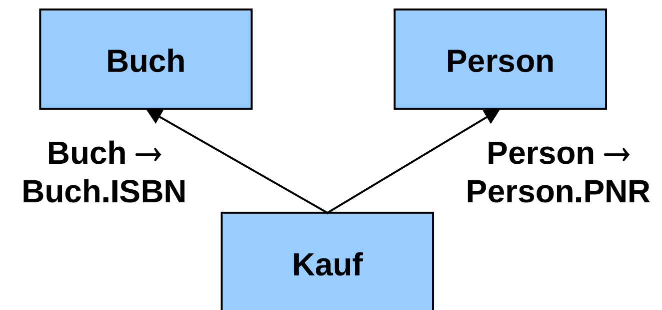
Grundlagen von Datenbanken

Referentielle Aktionen, Sichten, Serialisierbarkeit und Locking

SQL DDL: Referentielle Aktionen (1/3)

- Potentielle Gefährdung der referentiellen Integrität durch Änderungsoperationen
- Referentielle Integrität:
  Einfügen/Ändern von FS-Attributen an der Sohn-Relation (*Kauf*)
  - Prüfung ob PS zu FS-Wert vorhanden ist
  - Operation wird verhindert falls referentielle Integrität verletzt



- Reaktion auf Einfügen/Ändern/Löschen an den Vater-Relationen (*Person/Buch*) falls abhängige Tupel in der Sohn-Relation existieren
  - Operation verbieten?
  - Tupel rekursiv ändern/löschen?
  - FS-Wert in der Sohn-Relation auf NULL setzen?

SQL DDL: Referentielle Aktionen (2/3)

- Syntax

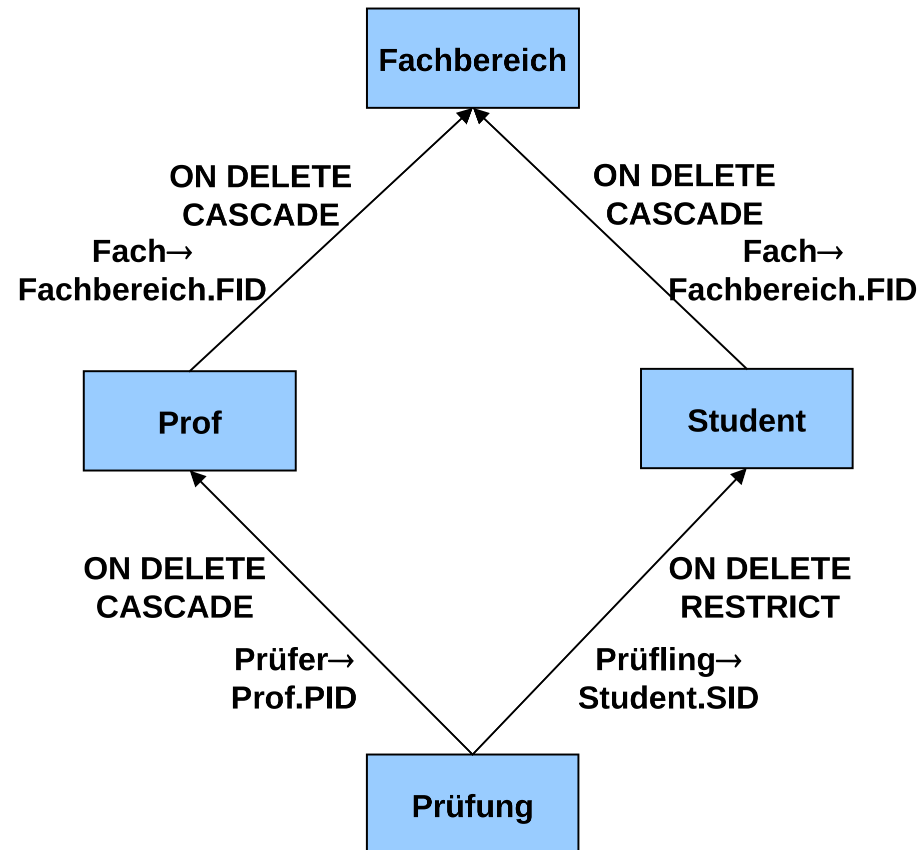
```
<referential triggered action> ::=
        <update rule> [ <delete rule> ] | <delete rule> [ <update rule> ]

<update rule> ::= ON UPDATE <referential action>
<delete rule> ::= ON DELETE <referential action>

<referential action> ::=
        CASCADE | SET NULL | SET DEFAULT | NO ACTION | RESTRICT
```

- Beispiel

```
CREATE TABLE Kauf (
    Person       int,
    Buch         varchar(13),
    CONSTRAINT pk_kauf PRIMARY KEY (Person, Buch),
    CONSTRAINT fk_pers FOREIGN KEY (Person)
      REFERENCES Person(PNR) ON DELETE CASCADE ON UPDATE CASCADE,
    CONSTRAINT fk_buch FOREIGN KEY (Buch)
      REFERENCES Buch (ISBN) ON DELETE RESTRICT ON UPDATE RESTRICT);
```

SQL DDL: Referentielle Aktionen (3/3)

- Löschen eines Fachbereichs
- “erst links”:
  - Löschen in FB
  - Löschen in PROF
  - Löschen in PRUEFUNG
  - Löschen in STUDENT
  - Zugriff auf PRÜFUNG: Wenn ein Student bei einem FB-fremden Professor geprüft wurde → Rücksetzen
- “erst rechts”:
  - Löschen in FB
  - Löschen in STUDENT
  - Zugriff auf PRÜFUNG: Wenn ein gerade gelöschter Student eine Prüfung abgelegt hatte → Rücksetzen
  - Löschen in PROF
  - Löschen in PRUEFUNG



Reihenfolge-abhängiges Ergebnis
⇒ kein sicheres Schema

Sichtendefinition

SQL DDL

```
CREATE TABLE Student (
    MNR         int           PRIMARY KEY,
    Vorname     varchar(50),
    Nachname    varchar(50) NOT NULL,
    Fach        varchar(50) NOT NULL,
    Studiengang varchar(50) NOT NULL,
    Semester    int           NOT NULL
)
```

SQL DDL

```
CREATE VIEW Informatiker AS
    SELECT *
    FROM Student
    WHERE Fach=‘Informatik’
```

DBIS

UHH

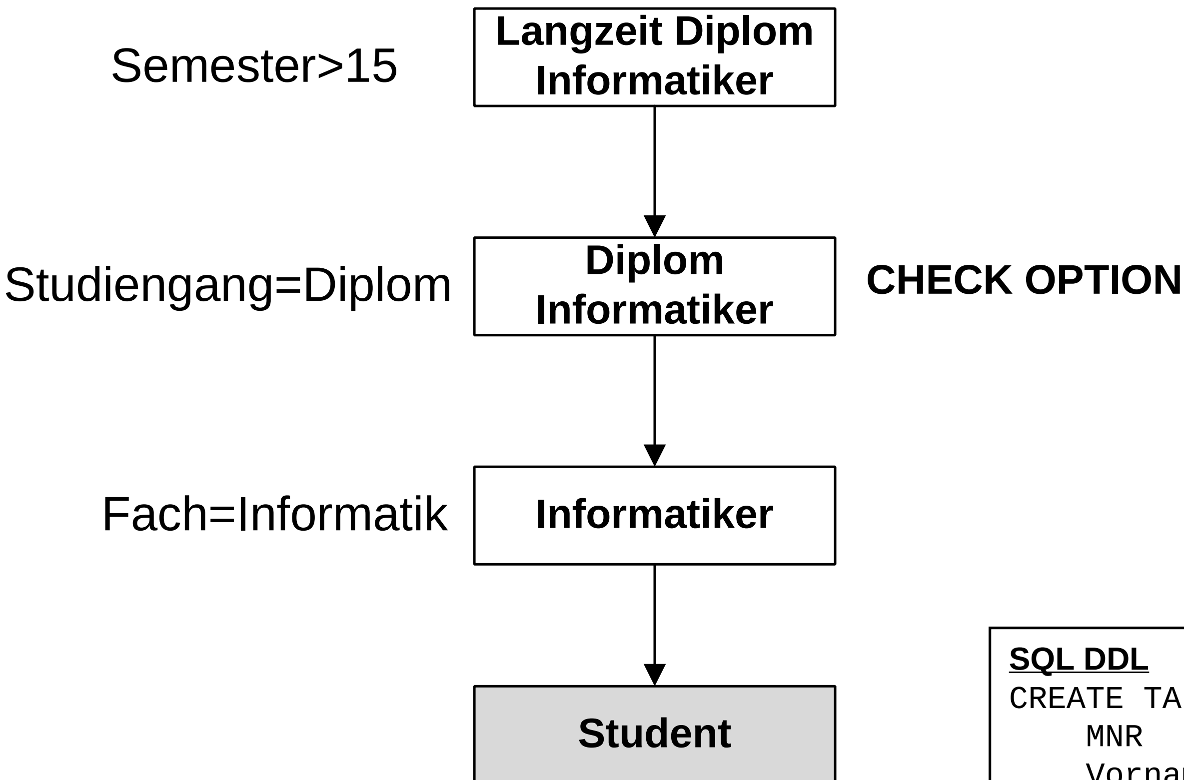
Änderbarkeit in Sichten (1/2)

- Sichten gelten als NICHT änderbar, wenn:
  - der Primärschlüssel fehlt
  - eine Gruppierung und/oder Aggregation angewendet wird
  - mehrere Tabellen mit Join oder Kreuzprodukt verknüpft werden

- Um sicherzustellen, dass geänderte Tupel nicht aus der Sicht verschwinden, werden Check Options verwendet (wir betrachten nur den Typ CASCADED Check Option).
- Ist eine Sicht mit einer Check Option versehen, muss das geänderte Tupel
  - alle Bedingungen der betreffenden Sicht und
  - alle Bedingungen der Sichten, auf denen die betreffende Sicht aufbaut,

  erfüllen, damit die Änderungsoperation zulässig ist.

Änderbarkeit in Sichten (2/2)



SQL DDL

```
CREATE TABLE Student (
    MNR         int          PRIMARY KEY,
    Vorname     varchar(50),
    Nachname    varchar(50) NOT NULL,
    Fach        varchar(50) NOT NULL,
    Studiengang varchar(50) NOT NULL,
    Semester    int          NOT NULL
)
```

SQL-DML: Änderungen/Löschen/Einfügen

- Einfügen (Beispiel)

```
INSERT INTO Student (MNR, Vorname, Nachname, Fach, Studiengang, Semester)
VALUES (47, ‘Müller’, ‘Hamburg’, ‘Japanologie’, ‘Diplom’, 9);
```

- Ändern (Beispiel)

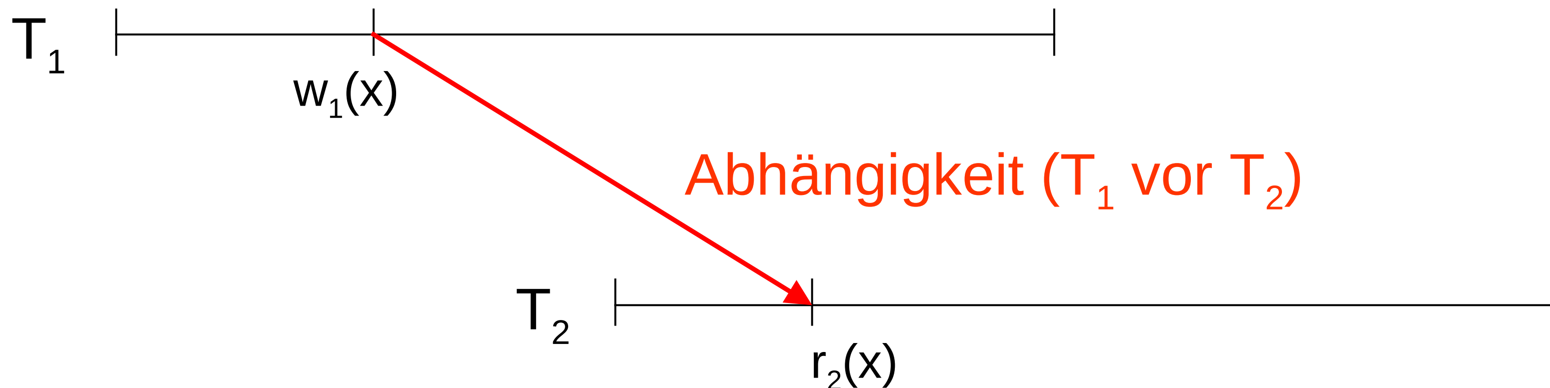
```
UPDATE Student
SET Fach = ‘Informatik’
WHERE MNR = 47;
```

- Löschen (Beispiel)

```
DELETE FROM Student
WHERE MNR = 47;
```

Transaktionsverwaltung: Abhängigkeiten

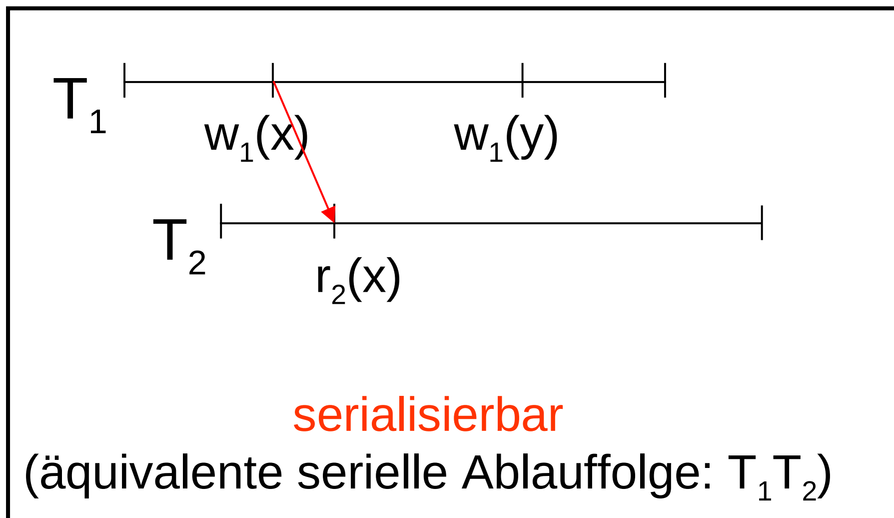
- Zwei Transaktionen sind voneinander abhängig, wenn:
  - beide Transaktionen auf dasselbe Objekt zugreifen und
  - mindestens eine der Transaktionen auf dieses Objekt schreibt

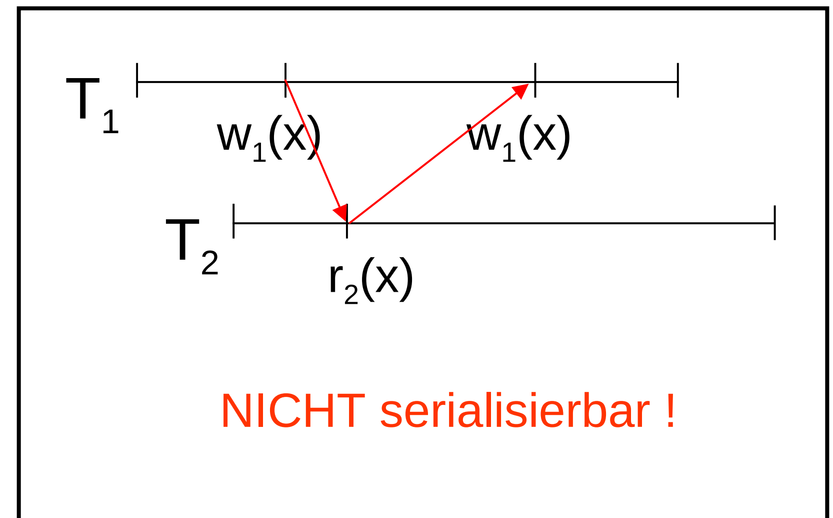


Transaktionsverwaltung: Serialisierbarkeit

- Eine parallele Ablauffolge, bestehend aus n Transaktionen ist serialisierbar, wenn:
  - eine serielle Ablauffolge dieser Transaktionen existiert, welche die gleichen Abhängigkeiten enthält

    => (keine Abhängigkeitszyklen existieren)





RX-Sperrverfahren

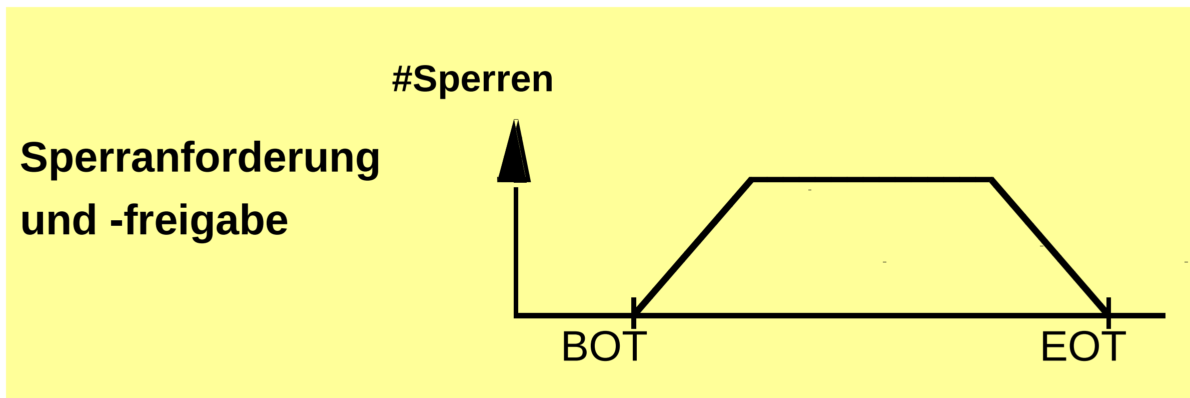
- Sperrmodi
  - Sperrmodus des Objektes: NL (no lock), R (read), X (exclusive)
  - Sperranforderung einer Transaktion: R, X
- Kompatibilitätsmatrix

	NL	R	X
R	+	+	-
X	+	-	-

- Falls Sperre nicht gewährt werden kann, muss die anfordernde TA warten, bis das Objekt freigegeben wird (durch Commit/Abort der sperrenden TA)

2-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)

- 2 Phasen
  - Lock-Phase (hier werden alle Sperren gesetzt)
  - Unlock-Phase (hier werden alle Sperren freigegeben)
- Prinzip: Es werden erst alle Sperren gesetzt, bevor wieder eine Sperre freigegeben werden darf
- Vorteil: Gewährleistet einen serialisierbaren Schedule
- Nachteil: Kann verklemmen



RX-Sperrverfahren mit 2PL

$$S_1=w_1(a)\ r_2(c)\ r_3(a)\ r_1(b)\ c_1\ w_2(c)\ r_3(b)\ c_2\ c_3$$

Zeit	T_1	T_2	T_3	a	b	c	Bemerkungen
0				NL	NL	NL	
1	lock(a,X)			X_1	NL	NL	
2	write(a)	lock(c,R)		X_1	NL	R_2	
3		read(c)	lock(a,R)	X_1	NL	R_2	T_3 wartet auf Freigabe von a
4	lock(b,R)			X_1	R_1	R_2	
5	read(b)	lock(c,X)		X_1	R_1	X_2	
6	unlock(a)	write(c)		R_3	R_1	X_2	Benachritigung von T_3
7	unlock(b)	unlock(c)	read(a)	R_3	NL	NL	
8	commit	commit	lock(b,R)	R_3	R_3	NL	
…			…	…	…	…	

RX-Sperrverfahren - Deadlocks

- Deadlocks/Verklemmungen
  - Auftreten von Verklemmungen ist **inhärent** und kann bei pessimistischen Methoden (blockierende Verfahren) nicht vermieden werden
- Beispiel eines nicht-serialisierbaren Schedules, der zu einer Verklemmung führt