2. Synchronisation in DBS: Grundlagen, Sperrverfahren

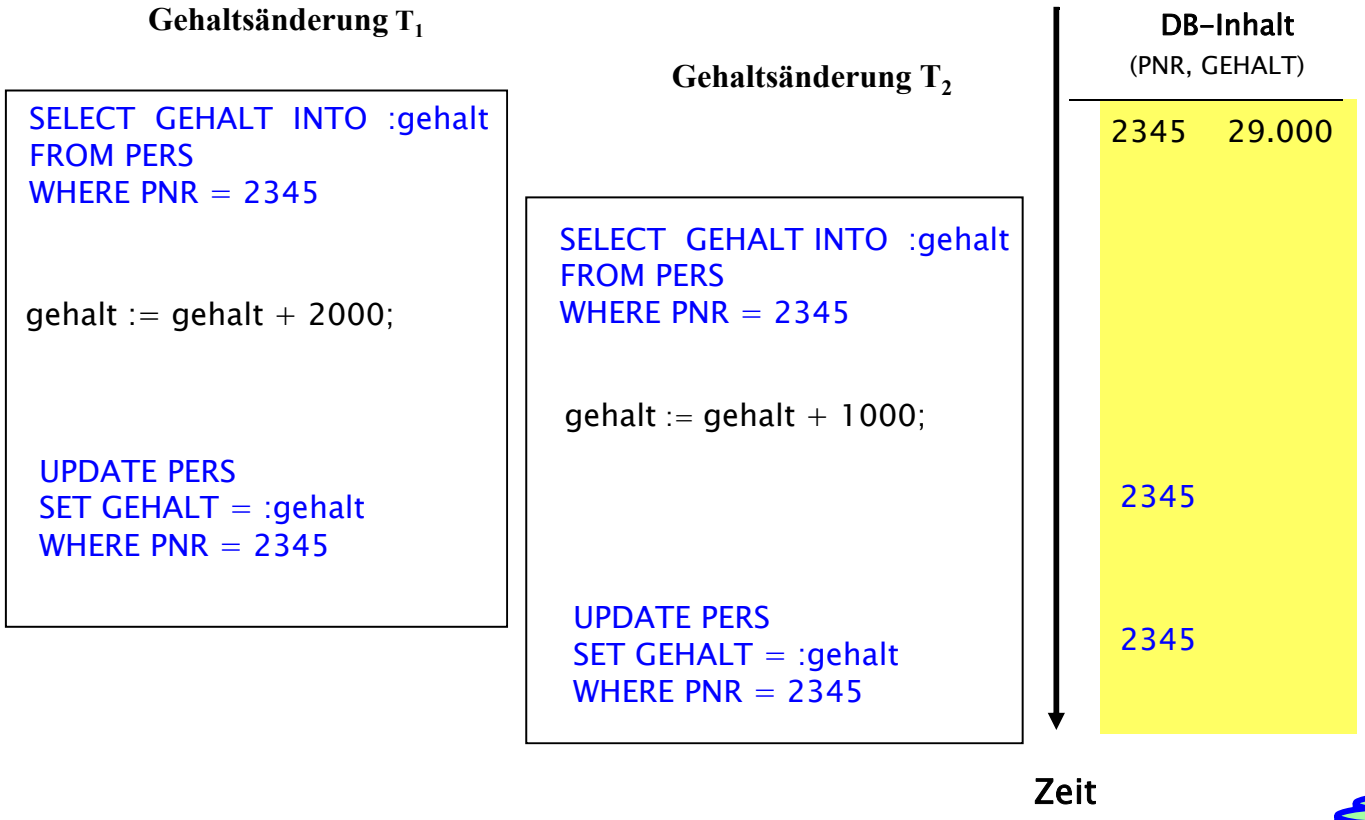
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb
- Serialisierbarkeit
- Zweiphasen-Sperrprotokolle
  - RX-Verfahren
  - Sperrkonversionen
- Konsistenzstufen von Transaktionen
- hierarchische Sperrverfahren
- Deadlock-Behandlung
  - Timeout
  - Wait/Die, Wound/Wait, WDL
  - Erkennung
- Implementierung der Datenstrukturen (Sperrtabelle)

Mehrbenutzerbetrieb

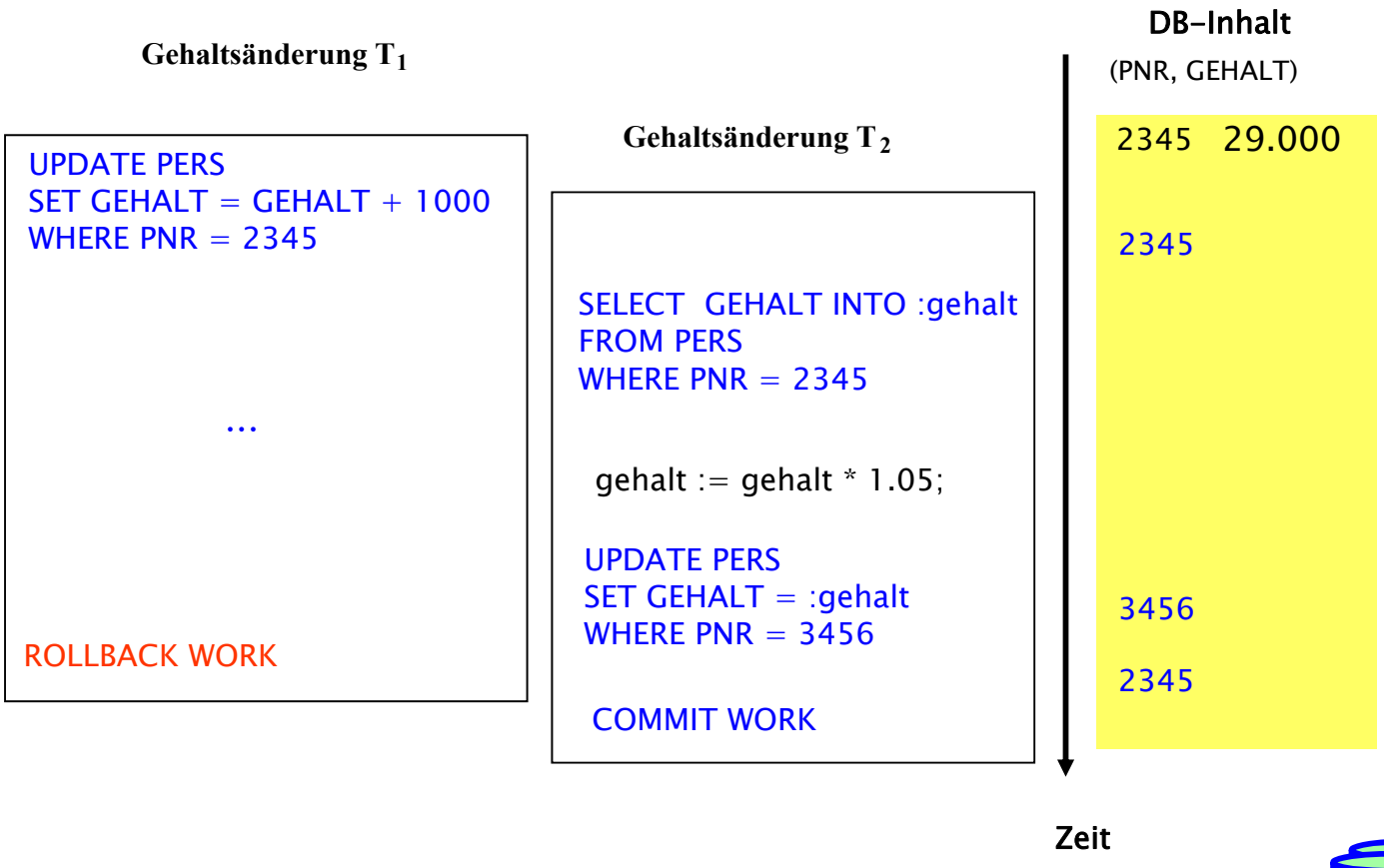
- viele gleichzeitige Nutzer auf derselben DB
  - Mehrbenutzerbetrieb mit paralleler Ausführung unabhängiger Transaktionen
- serielle (sequentielle) Ausführung von Transaktionen inakzeptabel
  - lange Wartezeiten für neue Transaktionen/DB-Anfragen bis laufende Transaktion und andere bereits wartende Transaktionen beendet sind
  - sehr schlechte CPU-Nutzung aufgrund zahlreicher Transaktionsunterbrechungen: E/A, Kommunikationsvorgänge
- Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb ohne Synchronisation
  1. verlorengegangene Änderungen (*lost updates*)
  2. Abhängigkeiten von nicht freigegebenen Änderungen (*dirty read, dirty overwrite*)
  3. inkonsistente Analyse (*non-repeatable read*)
  4. Phantom-Problem

  → nur durch Änderungstransaktionen verursacht

Verloren gegangene Änderung (Lost Update)



Schmutziges Lesen (Dirty Read)



Inkonsistente Analyse (Non-repeatable Read)

Lesetransaktion
(Gehaltssumme berechnen)

```
SELECT  GEHALT  INTO  :gehalt
 FROM PERS
WHERE PNR = 2345
summe = summe + gehalt

SELECT  GEHALT  INTO  :gehalt
FROM PERS
WHERE PNR = 3456
summe = summe + gehalt

COMMIT WORK
```

Änderungstransaktion

```
UPDATE  PERS
SET GEHALT = GEHALT + 1000
WHERE PNR = 2345

UPDATE  PERS
SET GEHALT = GEHALT + 2000
WHERE PNR = 3456

COMMIT WORK
```

DB-Inhalt

(PNR, GEHALT)

2345	29.000
3456	38.000
2345	30.000
3456	40.000

Zeit

Phantom-Problem

Lesetransaktion
(Gehaltssumme überprüfen)

```
SELECT  SUM (GEHALT)   INTO  :summe
FROM PERS
WHERE ANR = 17

SELECT SUM (GEHALT) INTO :summe2
FROM PERS
WHERE ANR = 17

IF summe <>  summe2 THEN
      <Fehlerbehandlung>
```

Änderungstransaktion
(Einfügen eines neuen Angestellten)

```
INSERT  INTO PERS (PNR, ANR, GEHALT)
VALUES (4567, 17, 55.000)

COMMIT WORK
```

Zeit

Synchronisation von Transaktionen: Modellannahmen

- Transaktion: Programm T mit DB-Anweisungen
- Annahme: Wenn T allein auf einer konsistenten DB ausgeführt wird, dann terminiert T (irgendwann) und hinterlässt DB in einem konsistenten Zustand.
  - keine Konsistenzgarantien während der Transaktionsverarbeitung
- wenn mehrere Transaktionen seriell ausgeführt werden, dann bleibt die Konsistenz der DB erhalten
- DB-Anweisungen lassen sich nachbilden durch READ- und WRITE-Operationen
- Transaktion besteht aus
  - BOT (Begin Of Transaction)
  - Folge von READ- und WRITE-Anweisungen auf Objekte
  - EOT (End of Transaction): Commit oder Rollback (Abort)

Modellannahmen (2)

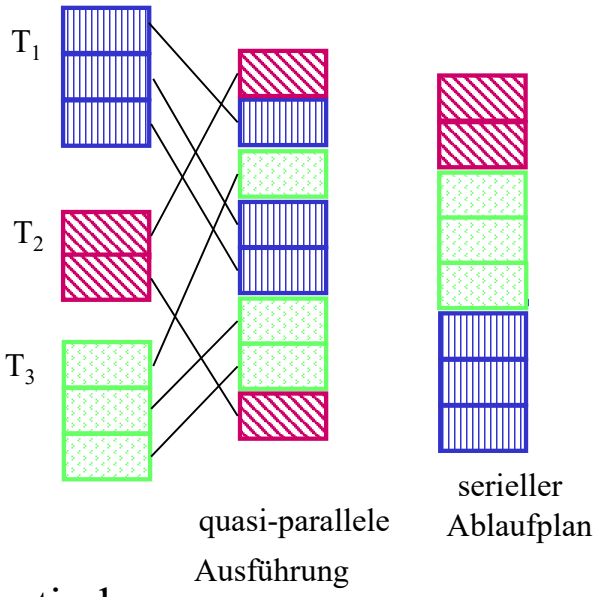
- die Ablauffolge von Transaktionen mit ihren Operationen kann durch einen *Schedule* beschrieben werden:
  - BOT ist implizit
  - $r_i(x)$ bzw. $w_i(x)$: Read- bzw. Write-Operation durch Transaktion i auf Objekt x
  - EOT wird durch c_i (Commit) oder a_i (Abort / Rollback) dargestellt
- Beispiel: $r_1(x), r_2(x), r_3(y), w_1(x), w_3(y), r_1(y), c_1, r_3(x), w_2(x), a_2, w_3(x), c_3, ...$
- Beispiel eines *seriellen Schedules*:

$r_1(x), w_1(x), r_1(y), c_1, r_3(y), w_3(y), r_3(x), c_3, r_2(x), w_2(x), c_2,...$

Korrektheitskriterium der Synchronisation: Serialisierbarkeit

- Ziel der Synchronisation: logischer Einbenutzerbetrieb, d.h. Vermeidung aller Mehrbenutzeranomalien
- Gleichbedeutend mit formalem Korrektheitskriterium der *Serialisierbarkeit*:

  *Die parallele Ausführung einer Menge von n Transaktionen ist **serialisierbar**, wenn es eine serielle Ausführung der selben Transaktionen gibt, die für einen Ausgangszustand der DB den gleichen Endzustand der DB wie die parallele Transaktionsausführung erzielt.*



- Hintergrund:
  - serielle Ablaufpläne sind korrekt
  - jeder Ablaufplan, der den selben Effekt wie ein serieller erzielt, ist akzeptierbar

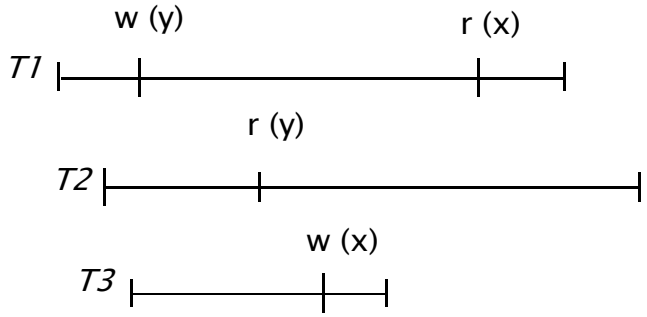
Abhängigkeiten

- Nachweis der Serialisierbarkeit kann über Betrachtung von Abhängigkeiten zwischen Transaktionen geführt werden
- Abhängigkeit (Konflikt) $T_1 \rightarrow T_2$ besteht, wenn Transaktion T_1 zeitlich vor Transaktion T_2 auf das selbe Objekt zugreift und die Zugriffe mit nicht reihenfolgeunabhängigen Operationen erfolgten
  - zwei Lesezugriffe sind reihenfolgeunabhängig
  - Schreibzugriffe auf dem selben Objekt verletzten Reihenfolgeunabhängigkeit (unterschiedliche Ergebnisse für Zugriffe vor vs. nach dem Schreibzugriff)
- Konfliktarten:
  - Schreib-/Lese (WR)-Konflikt
  - Lese-/Schreib(RW)-Konflikt
  - Schreib-/Schreib(WW)-Konflikt
- Beispiel: $r_1(x), w_2(x), w_3(y), w_1(y), r_3(x)$

Nachweis der Serialisierbarkeit

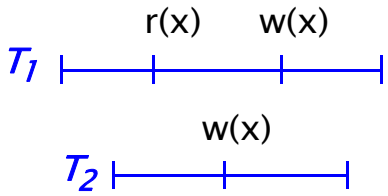
- Führen von zeitlichen Abhängigkeiten zwischen Transaktionen in einem *Abhängigkeitsgraphen (Konfliktgraphen)*
  - Knoten: Transaktionen (laufend oder bereits beendet)
  - Kante T1 -> T2: Konflikt auf einem Objekt, T1 hat vor T2 Objekt bearbeitet
- Serialisierbarkeit liegt vor, wenn der Abhängigkeitsgraph keine Zyklen enthält

  => Abhängigkeitsgraph beschreibt partielle Ordnung zwischen Transaktionen, die sich zu einer vollständigen erweitern lässt *(Serialisierungsreihenfolge)*

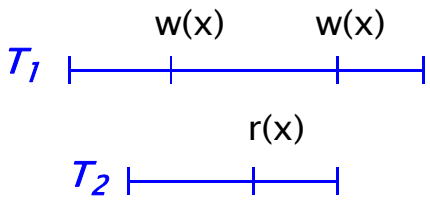


Anomalien im Schreib/Lese-Modell

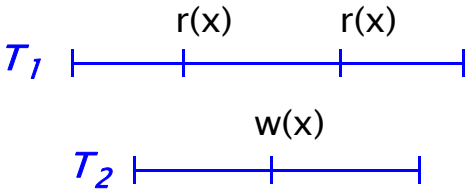
Lost Update



Dirty Read



Non-repeatable Read

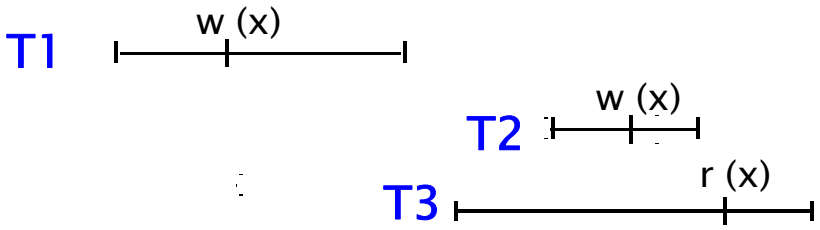


Konsistenzerhaltende Ablaufpläne

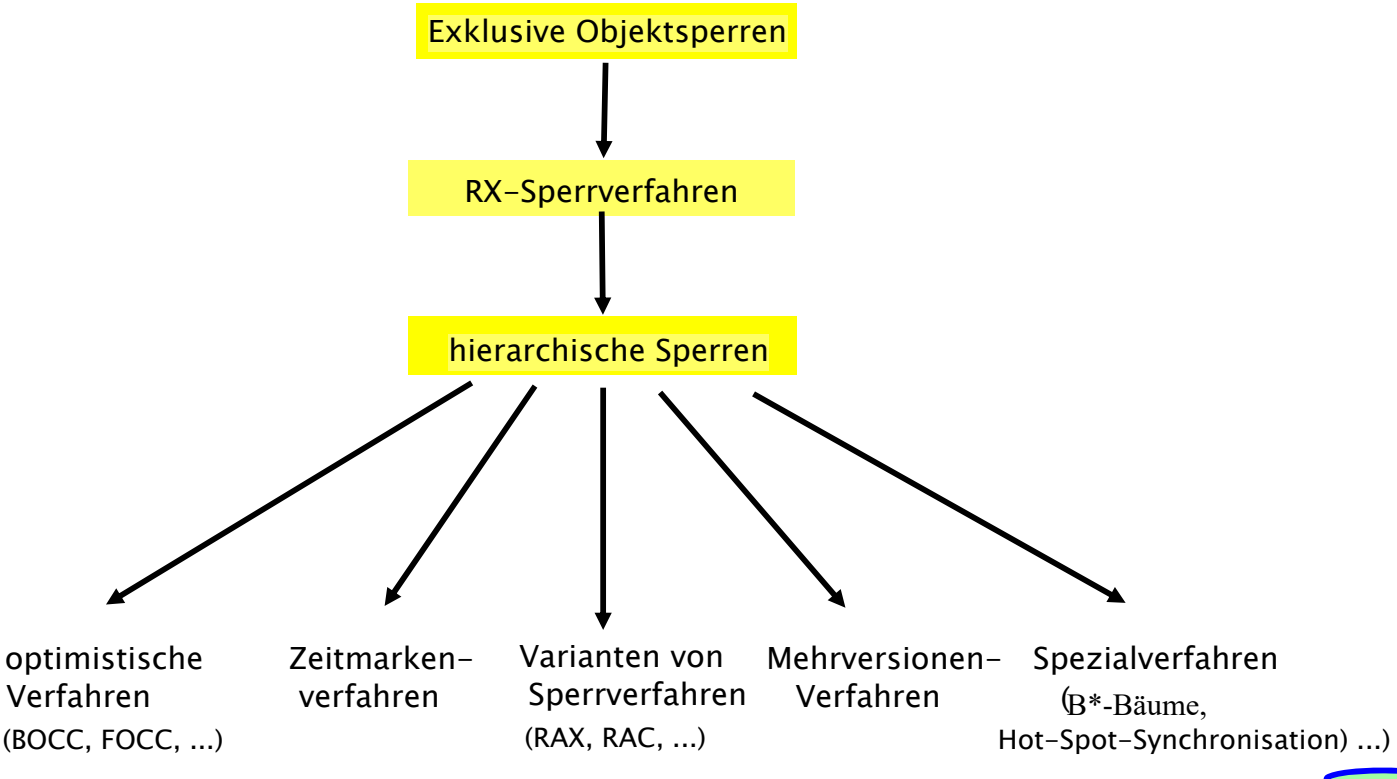
- bei n Transaktionen bestehen n! mögliche serielle Schedules
  - z.B. für drei Transaktionen T1, T2, T3 muss so synchronisiert werden, dass der resultierende DB-Zustand gleich dem ist, der bei der seriellen Ausführung in einer der folgenden Sequenzen zustande gekommen wäre.

T1 < T2 < T3	T2 < T1 < T3	T3 < T1 < T2
T1 < T3 < T2	T2 < T3 < T1	T3 < T2 < T1

- sinnvolle Einschränkungen:
  - *reihenfolgeerhaltende Serialisierbarkeit*: jede Transaktion sollte wenigstens alle Änderungen sehen, die bei ihrem Start (BOT) bereits beendet waren
  - *chronologieerhaltende Serialisierbarkeit*: jede Transaktion sollte stets die aktuellste Objektversion sehen
- Beispiel



Historische Entwicklung von Synchronisationsverfahren

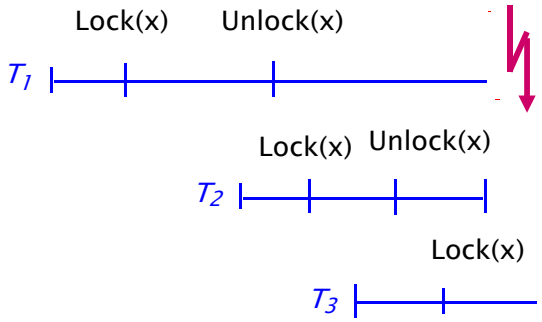


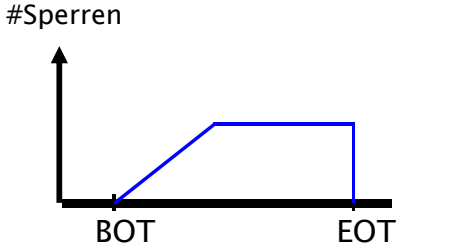
Zweiphasen-Sperrprotokolle (2 Phase Locking, 2PL)

- Einhaltung folgender Regeln gewährleistet Serialisierbarkeit:
  1. vor jedem Objektzugriff muss Sperre mit ausreichendem Modus angefordert werden
  2. gesetzte Sperren anderer Transaktionen sind zu beachten
  3. eine Transaktion 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 Sperren gehalten werden
  5. spätestens bei EOT sind alle Sperren freizugeben

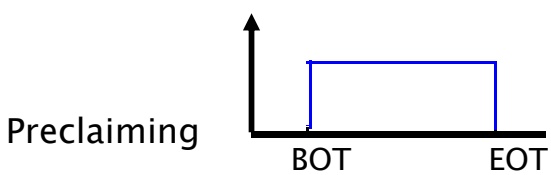
Striktes Zwei-Phasen-Sperren

- 2PL garantiert Serialisierbarkeit lediglich in fehlerfreier Umgebung
- Fehler während Schrumpfungsphase können zu "Dirty Read" etc. führen
- Lösungsalternativen
  - Lesen schmutziger Daten und Abhängigkeiten bei Commit überprüfen (Problem: kaskadierende Rollbacks)
  - besser: strikte Zwei-Phasen-Sperrverfahren mit Sperrfreigabe nach Commit (in Commit-Phase 2 eines Zwei-Phasen-Commits)





strikt zweiphasiges Sperren



RX-Sperrverfahren

- Sperranforderung einer Transaktion: R (Read) oder X (eXclusive bzw. Write)
- gewährter Sperrmodus des Objektes: NL, R, X
- Kompatibilitätsmatrix:

angeforderter Modus \ aktueller Modus	NL	R	X
R			
X			

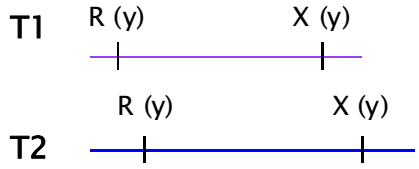
\+ verträglich (kompatibel)

\- unverträglich

(NL (no lock) wird meist weggelassen)

- unverträgliche Sperranforderung (Sperrkonflikt) führt zur Blockierung
  - anfordernde Transaktion muss warten bis Sperre verfügbar wird

Problem von Sperrkonversionen



- Sperrkonversionen führen oft zu Deadlocks
- erweitertes Sperrverfahren
  - Ziel: Verhinderung von Konversions-Deadlocks
  - U-Sperre (Update) für Lesen mit Änderungsabsicht
  - bei Änderung Konversion U → X, andernfalls U → R (Downgrading)

angeforderter Modus \ aktueller Modus	R	U	X
R	+	–	–
U	+	–	–
X	–	–	–

  - u.a. in DB2 eingesetzt (SELECT FOR UPDATE)
  - das Verfahren ist unsymmetrisch - was würde eine Symmetrie bei U bewirken?

Konsistenzstufen von Transaktionen

ursprüngliche Definition von Gray et al. (1976)

- *Konsistenzstufe 0*:
  - Transaktionen halten kurze Schreibsperren auf den Objekten, die sie ändern
- *Konsistenzstufe 1*:
  - Transaktionen halten lange Schreibsperren auf den Objekten, die sie ändern
- *Konsistenzstufe 2*:
  - Transaktionen halten lange Schreibsperren auf den Objekten, die sie ändern, sowie kurze Lesesperren auf Objekten, die sie lesen
- *Konsistenzstufe 3*:
  - Transaktionen halten lange Schreibsperren auf den Objekten, die sie ändern, sowie lange Lesesperren auf Objekten, die sie lesen.

Konsistenzebenen im SQL-Standard

- vier Konsistenzebenen (Isolation Level) bzgl. Synchronisation
  - Konsistenzebenen sind durch die Anomalien bestimmt, die jeweils in Kauf genommen werden
  - Lost-Update muss generell vermieden werden
  - Default ist Serialisierbarkeit (serializable)

Konsistenzebene	**Anomalie**		
	Dirty Read	Non-Repeatable Read	Phantome
Read Uncommitted	+	+	+
Read Committed	-	+	+
Repeatable Read	-	-	+
Serializable	-	-	-

- SQL-Anweisung zum Setzen der Konsistenzebene:

```
SET  TRANSACTION <tx mode>, ISOLATION LEVEL <level>
```

  - tx mode: READ WRITE (Default) bzw. READ ONLY

  Beispiel: SET TRANSACTON READ ONLY

- READ UNCOMMITTED für Änderungstransaktionen unzulässig

JDBC: Transaktionskontrolle

- **Transaktionskontrolle** durch Methodenaufrufe der Klasse `Connection`
  - `setAutoCommit`: Ein-/Abschalten des Autocommit-Modus (jedes Statement ist eigene Transaktion)
    - Default: Autocommit eingeschaltet
  - `setReadOnly`: Festlegung ob lesende oder ändernde Transaktion
  - `setTransactionIsolation`: Festlegung der Synchronisationsanforderungen (None, Read Uncommitted, Read Committed, Repeatable Read, Serializable)
  - `commit` bzw. `rollback`: erfolgreiches Transaktionsende bzw. Transaktionsabbruch

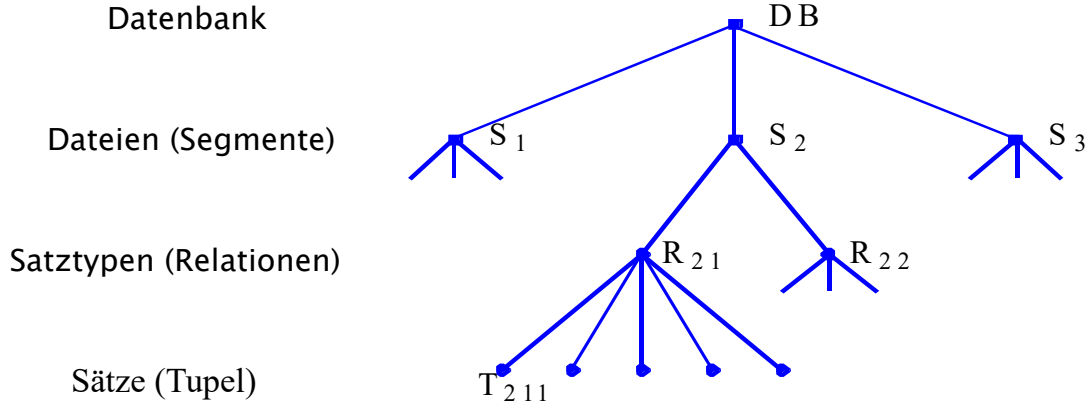
- Beispiel

```
try {
   con.setAutoCommit (false);
   // einige Änderungsbefehle (z.B. Insert, Update, …)
   con.commit ();
} catch (SQLException e) {
   try { con.rollback (); } catch (SQLException e2) {}
} finally {
   try { con.setAutoCommit (true); } catch (SQLException e3) {}
}
```

- Autocommit-Modus kann leicht zu Mehrbenutzeranomalien führen
  - inkl. Lost Updates

Hierarchische Sperrverfahren

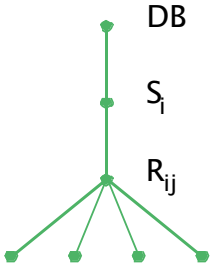
- Sperrgranulat bestimmt Parallelität/Aufwand
  - feines Granulat reduziert Sperrkonflikte
  - jedoch sind viele Sperren anzufordern und zu verwalten
- hierarchische Verfahren erlauben Flexibilität bei Wahl des Granulates ('multigranularity locking')
  - z.B. lange Transaktionen (Anfragen) auf Relationenebene und kurze Transaktionen auf Satzebene synchronisieren
  - kommerzielle DBS unterstützen zumeist mindestens 2-stufige Objekthierarchie, z.B. Segment-Seite bzw. Satztyp (Relation) - Satz (Tupel)

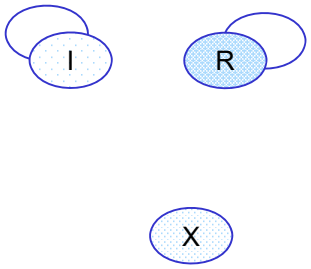


Hierarchische Sperrverfahren: Anwartschaftssperren

- mit R- und X-Sperre werden alle Nachfolgerknoten implizit mitgesperrt => *Einsparungen möglich*
- alle Vorgängerknoten sind ebenfalls zu sperren, um Unverträglichkeiten zu vermeiden => Verwendung von Anwartschaftssperren ('intention locks')
- einfachste Lösung: Nutzung eines Sperrtyps (I-Sperre)

	I	R	X
I	+	-	-
R	-	+	-
X	-	-	-



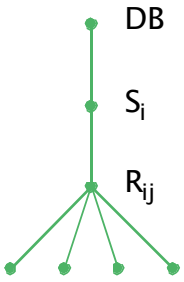


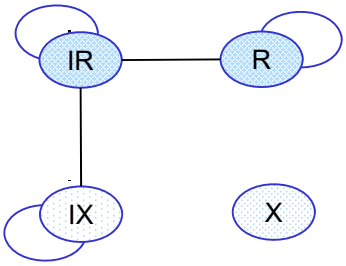
- Unverträglichkeit von I- und R-Sperren zu restriktiv => zwei Arten von Anwartschaftssperren (IR und IX)

Anwartschaftssperren (2)

- Anwartschaftssperren für Leser und Schreiber

	IR	IX	R	X
IR	+	+	+	-
IX	+	+	-	-
R	+	-	+	-
X	-	-		-





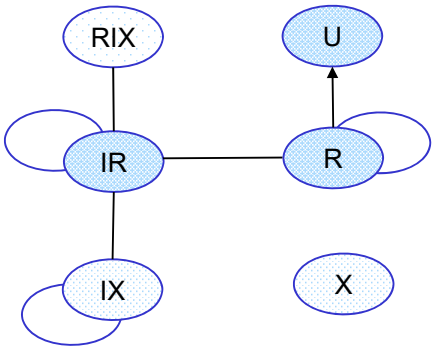
- IR- Sperre (intent read), falls auf untergeordneten Objekten nur lesend zugegriffen wird, sonst IX-Sperre
- weitere Verfeinerung sinnvoll, für Situationen, in denen alle Tupel eines Satztyps gelesen und nur einige davon geändert werden sollen
  - X-Sperre auf Satztyp sehr restriktiv
  - IX-auf Satztyp verlangt Sperren jedes Tupels

  => neuer Typ von Anwartschaftssperre: RIX = R + IX
  - nur für zu ändernde Sätze muss (X-)Sperre auf Tupelebene angefordert werden

Anwartschaftssperren (3)

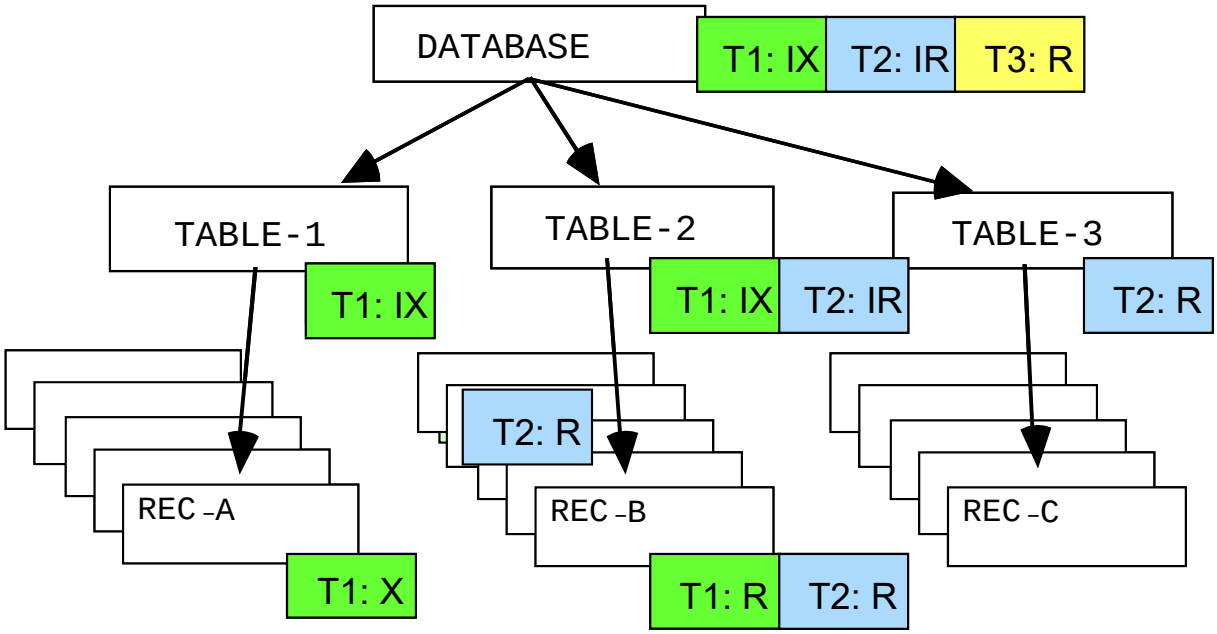
- vollständiges Protokoll der Anwartschaftssperren
  - RIX gibt ein Leserecht auf den Knoten und seine Nachfolger. Weiterhin ist damit das Recht verbunden, auf Nachfolger-Knoten IX, U und X-Sperren anzufordern.
  - U gewährt Leserecht auf den Knoten und seine Nachfolger - repräsentiert die Absicht, den Knoten in der Zukunft zu verändern. Bei Änderung Konversion U → X, sonst U → R.

	IR	IX	R	RIX	U	X
IR	+	+	+	+	-	-
IX	+	+	-	-	-	-
R	+	-	+	-	-	-
RIX	+	-	-	-	-	-
U	-	-	+	-	-	-
X	-	-	-	-	-	-



  - Sperranforderungen von der Wurzel zu den Blättern
  - bei R- oder IR-Anforderung müssen für alle Vorgänger IX- oder IR-Sperren erworben werden
  - bei X-, U-, RIX- o. IX-Anforderung müssen alle Vorgänger in RIX oder IX gehalten werden
  - Sperrfreigaben von den Blättern zu der Wurzel
  - bei EOT sind alle Sperren freizugeben

Hierarchische Sperren: Beispiel



  - T3 wartet
  - T2 hat Lesesperre auf der gesamten Tabelle 3
  - Lesesperren auf Satzebene in Tabelle 2
  - T1 hat Satzsperren in Tabelle 1 und 2

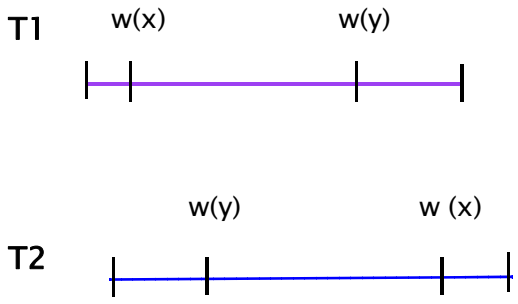
Hierarchische Sperren: (De-) Escalation

- Lock Escalation
  - falls Transaktion sehr viele Sperren benötigt -> dynamisches Umschalten auf gröberes Granulat
  - Bsp.: nach 200 Satzsperren auf einer Tabelle -> 1 Tabellensperre erwerben
  - Schranke ist typischer Tuning-Parameter

- Manchmal kann *Lock De-Escalation* sinnvoll sein
  - erwerbe grob-granulare Sperre (z.B. für Tabelle)
  - vermerke referenzierte Objekte auf fein-granularer Ebene (z.B. Sätze)
  - bei Konflikt(en): Umschalten auf feine Sperren

Deadlock-Behandlung

- 5 Voraussetzungen für Deadlock
  - paralleler Objektzugriff
  - exklusive Zugriffsanforderungen
  - anfordernde Transaktion besitzt bereits Objekte/Sperren
  - keine vorzeitige Freigabe von Objekten/Sperren (non-preemption)
  - zyklische Wartebeziehung zwischen zwei oder mehr Transaktionen
- Beispiel



- Datenbanksysteme: Deadlock-Behandlung erfordert Rücksetzung (Rollback) von Transaktionen

Lösungsmöglichkeiten zur Deadlock-Behandlung

1. Timeout-Verfahren

- Transaktion wird nach festgelegter Wartezeit auf Sperre zurückgesetzt
- problematische Bestimmung des Timeout-Wertes
- viele unnötige Rücksetzungen bei kleinem Timeout-Wert
- lange Blockaden bei großem Timeout-Wert

2. Deadlock-Verhütung (Prevention)

- *keine Laufzeitunterstützung* zur Deadlock-Behandlung erforderlich
- Bsp.: Preclaiming (in DBS i.a. nicht praktikabel)

3. Deadlock-Vermeidung (Avoidance)

- potenzielle Deadlocks werden durch entsprechende Maßnahmen vermieden
- Laufzeitunterstützung nötig

4. Deadlock-Erkennung (Detection)

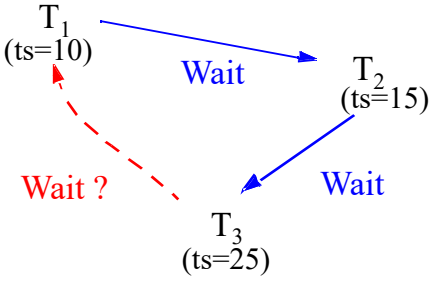
- Zyklensuche innerhalb eines Wartegraphen
- gestattet minimale Anzahl von Rücksetzungen

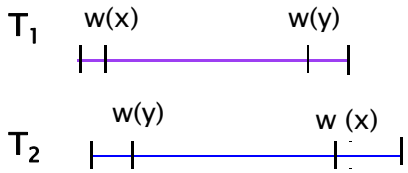
Deadlock-Vermeidung

- Zuweisung einer eindeutigen *Transaktionszeitmarke* bei BOT
- im Konfliktfall darf nur ältere (bzw. jüngere) Transaktion warten => kein Zyklus möglich
  - in Verteilten DBS : Behandlung globaler Deadlocks ohne Kommunikation
- WAIT/DIE-Verfahren
  - anfordernde Transaktion wird zurückgesetzt, falls sie jünger als Sperrbesitzer ist
  - ältere Transaktionen warten auf jüngere

T_i fordert Sperre, Konflikt mit T_j

if $ts(T_i) < ts(T_j)$ { T_i älter als T_j }
then WAIT (T_i)
else ROLLBACK (T_i) { "Die" }



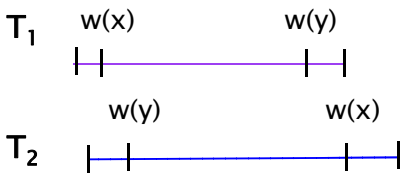


Deadlock-Vermeidung (2)

- WOUND / WAIT-Verfahren:
  - Sperrbesitzer wird zurückgesetzt, wenn er jünger als anfordernde Transaktion ist: jüngere Transaktionen warten auf ältere
  - preemptiver Ansatz

T_i fordert Sperre, Konflikt mit T_j:

if $ts(T_i) < ts(T_j)$ { T_i älter als T_j }
then ROLLBACK (T_j) { "Wound" }
else WAIT (T_i)

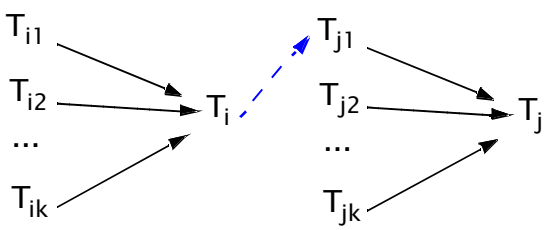


- Verbesserung für Wait/Die und Wound/Wait:
  - statt BOT-Zeitmarke Zuweisung der Transaktionszeitmarke erst bei erstem Sperrkonflikt ("dynamische Zeitmarken")
  - erster Sperrkonflikt kann stets ohne Rücksetzung behandelt werden

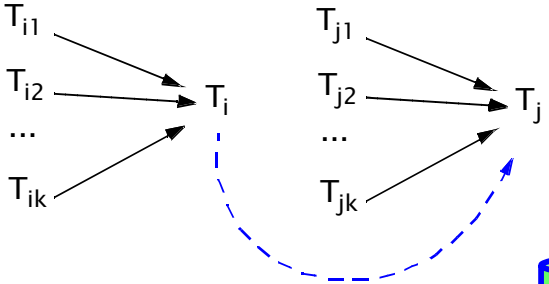
Deadlock-Vermeidung: Wait Depth Limited

- "Wartetiefe" (Wait Depth):
  - eine nicht-blockierte Transaktion hat Wartetiefe 0
  - blockierte Transaktion T hat Wartetiefe i+1,falls i die maximale Wartetiefe derjenigen Transaktionen ist, die T blockieren
- Wait Depth Limited (WDL): Begrenzung der maximalen Wartetiefe d
  - d=0: kein Warten (Immediate Restart) -> keine Deadlocks möglich
  - d=1: Warten erfolgt nur auf nicht-blockierte (laufende) Transaktionen -> keine Deadlocks möglich
- Problemfälle mit drohender Wartetiefe > 1

Fall 1:
(Konflikt mit blockierter Transaktion)



Fall 2
(Konflikt von Ti mit laufender Transaktion Tj)

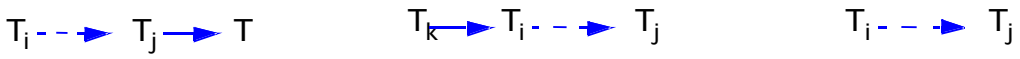


Wait-Depth Limited (2)

- WDL1-Variante "Running Priority"

T_i fordert Sperre, Konflikt mit T_j:

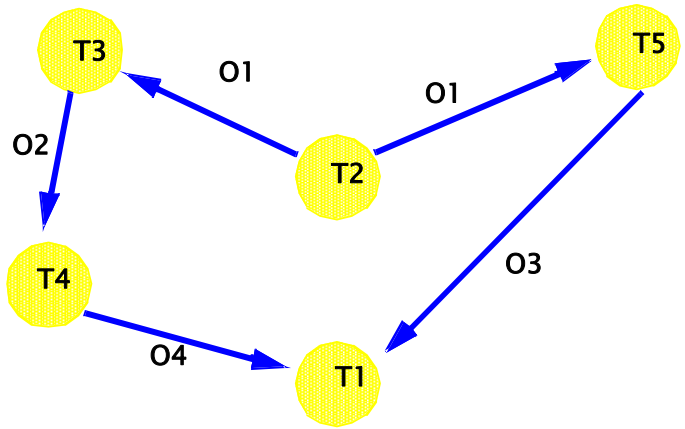
if (T_j blockiert) then KILL (T_j) {Bevorzugung der laufenden Transaktion}
else if (T_k wartet auf T_i) {es existiert ein T_k, die auf T_i wartet }
then ROLLBACK(T_i)
else WAIT (T_i)



- bei hohen Konfliktraten zeigte WDL in Simulationen besseres Leistungsverhalten als 2PL

Deadlock-Erkennung

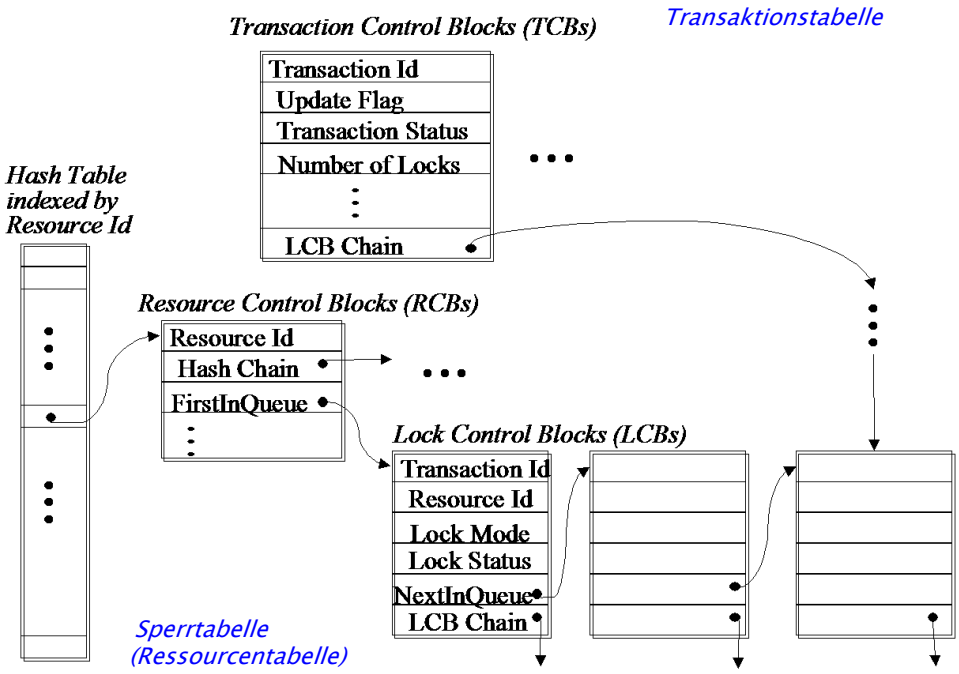
- explizites Führen eines *Wartegraphen* (wait-for graph) und Zyklensuche zur Erkennung von Verklemmungen
  - T1 -> T2: T1 wartet auf T2 wegen unverträglicher Sperranforderung
  - Wartegraphen enthält nur laufende Transaktionen (im Gegensatz zu Abhängigkeitsgraphen)



- Deadlock-Auflösung durch Zurücksetzen einer oder mehrerer am Zyklus beteiligter Transaktion (z.B. Verursacher oder 'billigste' Transaktion)
- Zyklensuche entweder
  - bei jedem Sperrkonflikt bzw.
  - verzögert (z.B. über Timeout gesteuert)

Implementierungsaspekte: Datenstrukturen

- Hash-Tabelle zur Realisierung der Sperrtabelle
  - schneller Zugriff auf Objekt/Ressourcen-kontrollblöcke für Lock-Aufrufe
- Matrixorganisation Objekt-/Transaktions-tabelle
  - schnelle Bestimmung freizugebender Sperren bei Commit
- Kurzzeitsperren („Latch“) für Zugriffe auf Sperrtabelle
  - Semaphor pro Hash-Klasse reduziert Konflikt-Gefahr



Sperrverfahren in Datenbanksystemen

- Sperrverfahren: Vermeidung von Anomalien, in dem
  - zu ändernde Objekte dem Zugriff aller anderen Transaktionen entzogen werden
  - zu lesende Objekte vor Änderungen geschützt werden
- Standardverfahren: hierarchisches Zweiphasen-Sperrprotokoll
  - mehrere Sperrgranulate
  - Verringerung der Anzahl der Sperranforderungen
- Probleme bei der Implementierung von Sperren
  - Zweiphasigkeit der Sperren führt häufig zu langen Wartezeiten (starke Serialisierung)
  - häufig benutzte Indexstrukturen können zu Engpässen werden
  - Eigenschaften des Schemas können "hot spots" erzeugen
- Optimierungen:
  - Begnügen mit reduzierter Konsistenzstufe
  - Verkürzung der Sperrdauer, insbesondere für Änderungen
  - Nutzung mehrerer Objektversionen
  - spezialisierte Sperren (Nutzung der Semantik von Änderungsoperationen)