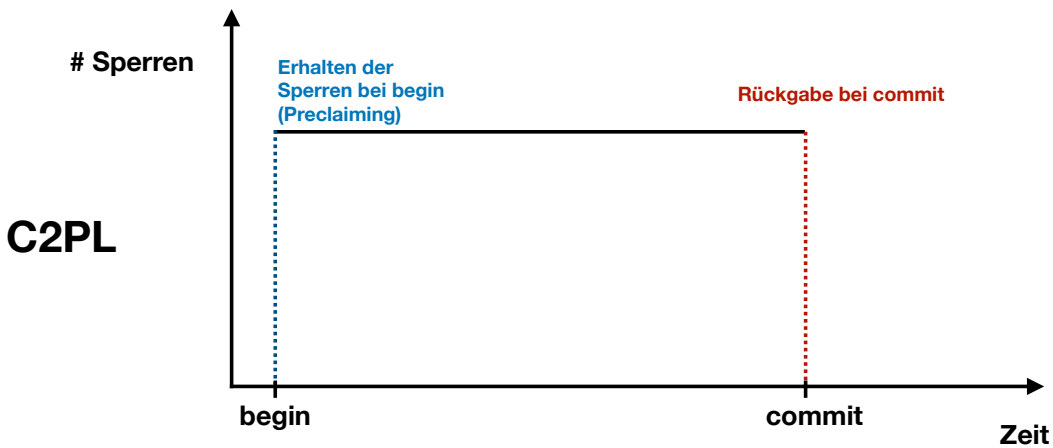
Sperren werden bei Bedarf angefordert und früh zurückgegeben



deadlocks sind möglich

dirty reads durch andere Transaktionen sind **nicht** möglich

Sperren werden bei Bedarf angefordert und bei commit zurückgegeben



deadlocks sind **nicht** möglich

dirty reads durch andere Transaktionen sind **nicht** möglich

Sperren werden bei begin angefordert und bei commit zurückgegeben

Dirty Read (Schmutziges Lesen)

Dirty Read (Schmutziges Lesen)

Mit **Dirty Read** bezeichnen wir das Lesen eines Wertes durch eine Transaktion, der von einer anderen nicht committeten oder abgebrochenen Transaktion geschrieben wurde. D.h. es wurde ein Wert gelesen, der im Sinne der Isolation noch nicht für andere Transaktionen hätte sichtbar sein dürfen.

Beispiel:

AP: $w_1(A) \rightarrow \underbrace{r_2(A)}_{\text{dirty read}} \rightarrow w_2(B) \rightarrow \underbrace{r_2(B)}_{\textbf{kein dirty read}} \rightarrow \underbrace{r_1(B)}_{\text{dirty read}} \rightarrow c_2 \rightarrow c_1$

Lock Ordering

Einfaches Verfahren zur Verhinderung von Deadlocks:

Lock Ordering

1. Nummeriere (einmalig) alle Objekte, die gesperrt werden dürfen.
2. Jede Transaktion darf Sperren nur in der Reihenfolge dieser Nummerierung anfordern.
3. Benötigt eine Transaktion eine Sperre mit Nummer x, obwohl sie bereits eine Sperre mit Nummer $y > x$ hält, bricht sie ab.

Beispiel: (für eine Nummerierung von Objekten)

- Alle Relationen werden nach ihrem Namen angeordnet.
- Innerhalb jeder Relation kann jedes Tupel nach seinem Schlüssel angeordnet werden.
- D.h. wir haben nach zwei Kriterien sortiert.
- Eine solche Sortierung nennen wir *lexikographische Sortierung*.

Beispiel

Datenbasis:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	1000 €
1	45 €
7	2000 €
8	74 €
4	500 €

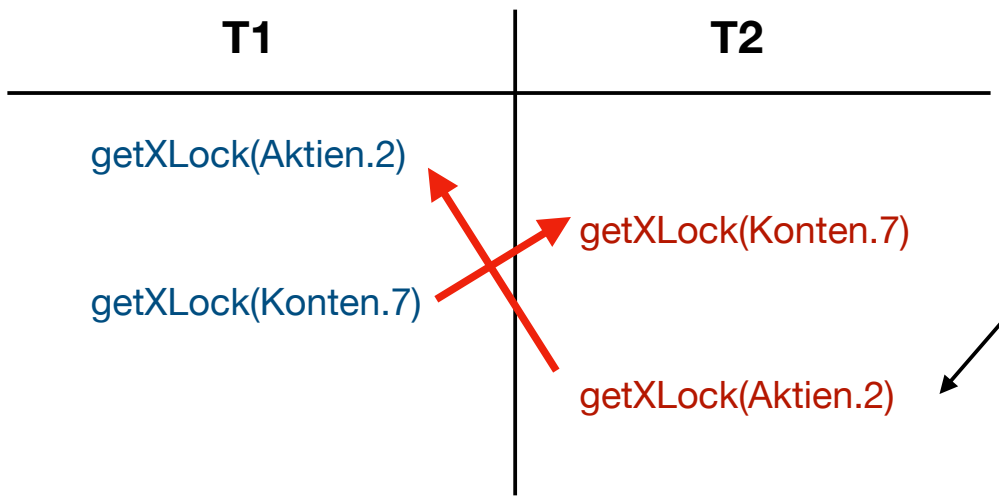
Aktien	
ID	**Wert**
5	88
2	23
4	23

Depots	
ID	**Wert**
1	45
5	23
6	67
4	11

Datenobjekte: Tupel

Nummerierung:

Aktien.2
Aktien.4
Aktien.5
Depots.1
Depots.4
Depots.5
Depots.6
Konten.1
Konten.2
Konten.4
Konten.7
Konten.8



T2 fordert eine Sperre für Aktien.2 an, welches kleiner ist als Konten.7
=> T2 wird abgebrochen und T1 läuft weiter

Grundsätzliche Extreme der Sperrverfahren

Schlecht:
Datenobjekte und Prädikate nicht sperren

$\Downarrow$

beliebig viele Probleme mit ACID und Deadlocks

Gut:
andere Transaktionen müssen niemals warten

$\Downarrow$

exzellente Performance

Isolationsstufe:
`READ UNCOMMITTED`

VS

Gut:
sehr restriktiv Datenobjekte und Prädikate sperren

$\Downarrow$

keine Probleme mit ACID und Deadlocks

Schlecht:
andere Transaktionen müssen oft unnötig warten

$\Downarrow$

schwache Performance

Isolationsstufe:
`SERIALIZABLE`

Isolationsstufe in SQL setzen

```
BEGIN TRANSACTION ISOLATION LEVEL
{   SERIALIZABLE
  | REPEATABLE READ
  | READ COMMITTED
  | READ UNCOMMITTED
};
...
COMMIT;
```

Dies ist die PostgreSQL-Syntax. Die Syntax unterscheidet sich je nach Datenbanksystem.
In diesem Beispiel wird die Isolationsstufe für eine einzelne Transaktion angegeben.

Achtung:

Falls man nichts weiter angibt, ist in PostgreSQL die Default-Isolationsstufe: `READ COMMITTED`.

Transaktionen in SQL (Transactions.ipynb)

Rollback Transactions

The next example shows a similar transaction as above. The only difference is that instead of making the changes persistent, we decide to `ABORT` the transaction by calling `rollback()` on the connection. It is equivalent to running the following transaction directly from the database shell:

```
BEGIN;
UPDATE accounts SET balance = balance - 100 WHERE id=3;
UPDATE accounts SET balance = balance + 100 WHERE id=1;
ABORT;
```

All changes performed by the aborted transaction will not be reflected by the database. Note that if we `close()` an open connection, `rollback()` will be performed implicitly.

In [6]:
```
# Open a cursor to perform database operations
cur1 = conn1.cursor()

# Open a cursor on second connection to perform database operations
cur2 = conn2.cursor()

# Update balance of account 3, implicitly begins a transaction
cur1.execute("""UPDATE accounts SET balance = balance - 100 WHERE id=3;""")

# Update balance of account 1, implicitly begins a transaction
cur1.execute("""UPDATE accounts SET balance = balance + 100 WHERE id=1;""")

# Compare states visible to both transactions
q_acc = """SELECT * FROM accounts WHERE id=1 OR id=3;"""
cur1.execute(q_acc)
cur2.execute(q_acc)
print(f"Account balances observed by each transaction before COMMIT:\n"\
      f"Transaction 1: {cur1.fetchall()}\n"\
      f"Transaction 2: {cur2.fetchall()}\n"\
```

https://github.com/BigDataAnalyticsGroup/bigdataengineering/blob/master/Transactions.ipynb

Isolationsstufen in Python simuliert

In [6]:
```
# Execute the given schedule using the transaction manager
tx_manager.execute_schedule(schedule, dump_exec_code=False)
```

```
******************
submitted_schedule
******************
0          TX2    =>  BEGIN()
1          TX2    =>  bal2_0 = READ(table_name=accounts, rowid=0, column=Balance)
2          TX2    =>  ASSERT(constraint=(bal2_0 >= 100))
3          TX1    =>  BEGIN()
4          TX1    =>  bal1_0 = READ(table_name=accounts, rowid=0, column=Balance)
5          TX2    =>  UPDATE(table_name=accounts, rowid=0, values={'Balance': bal2_0 - 100.0})
6          TX2    =>  COMMIT()
7          TX1    =>  ASSERT(constraint=(bal1_0 >= 100))
8          TX1    =>  bal1_0 = READ(table_name=accounts, rowid=0, column=Balance)
9          TX1    =>  UPDATE(table_name=accounts, rowid=0, values={'Balance': bal1_0 - 100.0})
10         TX3    =>  BEGIN()
11         TX3    =>  bal3_3 = READ(table_name=accounts, rowid=3, column=Balance)
12         TX3    =>  UPDATE(table_name=accounts, rowid=3, values={'Balance': bal3_3 + 100.0})
13         TX1    =>  bal1_3 = READ(table_name=accounts, rowid=3, column=Balance)
14         TX3    =>  ABORT()
15         TX1    =>  UPDATE(table_name=accounts, rowid=3, values={'Balance': bal1_3 + 100.0})
16         TX1    =>  COMMIT()

*****************
executed_schedule
*****************
0          TX2    =>  BEGIN()
1          TX2    =>  bal2_0 = READ(table_name=accounts, rowid=0, column=Balance)
2          TX2    =>  ASSERT(constraint=(bal2_0 >= 100))
5          TX2    =>  UPDATE(table_name=accounts, rowid=0, values={'Balance': bal2_0 - 100.0})
6          TX2    =>  COMMIT()
```

siehe github: Transaction Manager.ipynb

Handel, Banken, Ticketsystem

4. 15 min: Transfer der Grundlagen auf die konkrete Anwendung

Geld abheben mit `READ COMMITTED`?

T1 : holt sich **kurze** Lesesperre: guckt, ob genug Geld auf dem Konto, nur wenn Kontostand größer als angefragter Betrag, darf Geld abgehoben werden; **gibt** Lesesperre wieder **zurück**!

T2 : holt sich **kurze** Lesesperre: guckt, ob genug Geld auf dem Konto, nur wenn Kontostand größer als angefragter Betrag, darf Geld abgehoben werden; **gibt** Lesesperre wieder **zurück**!

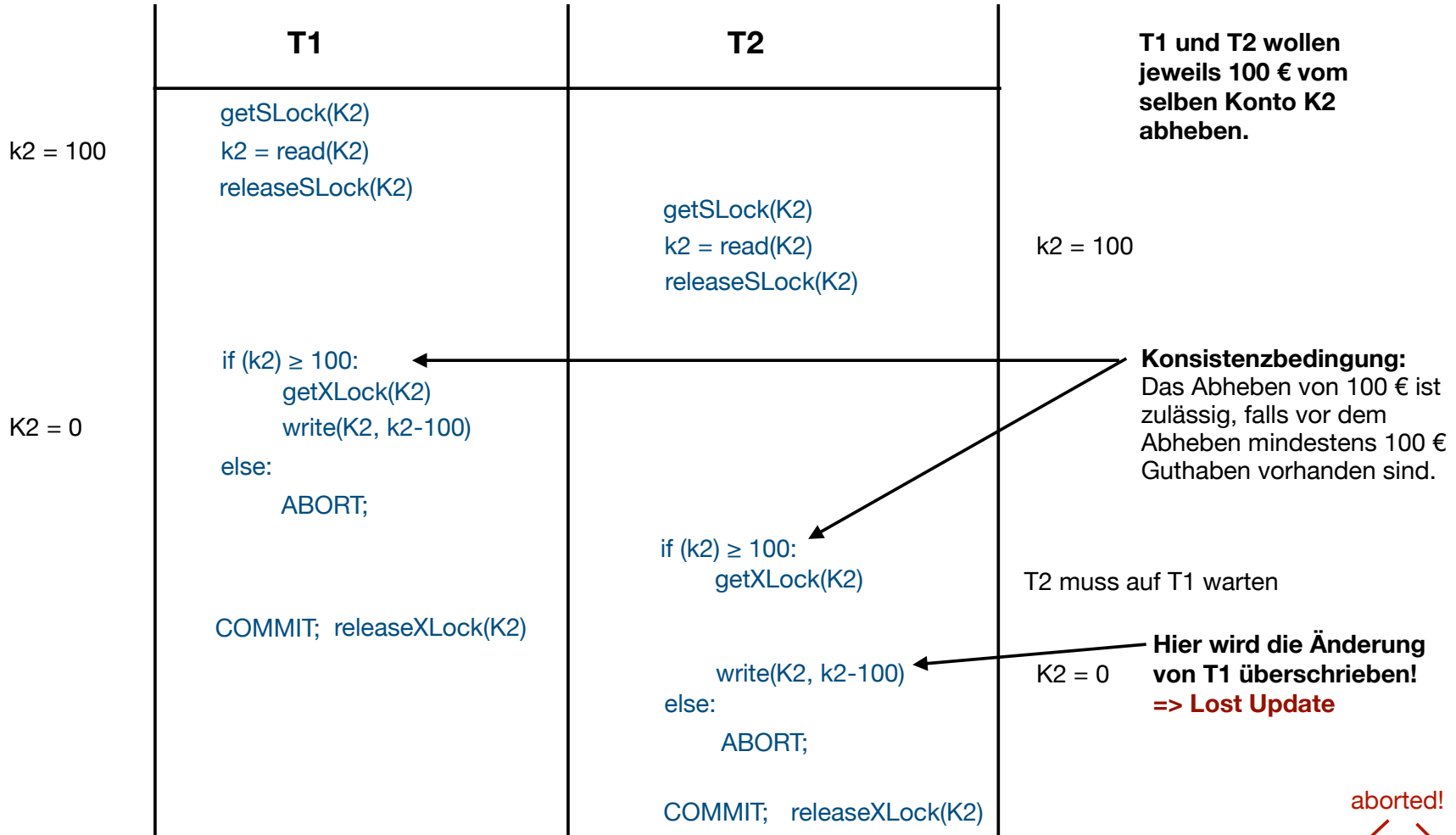
T2: bekommt **lange** Schreibsperre, verringert Kontostand und committed

T1: bekommt **lange** Schreibsperre, verringert Kontostand und committed

⇒ Verlorengegangene Änderung (Lost update)! Konsistenz aber nicht verletzt!

Für ein einfaches Abhebeszenario reicht `READ COMMITTED` **nicht** aus.

Schedule: Geld abheben mit READ COMMITTED?



T1 und T2 erfolgreich!
zweimal 100 € abgehoben!

=> Verletzung von I

vorher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	100 €

nachher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	0 €

SOLL:

aborted!

T1 →T2:

Konten
Kontostand
0 €

T2 →T1:

Konten
Kontostand
0 €

Geld abheben mit `REPEATABLE READ`?

T1 : holt sich **lange** Lesesperre: guckt, ob genug Geld auf dem Konto; nur wenn Kontostand größer als angefragter Betrag, darf Geld abgehoben werden

T2 : holt sich **lange** Lesesperre: guckt, ob genug Geld auf dem Konto; nur wenn Kontostand größer als angefragter Betrag, darf Geld abgehoben werden

T1: versucht Lesesperre zur Schreibsperre zu eskalieren, nicht möglich wegen T2, muss warten

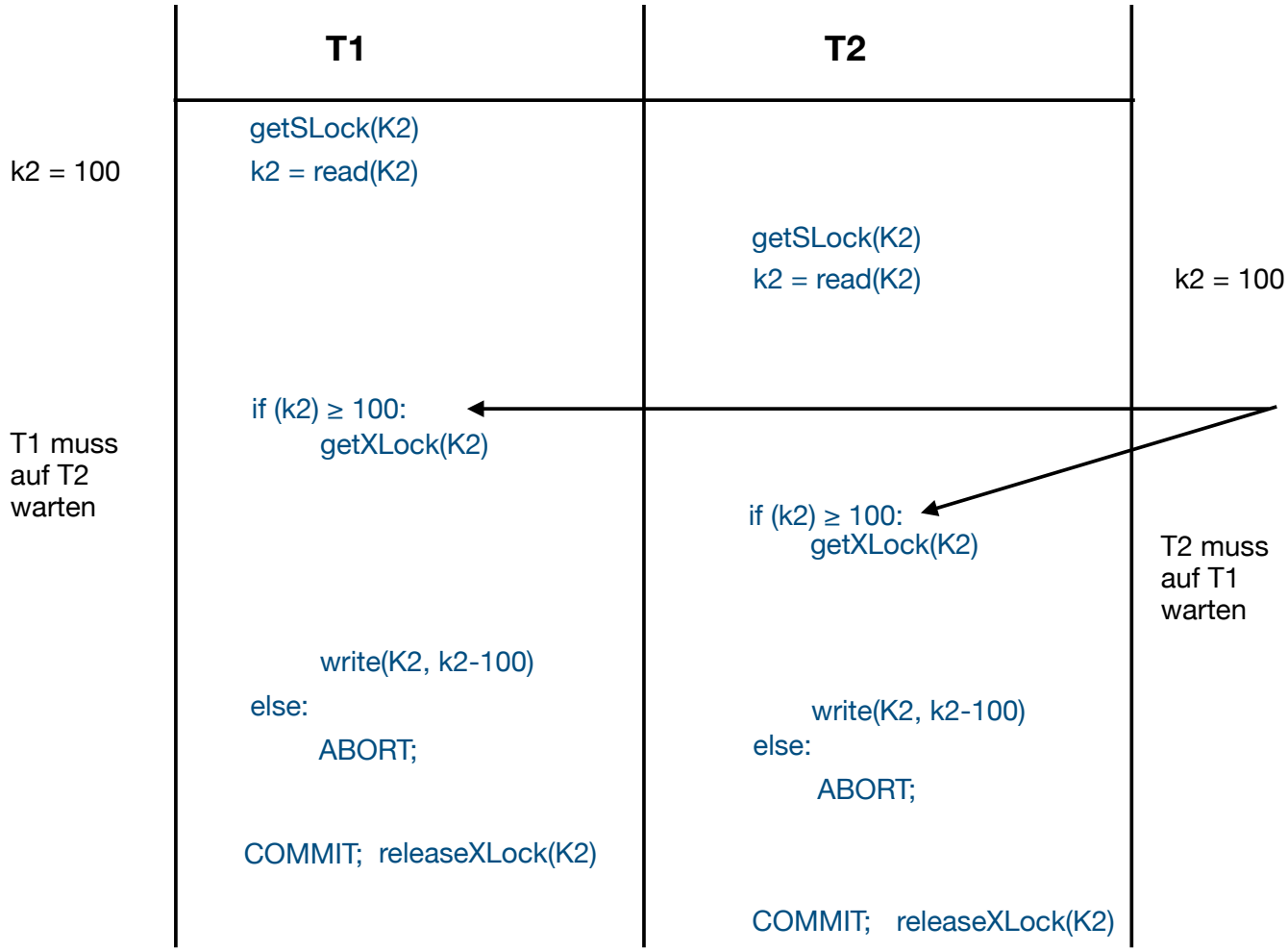
T2: versucht Lesesperre zur Schreibsperre zu eskalieren, nicht möglich wegen T1, muss warten

Deadlock...T1 oder T2 wird zurückgesetzt ... die andere Transaktion rechnet weiter

Für ein einfaches Abhebeszenario reicht `REPEATABLE READ` aus.

Wo reicht selbst diese Isolationsstufe `REPEATABLE READ` in einer Bank nicht aus?

Schedule: Geld abheben mit REPEATABLE READ?



T1 und T2 wollen jeweils 100 € vom selben Konto K2 abheben.

Konsistenzbedingung:
Das Abheben von 100 € ist zulässig, falls vor dem Abheben mindestens 100 € Guthaben vorhanden sind.

=> Deadlock

eine der beiden TAs wird aborted vom DBMS

die andere rechnet weiter

T1 oder T2 erfolgreich!
einmal 100 € abgehoben!

vorher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	100 €

nachher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	0 €

aborted!

SOLL:

T1 →T2:

Konten	
Kontostand	
0 €	

T2 →T1:

Konten	
Kontostand	
0 €	

Neues Konto anlegen mit REPEATABLE READ?

T1	T2
X = 1,5	X = SELECT avg(Zinssatz) FROM Konten WHERE PLZ = 66123;
	INSERT INTO KONTEN VALUES (9, 5000, 3, 66123); COMMIT;
X = wäre nach dem INSERT **eigentlich** 2 T1 benutzt aber weiterhin den alten Wert X = 1,5:	
UPDATE Konten SET Zinssatz=X WHERE PLZ = 66123; COMMIT;	**=> Verletzung von I**

Hier wird von T2 ein neues Konto angelegt. Dieses neue Tupel wird „Phantom“ genannt.

vorher:

KontenNeu			
Kontonummer	Kontostand	Zinssatz	PLZ
2	1000 €	1	66123
1	45 €	2	66117
7	2000 €	2	66123
8	74 €	2	66117
4	500 €	1	66119

nachher:

KontenNeu			
Kontonummer	Kontostand	Zinssatz	PLZ
2	1000 €	1,5	66123
1	45 €	2	66117
7	2000 €	1,5	66123
8	74 €	2	66117
4	500 €	1	66119
9	5000 €	1,5	66123

SOLL:

T1 →T2:

KontenNeu
Zinssatz
1,5
2
1,5
2
1
3

T2 →T1:

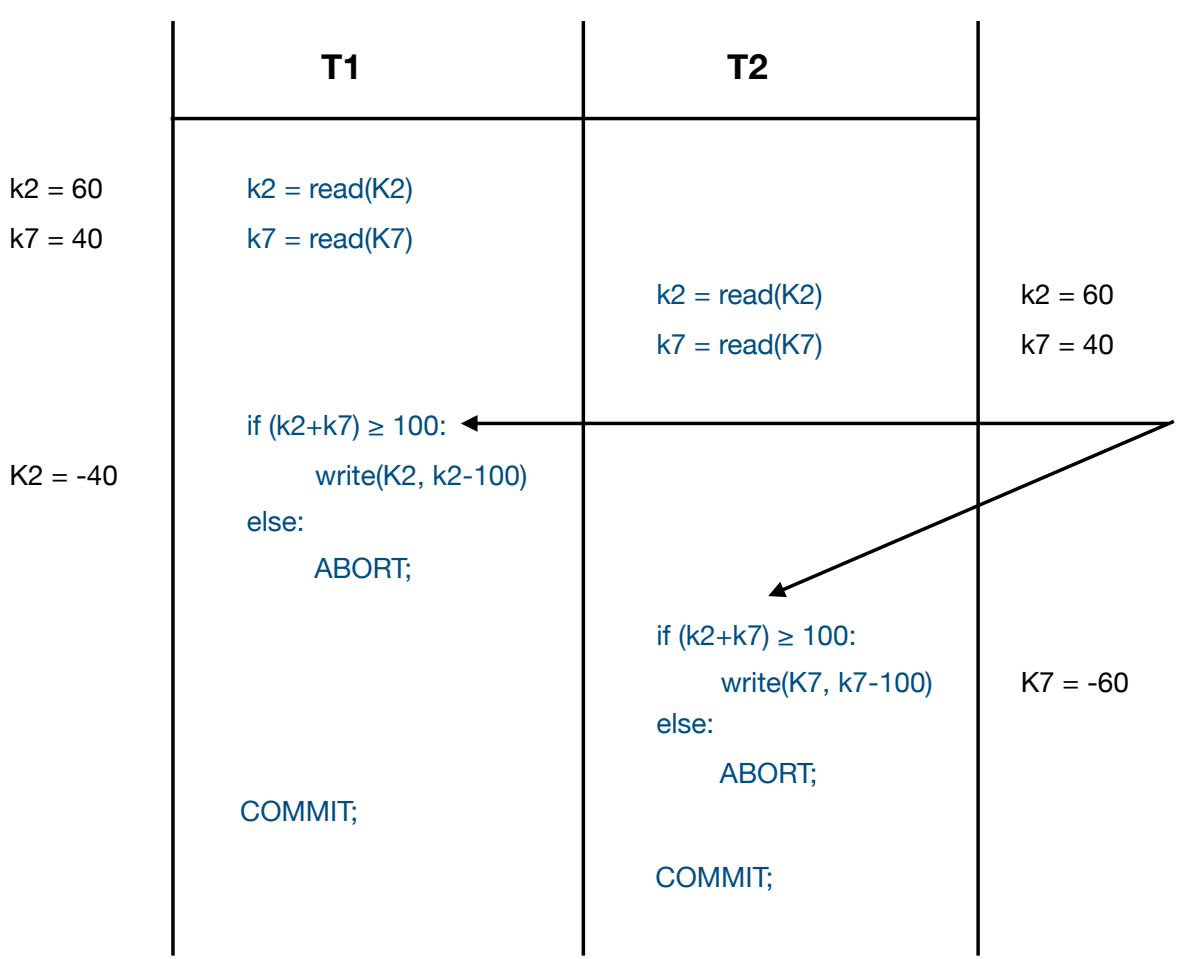
KontenNeu
Zinssatz
2
2
2
2
1
2

Neues Konto anlegen mit `SERIALIZABLE`?

Für ein Szenario, wo Änderungen basierend **auf einer Menge von Tupeln** getroffen werden, die durch WHERE selektiert werden, und die innerhalb einer Transaktion unterschiedliche Ergebnisse liefern kann, brauchen wir `SERIALIZABLE`. Ansonsten reicht `REPEATABLE READ`.

Und jetzt machen wir aus der Uniwelt noch einen kurzen Ausflug in die Realität:

Uni vs Realität: Laufen diese Transaktionen durch?



T1 und T2 wollen jeweils 100 € von unterschiedlichen Konten abheben.

Konsistenzbedingung:
Das Abheben von 100 € ist zulässig, falls die Summe der beiden Konten vor dem Abheben mindestens 100 € beträgt! (also noch 100 € Guthaben vorhanden sind)

=> Verletzung von I und C

vorher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	60 €
7	40 €

Summe: 100 €

nachher:

Konten	
Kontonummer	**Kontostand**
2	-40 €
7	-60 €

Summe: -100 €

SOLL:

aborted!

T1 →T2:

Konten
Kontostand
-40 €
40 €

Summe: 0 €

T2 →T1:

Konten
Kontostand
60 €
-60 €

Summe: 0 €

Achtung: Uni

`READ COMMITTED`

leider ja..., warum?

Antwort: Wenn die Lesesperren nur kurz gehalten werden, können Schreibsperren erteilt werden, die beide Konten ändern dürfen.

`REPEATABLE READ`

nee, geht garnicht, warum?

Antwort: Die Lesesperren werden bis zum Ende der Transaktion gehalten. D.h. anderen Transaktionen dürfen Schreibsperren nicht erteilt werden, ein nebenläufiges Schreiben wird unmöglich für T2.

`SERIALIZABLE`

nee, geht garnicht, warum?

Antwort: `SERIALIZABLE` enthält bereits alle Garantien von `REPEATABLE READ`...

Achtung: Realität

Läuft dieses Szenario in Oracle 12c Release 2 durch?

`SERIALIZABLE`

yep!

WTF?

- Dieses Problem heißt *write skew*.
- Es wird von den meisten DBMS erkannt, z.B. PostgreSQL und MS SQL Server.
- Dieses Problem tritt nur bei bestimmten Klassen von Algorithmen für die Nebenläufigkeitskontrolle auf: MVCC (multi-version concurrency control).
- Grundproblem: beide Transaktion arbeiten auf derselben Version der Datenbank (demselben *snapshot*) *und* ändern dann unterschiedliche Konten.
- Dasselbe Konto wäre kein Problem und würde entdeckt werden.
- Details? Siehe Stammvorlesung *Database Systems*

Zusammenfassung

Konfliktserialisierbar $\Rightarrow$ Serialisierbarkeit

Konfliktserialisierbarkeit impliziert Serialisierbarkeit im Sinne der obigen theoretischen Definition: Der Ausführungsplan ist äquivalent zu einem seriellen Ausführungsplan. Mit anderen Worten: die Verschränkung der einzelnen Operationen im Ausführungsplan ist kein Problem.

Das Problem damit: was, wenn nicht alle Transaktionen im Ausführungsplan committen?

Deswegen müssen wir mehr machen:

Konfliktserialisierbar $\not\Rightarrow$ `Serializable`

Die Isolationsstufe `Serializable` ist viel stärker als das theoretische Konzept und verhindert auch Probleme, die durch abbrechende Transaktionen auftreten können.

Zusammenfassung

Isolation

Die meisten Datenbanksysteme garantieren Atomarität und Isolation für Transaktionen. Durch nebenläufige Ausführung von Transaktionen wird die Leistung dieser Systeme enorm erhöht, ohne dadurch Probleme zu erzeugen.

Vorsicht mit Isolationsstufen

Isolationsstufen sind teilweise schwierig zu interpretieren. Im Zweifel immer die stärkere Isolationsstufe nutzen! Überprüfen Sie immer, welche Isolationsstufe per Default eingestellt ist und was das konkret im genutzten Datenbanksystem bedeutet!