



LUDWIG-
MAXIMILIANS-
UNIVERSITY
MUNICH


DEPARTMENT
INSTITUTE FOR
INFORMATICS


DATABASE
SYSTEMS
GROUP

Skript zur Vorlesung:

Datenbanksysteme II

Sommersemester 2015

Kapitel 4 Datenintegrität und Datensicherheit

Vorlesung: PD Dr. Peer Kröger

http://www.dbs.ifi.lmu.de/cms/Datenbanksysteme_II

© Peer Kröger 2015

Dieses Skript basiert im Wesentlichen auf den Skripten zur Vorlesung Datenbanksysteme II an der LMU München von

Prof. Dr. Christian Böhm (SoSe 2007),
PD Dr. Peer Kröger (SoSe 2008, 2013, 2014) und
PD Dr. Matthias Schubert (SoSe 2009)



4. Datenintegrität/-Sicherheit

4.1 Datenintegrität

4.2 Datensicherheit

4.1 Datenintegrität

4.1.1 Integritätsbedingungen

4.1.2 Deklarative Constraints

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

4.2 Datensicherheit

4.1.1 Integritätsbedingungen

- Integritätsbedingungen (Integrity Constraints)
 - Bedingungen, die von einer Datenbank zu jedem Zeitpunkt erfüllt sein müssen
 - Typen
 - Schlüssel-Integrität
 - Referentielle Integrität
 - Multiplizitäten Constraints
 - Allgemeine Constraints
 - Diese Constraints sind
 - statisch, d.h. sie definieren Einschränkungen der möglichen **DB-Zustände** (Ausprägungen der Relationen)
 - dynamisch, d.h. sie spezifizieren Einschränkungen der möglichen **Zustandsübergänge** (Update-Operationen)

- Beispiele
 - Eindeutigkeit von Schlüssel-Attributen (Schlüssel-Integrität)
 - Ein Fremdschlüssel, der in einer anderen Relation auf seine Basisrelation verweist, muss in dieser Basisrelation tatsächlich existieren (Referentielle Integrität)
 - Bei 1: m -Beziehungen müssen die Kardinalitäten beachtet werden – funktioniert z.B. durch Umsetzung mittels Fremdschlüssel auf der m -Seite (Multiplizitäten Constraint)
 - Wertebereiche für Attribute müssen eingehalten werden (allgemeines Constraint)
Achtung: das Typkonzept in relationalen DBMS ist typischerweise sehr einfach, daher können Attribute mit der selben Domain verglichen werden, obwohl es möglicherweise semantisch keinen Sinn macht (z.B. MatrNr und VorlesungsNr)
 - ...
- Von wem werden diese und andere Integritätsbedingungen überwacht...
 - ... vom DBMS?
 - ... vom Anwendungsprogramm?

4.1.1 Integritätsbedingungen

- Integritätsbedingungen sind Teil des Datenmodells
 - Wünschenswert ist eine zentrale Überwachung im DBMS innerhalb des Transaktionsmanagements
 - Einhaltung wäre unabhängig von der jeweiligen Anwendung gewährleistet, es gelten dieselben Integritätsbedingungen für alle Benutzer
- Für eine Teilmenge von Integritätsbedingungen (`primary key`, `unique`, `foreign key`, `not null`, `check`) ist dies bei den meisten relationalen Datenbanken realisiert => **deklarative Constraints**
- Für anwendungsspezifische Integritätsbedingungen ist häufig eine Definition und Realisierung im Anwendungsprogramm notwendig
 - Problem: Nur bei Verwendung des jeweiligen Anwendungsprogrammes ist die Einhaltung der Integritätsbedingungen garantiert sowie Korrektheit etc.
 - Meist: einfache Integritätsbedingungen direkt in DDL (deklarativ), Unterstützung für komplexere Integritätsbedingungen durch Trigger-Mechanismus => **prozedurale Constraints**

7.1 Datenintegrität

7.1.1 Integritätsbedingungen

7.1.2 Deklarative Constraints

7.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

7.2 Datensicherheit

- Deklarative Constraints sind Teil der Schemadefinition (`create table ...`)
- Arten:
 - Schlüsseleigenschaft: `primary key` (einmal), `unique` (beliebig)
 - `unique` kennzeichnet Schlüsselkandidaten
 - `primary key` kennzeichnet den Primärschlüssel
 - keine Nullwerte: `not null` (implizit bei `primary key`)
 - Typintegrität: `Datentyp`
 - Wertebedingungen: `check (<Bedingung>)`
 - referenzielle Integrität: `foreign key ... references ...`
(nur Schlüssel)

- Constraints können
 - attributsbezogen (für jeweils ein Attribut)
 - tabellenbezogen (für mehrere Attribute)definiert werden.
- Beschreibung im Entwurf meist durch geschlossene logische Formeln der Prädikatenlogik 1.Stufe

Beispiele

- *Es darf keine zwei Räume mit gleicher R_ID geben.*
$$IB_1 : \forall r_1 \in \text{Raum} (\forall r_2 \in \text{Raum} (r_1[R_ID]=r_2[R_ID] \Rightarrow r_1 = r_2))$$
- *Für jede Belegung muss ein entsprechender Raum existieren.*
$$IB_2 : \forall b \in \text{Belegung} (\exists r \in \text{Raum} (b[R_ID]=r[R_ID]))$$

- Umsetzung in SQL?
 - Bei IB_1 handelt es sich um eine Eindeutigkeitsanforderung an die Attributswerte von R_ID in der Relation *Raum* (Schlüsseleigenschaft).
 - IB_2 fordert die referenzielle Integrität der Attributswerte von R_ID in der Relation *Belegung* als Fremdschlüssel aus der Relation *Raum*.

```
CREATE TABLE raum (  
    r_id          varchar2(10)      UNIQUE / PRIMARY KEY  
    (IB1)          ...  
);
```

```
CREATE TABLE belegung (  
    b_id          number(10),  
    r_id          varchar2(10)  
    CONSTRAINT fk_belegung_raum REFERENCES raum(r_id)  
    (IB2)          ...  
);
```

- Überwachung von Integritätsbedingungen durch das DBMS
- *Definitionen:*
 - S sei ein Datenbankschema
 - IB sei eine Menge von Integritätsbedingungen I über dem Schema S
 - DB sei Instanz von S , d.h. der aktuelle Datenbankzustand (über dem Schema S)
 - U sei eine Update-Transaktion, d.h. eine Menge zusammengehöriger Einfüge-, Lösch- und Änderungsoperationen
 - $U(DB)$ sei der aktuelle Datenbankzustand nach Ausführen von U auf DB
 - $Check(I, DB)$ bezeichne den Test der Integritätsbedingung $I \in IB$ auf dem aktuellen Datenbankzustand DB

$$Check(I, DB) = \begin{cases} true, & \text{falls } I \text{ in } DB \text{ erfüllt ist} \\ false, & \text{falls } I \text{ in } DB \text{ nicht erfüllt ist} \end{cases}$$

- *Wann sollen Integritätsbedingungen geprüft werden?*
 - 1. Ansatz: Periodisches Prüfen der Datenbank *DB* gegen **alle** Integritätsbedingungen:

```
for each U <seit letztem Check> do  
if ( $\forall I \in IB: \text{Check}(I, U(DB))$ ) then <ok>  
else <Rücksetzen auf letzten konsistenten Zustand>;
```

Probleme:

- Rücksetzen auf letzten geprüften konsistenten Zustand ist aufwändig
- beim Rücksetzen gehen auch korrekte Updates verloren
- erfolgte lesende Zugriffe auf inkonsistente Daten sind nicht mehr rückgängig zu machen

4.1.2 Deklarative Constraints

- 2. Ansatz: Inkrementelle Überprüfung bei jedem Update U
 - Voraussetzung: Update erfolgt auf einem konsistenten Datenbankzustand
 - dazu folgende Erweiterung:

$$Check(I, U(DB)) = \begin{cases} true, & \text{falls } I \text{ durch Update } U \text{ auf } DB \text{ nicht verletzt ist} \\ false, & \text{falls } I \text{ durch Update } U \text{ auf } DB \text{ verletzt ist} \end{cases}$$

dann:

```
<führe U durch>;
if ( $\forall I \in IB: Check(I, U(DB))$ ) then <ok>
else <rollback U>;
```

4.1.2 Deklarative Constraints

- Bei jedem Update \cup alle Integritätsbedingungen gegen die gesamte Datenbank zu testen ist immer noch zu teuer, daher Verbesserungen:
 1. Nur betroffene Integritätsbedingungen testen; z.B. kann die referenzielle Integritätsbedingung *Belegung* \rightarrow *Raum*, nicht durch
 - Änderungen an der Relation *Dozent* verletzt werden
 - Einfügen in die Relation *Raum* verletzt werden
 - Löschen aus der Relation *Belegung* verletzt werden(siehe nächste Folien)
 2. Abhängig von \cup nur vereinfachte Form der betroffenen Integritätsbedingungen testen; z.B. muss bei Einfügen einer *Belegung* x nicht die gesamte Bedingung IB_2 getestet werden, sondern es genügt der Test von:

$$\exists r \in \text{Raum } (x[R_ID]=r[R_ID])$$

- *Was muss eigentlich geprüft werden?*

Beispiel: Referentielle Integrität

- Gegeben:
 - Relation R mit Primärschlüssel $\underline{\alpha}$ (potentiell zusammengesetzt)
 - Relation S mit Fremdschlüssel β (potentiell zusammengesetzt) aus Relation R
- Referentielle Integrität ist erfüllt, wenn für alle Tupel $s \in S$ gilt
 1. $s.\beta$ enthält nur **null**-Werte oder nur Werte ungleich **null**und
 2. Enthält $s.\beta$ keine **null**-Werte, existiert ein Tupel $r \in R$ mit $s.\beta = r.\underline{\alpha}$
- D.h.
 - Der Fremdschlüssel β in S enthält genauso viele Attribute wie der Primärschlüssel $\underline{\alpha}$ in R
 - Die Attribute haben dieselbe Bedeutung, auch wenn sie umbenannt wurden
 - ***Es gibt keine Verweise auf ein undefiniertes Objekt (dangling reference)***
Das Tupel s in S wird hier auch ***abhängiger Datensatz*** (vom entsprechenden r in R) genannt

- Gewährleistung der Referentiellen Integrität
 - Es muss sichergestellt werden, dass keine dangling references eingebaut werden
 - D.h. für Relation R mit Primärschlüssel $\underline{\alpha}$ und Relation S mit Fremdschlüssel β aus R muss folgende Bedingung gelten:

$$\pi_{\beta}(S) \subseteq \pi_{\underline{\alpha}}(R)$$

(also alle gültigen Werte in β in S müssen auch in R vorkommen)

- Erlaubte Änderungen sind also:

1. Einfügen von Tupel s in S, wenn $s.\beta \in \pi_{\underline{\alpha}}(R)$
(Fremdschlüssel β verweist auf ein existierendes Tupel in R)
2. Verändern eines Wertes $w = s.\beta$ zu w' , wenn $w \in \pi_{\underline{\alpha}}(R)$
(wie 1.)
3. Verändern von $r.\underline{\alpha}$ in R nur, wenn $\sigma_{\beta=r.\underline{\alpha}}(S) = \emptyset$
(es existieren keine Verweise in S auf Tupel r mit Schlüssel $\underline{\alpha}$
also keine abhängigen Tupel in S)
4. Löschen von r in R nur, wenn $\sigma_{\beta=r.\underline{\alpha}}(S) = \emptyset$
(wie 3.)

Andernfalls: ROLLBACK der entspr. TA

- Beim Löschen in R weitere Optionen:

Option	Wirkung
ON DELETE NO ACTION	Änderungsoperation wird zurückgewiesen, falls abhängiger Datensatz in S vorhanden
ON DELETE RESTRICT	
ON DELETE CASCADE	Abhängige Datensätze in S werden automatisch gelöscht; kann sich über mehrstufige Abhängigkeiten fortsetzen
ON DELETE SET NULL	Wert des abhängigen Fremdschlüssels in S wird auf <code>null</code> gesetzt
ON DELETE SET DEFAULT	Wert des abhängigen Fremdschlüssels in S wird auf den Default-Wert der Spalte gesetzt

4.1.2 Deklarative Constraints

– Wertebedingungen (statische Constraints nach **check**-Klauseln)

- Dienen meist zur Einschränkung des Wertebereichs
- Ermöglichen die Spezifikation von Aufzählungstypen,

z.B.

```
create table Professoren (  
    ...  
    Rang      character(2) check (Rang in ('W1', 'W2', 'W3')),  
    ...  
)
```

- Ermöglicht auch, die referentielle Integrität bei zusammen gesetzten Fremdschlüsseln zu spezifizieren (alle teile entweder `null` oder alle Teile nicht `null`)
- Achtung: **check**-Constraints gelten auch dann als erfüllt, wenn die Formel zu **unknown** ausgewertet wird (kann durch **null**-Wert passieren!!!)
(Übrigens im Ggs. zu **where**-Bedingungen)

– Komplexere Integritätsbedingungen

- In einer check-Bedingung können auch Unteranfragen stehen => IBs können sich auf mehrere Relationen beziehen (Verallgemeinerung der ref. Int.)
- Beispiel:
 - Tabelle `pruefen` modelliert Relationship zwischen Student, Professor und Vorlesung
 - Das Constraint `VorherHoeren` garantiert, dass Studenten sich nur über Vorlesungen prüfen lassen können, die sie auch gehört haben

```
create table pruefen (
  MatrNr      integer references Studenten ...
  VorlNr      integer references Vorlesungen ...
  PersNr      integer references Professoren ...
  Note        numeric(2,1) check (Note between 1.0 and 5.0),
  primary key (MatrNr, VorlNr)
  constraint VorherHoeren
             check( exists ( select * from hoeren h, pruefen p where
                               h.VorlNr = p.VorlNr and h.MatrNr = p.MatrNr
                             )
             )
)
```

- Diese IBs werden leider kaum unterstützt (Lösung: Trigger)

7.1 Datenintegrität

7.1.1 Integritätsbedingungen

7.1.2 Deklarative Constraints

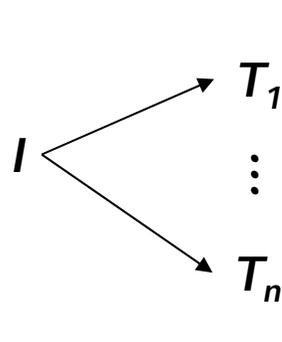
7.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

7.2 Datensicherheit

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

- Motivation: Komplexere Bedingungen als bei deklarativen Constraints und damit verbundene Aktionen wünschenswert.
- Trigger: Aktion (typischerweise PL/SQL-Programm), die einer Tabelle zugeordnet ist und durch ein bestimmtes Ereignis ausgelöst wird.
- Ein Trigger enthält Code, der die mögliche Verletzung einer Integritätsbedingung bei einem bestimmten Ereignis-Typ testet und daraufhin bestimmte Aktionen veranlasst.
- mögliche Ereignisse: `insert`, `update`, `delete`
- zwei Arten:
 - **Befehls-Trigger** (*statement trigger*): werden einmal pro auslösendem Befehl ausgeführt.
 - **Datensatz-Trigger** (*row trigger*): werden einmal pro geändertem/eingefügtem/gelöschtem Datensatz ausgeführt.
- mögliche Zeitpunkte: vor (`BEFORE`) oder nach (`AFTER`) dem auslösenden Befehl

- Datensatz-Trigger haben Zugriff auf zwei Instanzen eines Datensatzes: vor und nach dem Ereignis (Einfügen/Ändern/Löschen)
=> Adressierung durch Präfix: `new.` bzw. `old.` (Syntax systemspezifisch)
- Befehlstrigger haben Zugriff auf die Änderungen durch die auslösenden Befehle (die typischerweise Tabellen verändern)
=> Adressierung durch `newtable` bzw. `oldtable` (Syntax systemspezifisch)
- Zu einer Integritätsbedingung I gehören in der Regel mehrere Trigger T_i



Je nach auslösendem Ereignis-Typ unterschiedliche Trigger für die Integritätsbedingung

- Aufbau eines Trigger-Programms:

```
create or replace trigger <trig_name>
before/after/instead of -- Trigger vor/nach/alternativ zu Auslöser ausführen
insert or update of <attrib1>, <attrib2>, ... or delete -- Trigger-Ereignisse
on <tab_name>/<view_name>/ -- zugehörige Tabelle od. View (DML-Trigger)
    <schema_name>/<db_name> -- Schema od. Datenbank (DDL-Trigger)
[for each row] -- Datensatz-Trigger
when <bedingung> -- zusätzliche Trigger-Restriktion
declare
...
begin
if inserting then <pl/sql Anweisungen>
end if;
if updating (<attrib1>) then <pl/sql Anweisungen>
end if;
if deleting then <pl/sql Anweisungen>
end if;
... -- Code hier gilt für alle Ereignisse
end;
```

- Beispiel
 - Ausgangspunkt: Relation *Period_Belegung* mit regelmäßig stattfindenden Lehrveranstaltungen in einem Hörsaal
 - Hier sollen folgende Bedingungen gelten:
$$\forall p \in \text{Period_Belegung} \ (0 \leq p[\text{Tag}] \leq 6 \wedge p[\text{Erster_Termin}] \leq p[\text{Letzter_Termin}] \\ \wedge \text{Wochentag}(p[\text{Erster_Termin}]) = p[\text{Tag}] \\ \wedge \text{Wochentag}(p[\text{Letzter_Termin}]) = p[\text{Tag}])$$

Formulierung als deklaratives Constraint:

```
ALTER TABLE Period_Belegung ADD CONSTRAINT check_day
CHECK (
    (Tag between 0 and 6) and
    (Erster_Termin <= Letzter_Termin) and
    (to_number (to_char (Erster_Termin, 'd')) = Tag) and
    (to_number (to_char (Letzter_Termin, 'd')) = Tag)
);
```

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

Formulierung als prozedurales Constraint (Trigger):

```
CREATE OR REPLACE TRIGGER check_day
    BEFORE
    INSERT OR UPDATE
    ON Period_Belegung
    FOR EACH ROW
    DECLARE
        tag number; et date; lt date;
    BEGIN
        tag := new.Tag;
        et := new.Erster_Termin; lt := new.Letzter_Termin;
        if (tag < 0) or (tag > 6) or (et > lt) or
            (to_number(to_char(et, 'd')) != tag) or
            (to_number(to_char(lt, 'd')) != tag)
        then
            raise_application_error(-20089, 'Falsche Tagesangabe');
        end if;
    END;
```

- Verwandtes Problem: Sequenzen für die Erstellung eindeutiger IDs

```
CREATE SEQUENCE <seq_name>
[INCREMENT BY n]                -- Default: 1
[START WITH n]                   -- Default: 1
[{MAXVALUE n | NOMAXVALUE}]     -- Maximalwert (10^27 bzw. -1)
[{MINVALUE n | NOMINVALUE}]    -- Mindestwert (1 bzw. -10^26)
[{CYCLE | NOCYCLE}]
[{{CACHE n | NOCACHE}}];       -- Vorcachen, Default: 20
```

- Zugreifen über NEXTVAL (nächster Wert) und CURRVAL (aktueller Wert):

```
CREATE SEQUENCE seq_pers;
INSERT INTO Person (p_id, p_name, p_alter)
VALUES (seq_pers.NEXTVAL, 'Ulf Mustermann', 28);
```

- Beispiel mit Trigger:

```
CREATE OR REPLACE TRIGGER pers_insert
BEFORE
INSERT ON Person
FOR EACH ROW
BEGIN
    SELECT seq_pers.NEXTVAL
    INTO new.p_id
    FROM dual;
END;

INSERT INTO Person (p_name, p_alter)
VALUES ('Ulf Mustermann', 28);
```

- Vorteil: Zuteilung der ID erfolgt transparent, d.h. kein expliziter Zugriff (über .NEXTVAL) in INSERT-Statement nötig!

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

- Allgemeines Schema der Trigger-Abarbeitung
 - Event e aktiviert während eines Statements S einer Transaktion eine Menge von Triggern $T = (T_1, \dots, T_k)$
 1. Füge alle neu aktivierten Trigger T_1, \dots, T_k in die **TriggerQueue** Q ein
 2. Unterbreche die Bearbeitung von S
 3. Berechne `new` und `old` bzw. `newtable` und `oldtable`
 4. Führe alle `BEFORE`-Trigger in T aus, deren Vorbedingung erfüllt ist
 5. Führe die Updates aus, die in S spezifiziert sind
 6. Führe die `AFTER`-Trigger in T aus wenn die Vorbedingung erfüllt ist
 7. Wenn ein Trigger neue Trigger aktiviert, springe zu Schritt 1

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

- Achtung:
Eine (nicht-terminierende) Kettenreaktion von Triggern ist grundsätzlich möglich
- Eine Menge von Triggern heißt **sicher (safe)**, wenn eine potentielle Kettenreaktion immer terminiert
 - Es gibt Bedingungen die hinreichend sind um Sicherheit zu garantieren (d.h. wenn sie erfüllt sind, ist die Trigger-Menge sicher, es gibt aber sichere Trigger-Mengen, die diese Bedingungen nicht erfüllen)
 - Typischerweise gibt es aber keine hinreichend und notwendigen Bedingungen, daher ist Sicherheit algorithmisch schwer zu testen.
- Eine Möglichkeit wäre wieder einen Abhängigkeits- (bzw. Aktivierungs-)graph
 - Knoten: Trigger
 - Kante von T_i nach T_j wenn die Ausführung von T_i T_j aktivieren kann
 - Keine Zyklen implizieren Sicherheit (Zyklen implizieren nicht notwendigerweise Unsicherheit)
 - ABER: ineffizient und nicht einfach zu realisieren (automatische Erkennung wann T_i T_j aktivieren kann?)

4.1.3 Prozedurale Constraints (Trigger)

- Trigger können auch noch für andere Aufgaben verwendet werden
 - Implementierung von Integritätsbedingungen und Erzeugung eindeutiger IDs (siehe dieses Kapitel)
 - Implementierung von Geschäftsprozessen (z.B. wenn eine Buchung ausgeführt wird, soll eine Bestätigungs-Email versandt werden)
 - Monitoring von Einfügungen/Updates (im Prinzip eine Kopplung der ersten beiden: wenn ein neuer Wert eingefügt wird, kann abhängig davon ein entsprechendes Ereignis ausgelöst werden)
 - Verwaltung temporär gespeicherter oder dauerhaft materialisierter Daten (z.B. materialisierte Views)

4.1 Datenintegrität

4.2 Datensicherheit

4.2.1 Einleitung

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

4.2.3 Verfeinerte Zugriffskontrolle

4.2.4 MAC und Multilevel DBs

- Allgemeine Aspekte zum Datenschutz
 - Juristische und ethische Faktoren
z.B. Bundes-Datenschutz-Gesetz, ...
 - Organisations-(z.B. Firmen-)spezifische Regelungen
z.B. Kreditkartenauskünfte, versch. Sicherheitsebenen für
Abteilungen beim Geheimdienst, ...
 - Technische Faktoren
HW-Ebene, Betriebssystem-Ebene, DBMS-Ebene, ...

- Datenschutzmechanismen
 - Identifikation und Authentisierung
Benutzermanagement, ...
 - Autorisierung und Zugriffskontrolle
Regeln legen erlaubte Zugriffsarten von **Sicherheitssubjekten** auf **Sicherheitsobjekten** fest
 - Sicherheitssubjekt: aktive Entität, die Informationsfluss bewirkt, z.B. Benutzer(-gruppen), Anwendungsprogramme, Trigger, ...
 - Sicherheitsobjekt: passive Entität mit Informationsinhalt(en), z.B. ein Tupel, ein Attribut, ...
 - Auditing
Buchführen über sicherheitsrelevante DB-Operationen

4.1 Datenintegrität

4.2 Datensicherheit

4.2.1 Einleitung

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

4.2.3 Verfeinerte Zugriffskontrolle

4.2.4 MAC und Multilevel DBs

- Discretionary Access Control (DAC)
 - Spezifiziert Regeln zum Zugriff auf Objekte
 - Eine Regel besteht aus
 - Einem Objekt (z.B. Relationen, Tupel, Attribute, ...)
 - Einem Subjekt (z.B. Benutzer, Prozesse, ...)
 - Einem Zugriffsrecht (z.B. „lesen“, „schreiben“, „löschen“, ...)
 - Einem Prädikat, das eine Art Zugriffsfenster auf dem Objekt festlegt
 - Einem Booleschen Wert, der angibt, ob das Recht vom Subjekt an andere Subjekte weitergeben darf

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

- Die Regeln werden typischerweise in einer eigenen Tabelle oder in einer Matrix (Spalten: Objekte, Zeilen: Subjekte) gespeichert
- Zugriff eines Subjekts auf ein Objekt nur, wenn entsprechender Eintrag in Tabelle/Matrix
- Umsetzung
 - Als View (mit den entsprechenden Update-Problematiken)
 - Abänderung der Anfrage entsprechend den Bedingungen
 - `select`-Klausel darf nur Attribute enthalten, auf die der entspr. Benutzer Zugriff hat
 - Zugriffsprädikat kann konjunktiv an die `where`-Bedingung angefügt werden
 - ...

- Nachteile von DAC
 - Performanz: Abhängig von der Granularität der Autorisierung können diese Tabellen/Matrizen sehr groß werden
 - Beruht auf der Annahme, dass Erzeuger der Daten deren Eigner und damit für die Sicherheit verantwortlich ist
 - Erzeuger können Zugriffsrechte damit beliebig weitergeben
 - Beispiel Firma: Angestellte erzeugen Daten und sind dann in der Verantwortung für die Sicherheit dieser Daten
 - Weitergabe von Rechten kann zu Problemen führen
 - S1 gibt Recht an S2
 - S1 gibt Recht an S3
 - S2 gibt Recht an S3
 - S1 will Recht S3 wieder entziehen ???

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

- Trotzdem:
 - DAC ist einfach umzusetzen und daher sehr gebräuchlich
 - Zugriffskontrolle im SQL-92 Standard basiert auf DAC-Modell
- Apropos: SQL Standard
 - Stellt keine Normen für Authentisierung oder Auditing auf
 - Einfache Zugriffskontrolle nach DAC-Modell
 - `grant` – vergibt Rechte
 - `revoke` – entzieht Rechte
 - Intial liegen alle Rechte beim Administrator (DBA)
- Manche DBMS stellen Zugriffskontroll-Mechanismen nach mächtigeren Modellen (z.B. dem MAC-Modell, siehe später) zur Verfügung

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

– Autorisierung mit grant

- Typische Form:

```
grant <OPERATION> on <TABLE> to <USER>
```

- Dabei ist <OPERATION>:

- select Lesezugriff
- delete Löschen
- insert (<Attribute>) Einügen der spezifizierten Attribute
- update (<Attribute>) Verändern der spezifizierten Attribute
- references (<Attribut>) Fremdschlüssel auf das Attribut

ACHTUNG: hier gilt es natürlich referentielle Integrität einzuhalten, daher könnte man dadurch die Schlüsselwerte der anderen Relation herausbekommen:

- » Es gibt Relation `Agenten` mit Schlüssel = geheime Kennung
- » Wir haben keine Zugriffsrechte auf diesen Schlüssel kennen aber das Schema von `Agenten`
- » Mit `create table at(Kennung char(4) references Agenten);` können wir durch Einfügen einiger Zeilen prüfen ob entsprechende Werte in `Agenten` existieren

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

- Recht zur Weitergabe von Rechten durch Anhängen von `with grant option` am Ende eines `grant`-Befehls
- Entziehen eines Rechts mit `revoke`
 - Bei Privileg mit Weitergaberecht:
 - `restrict` falls Weitergabe erfolgt, bricht DBMS mit Fehlermeldung ab
 - `cascade` löscht auch die Rechte, die durch Weitergabe entstanden sind
- Umsetzungen von bedingten Rechten in SQL durch Sichten
Beispiel: Tutoren für EIP sollen nur die Daten der Studenten im ersten Semester lesen können

```
create view ErstSemester as
    select * from Studenten where Semester = 1;

grant select on ErstSemester to tutor
```

4.1 Datenintegrität

4.2 Datensicherheit

4.2.1 Einleitung

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

4.2.3 Verfeinerte Zugriffskontrolle

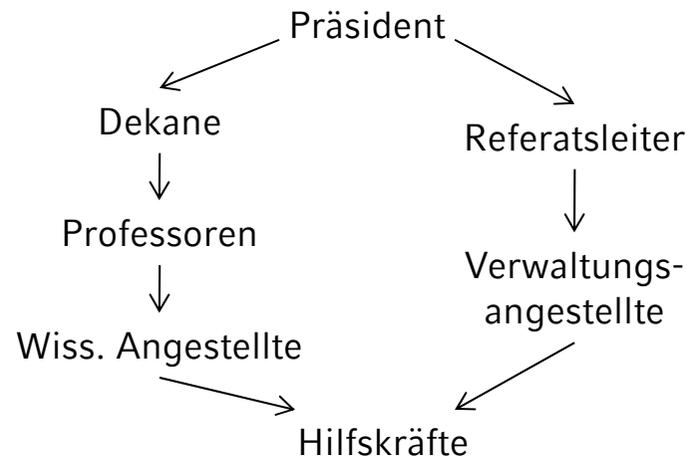
4.2.4 MAC und Multilevel DBs

- Bisher nur
 - Explizite Autorisierung
 - Bei vielen Objekten viele Regeln => großer Aufwand
 - Schöner wäre, wenn wir uns durch **implizite Autorisierung** etwas sparen könnten
 - Positive Autorisierung
 - Darf ein Subjekt 4 der 5 möglichen Operationen auf einem Objekt, müssen alle 4 (explizit) erlaubt werden (analog: z.B. 1 aus einer Gruppe von 10 Subjekten hat als einziges Subjekt ein spez. Recht nicht, ...)
 - Schöner wäre, z.B. *per default* alle zu erlauben und nur die eine Operation zu verbieten (**negative Autorisierung**)
 - Dazu nötig: Unterschied zwischen **starker** und **schwacher Autorisierung**:
Schwache Autorisierung wird als Standardeinstellung (z.B. für alle Subjekte) verwendet und gilt daher immer, falls keine andere (starke) Autorisierung erfolgt

- Kernidee der Erweiterung
 - Subjekte, Objekte und Operationen werden hierarchisch angeordnet
 - Explizite Autorisierung auf einer bestimmten Stufe der Hierarchie bewirkt implizite Autorisierung auf anderen Stufen der Hierarchie
 - Unterscheidung in
 - Positive Autorisierung schreibe (Objekt, Subjekt, Operation)
 - Negative Autorisierung schreibe (Objekt, Subjekt, ¬Operation)
 - Unterscheidung zwischen
 - Starker Autorisierung schreibe (...)
 - Schwacher Autorisierung schreibe [...]

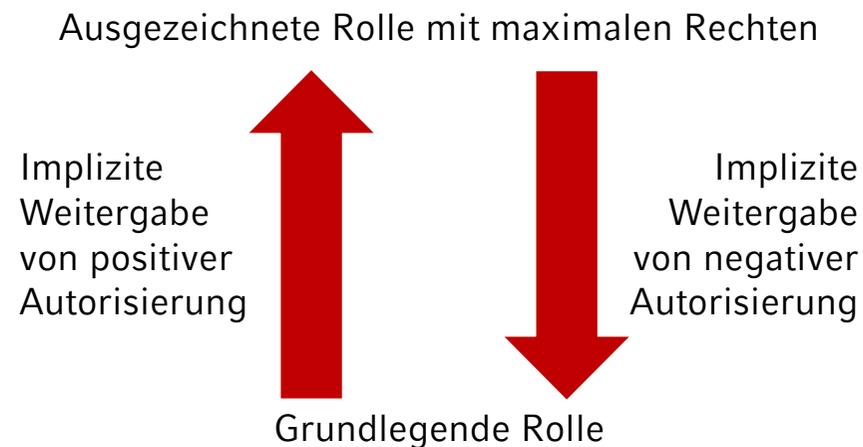
- Implizite Autorisierung von Subjekten
 - Rolle
 - Funktion einer Menge von Benutzer im System
 - Beinhaltet die Rechte, die zur Umsetzung notwendig sind)
 - Rollenhierarchie enthält mind.
 - Eine ausgezeichnete Rolle mit der maximalen Menge an Rechten (z.B. DBA, Firmenleitung, ...) als Wurzel der Hierarchie
 - Eine eindeutige grundlegende Rolle (z.B. alle Angestellten)

Beispiel:



4.2.3 Verfeinerte Zugriffskontrolle

- Regeln zur impliziten Autorisierung
 1. Eine explizite positive Autorisierung auf einer Stufe resultiert in einer impliziten positiven Autorisierung auf allen höheren Stufen (z.B. besitzen Dekane implizit alle Zugriffsrechte die explizit oder implizit für Professoren gelten)
 2. Eine explizite negative Autorisierung auf einer Stufe resultiert in einer impliziten negativen Autorisierung auf allen niedrigeren Stufen (z.B. gilt der explizite Zugriffsverbot auf ein Objekt für den Referatsleiter implizit auch für den Verwaltungsangestellten)



- Implizite Autorisierung von Operationen

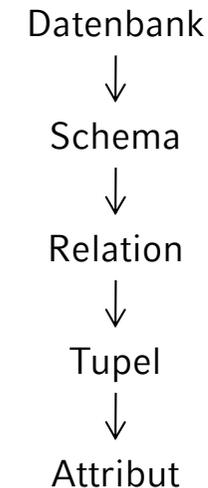
- Analog: Operationshierarchien

Beispiel

schreiben
↓
lesen

- Weitergabe der Rechte nun umgekehrt:
 - Positive Autorisierung wird nach unten weitergegeben (Schreibberechtigung impliziert Leseberechtigung)
 - Negative Autorisierung wird nach oben weitergegeben (Leseverbot impliziert auch Schreibverbot)

- Implizite Autorisierung von Objekten
 - Granularitätshierarchien für Objekte
Bsp.: Leserecht für eine Relation R sollte Leserecht für die einzelnen Tupel von R implizieren
 - Regeln hängen meist von der auszuführenden Operation ab, z.B.
 - Explizites Lese- und Schreibrecht auf einer Relation impliziert (nur) Leserecht auf deren Schema
 - Leserechte müssen immer auch nach unten implizit weiter geleitet werden
 - Definition einer neuen Relation hat keine Implikation auf andere Ebenen
 - ...



- Typhierarchien
 - Bieten eine weitere Dimension für implizite Autorisierung
 - Werden durch is-a-Beziehungen (Generalisierung/Spezialisierung) zwischen Entities definiert (vgl. oo Programmierung)
 - Zugriffsrecht auf einen Objekttypen O impliziert Zugriffsrecht auf von O vererbte Attribute im Untertypen
 - Attribut eines Untertypen ist nicht vom Obertypen erreichbar
 - Zugriff auf Objekttypen O impliziert Zugriff auf vom Obertypen ererbte Attribute in O
 - Problem:
 - Vererbung wird im relationalen Modell nicht unterstützt sondern nur simuliert
 - Daher wird eine implizite Autorisierung entlang einer Typhierarchie in relationalen DBMS meist nicht unterstützt

4.1 Datenintegrität

4.2 Datensicherheit

4.2.1 Einleitung

4.2.2 Einfache Zugriffskontrolle in SQL

4.2.3 Verfeinerte Zugriffskontrolle

4.2.4 MAC und Multilevel DBs

- MAC = Mandatory Access Control
 - Einführung einer Sicherheitshierarchie
 - z.B. „streng geheim“, „geheim“, „vertraulich“, „unklassifiziert“
 - Sicherheitseinstufung für
 - Subjekte s : $clear(s)$ spezifiziert die Vertrauenswürdigkeit von s
 - Objekte o : $class(o)$ spezifiziert die Sensitivität von o
 - Typische Zugriffsregeln:
 1. Subjekt s darf Objekt o nur lesen, wenn $class(o) \leq clear(s)$
 2. Objekt o wird mit mindestens der Einstufen des schreibenden Subjekts s versehen, d.h. $clear(s) \leq class(o)$
 - Bemerkungen
 - Die zweite Regel stellt sicher, dass ein Benutzer der Klasse „streng geheim“ auch nur „streng geheime“ Objekte schreibt, insbesondere v.a. keine „unklassifizierten“ Objekte (Write Down , Leak)
 - Niedrig eingestufte Objekte können „hochklassifiziert“ werden (und sehen dadurch möglicherweise ungewollt vertrauenswürdiger /fundierter aus)

- Bewertung von MAC
 - Potentiell größere Sicherheit durch mächtigeren (ausdrucksstärkeren) Kontrollmechanismus
 - Typischerweise Organisationsproblem
 - Benutzer unterschiedlicher Klassifikationsstufen können nicht zusammen arbeiten
 - Alle Objekte der Datenbank müssen eingestuft sein
 - Problem des Abgriffs nicht freigegebener Daten besteht immer noch:

Relation Agenten

Class (Tupel)	Kennung	class	Name	class	Drink	class
sg	007	g	James Bond	g	Wodka	sg
sg	008	sg	Harry Potter	sg	Limo	sg

Benutzer mit clear = g sieht

Kennung	Name	Drink
007	James Bond	---

und möchte Tupel mit Kennung 008 eingeben, was verweigert wird (womit klar ist, dass diese Kennung schon existiert, das entspr. Tupel aber höher klassifiziert ist)

- Multilevel DBs
 - Lösung des Problems durch *Polyinstanziierung*
 - Ein Tupel darf mehrfach mit unterschiedlichen Sicherheitseinstufungen vorkommen (alle Einstufungen müssen aber tatsächlich paarweise verschieden sein)
 - Die DB stellt sich damit Nutzern unterschiedlicher Einstufungen unterschiedlich dar
(Im Beispiel von vorher gäbe es nun zwei Einträge mit Schlüssel 008 mit unterschiedlicher Klassifizierung)
 - Damit können nun auch Benutzer unterschiedlicher Klassifikationen auf „den gleichen“ Daten arbeiten, da eine Bearbeitung nicht sofort zu einer Höherklassifizierung (nach Regel 2 des MAC-Modells) führt

- Umsetzung
 - Schema einer Multilevel Relation R besteht aus
 - n Attributen A_i mit ihren Domänen D_i (wie gehabt)
 - Für jedes Attribut A_i eine Klassifizierung C_i
 - Eine Klassifizierung TC des gesamten Tupels
 - Für jede Zugriffsklasse c gibt es dann eine **Relationeninstanz** R_c
 - In R_c sind alle Tupel $(a_1, c_1, a_2, c_2, \dots, a_n, c_n, tc)$ mit $c \geq c_i$
 - Der Wert a_i eines Attribut A_i ist sichtbar (d.h. $a_i \in D_i$) falls $c \geq c_i$ ansonsten `null`
- Integritätsbedingungen
 - Fundamental im normalen relationalen Modell:
 - Eindeutigkeit des Schlüssels
 - Referentielle Integrität
 - In Multilevel DBs Erweiterung nötig

- Schlüssel:

in Multilevel Relationen heißt der benutzerdefinierte Schlüssel ***sichtbarer Schlüssel***

Sei im folgenden K der sichtbare Schlüssel von Relation R

- Entity Integrität

für alle Instanzen R_c von R und alle Tupel $r \in R_c$ gilt

1. $A_i \in K \Rightarrow r.A_i \neq \text{null}$

d.h. kein Schlüsselattribute besitzt `null`-Werte

2. $A_i, A_j \in K \Rightarrow r.C_i = r.C_j$

d.h. alle Schlüssel haben die gleiche Klassifizierung (sonst kann Möglichkeit des Zugriffs auf Tupel nicht eindeutig geklärt werden)

3. $A_i \notin K \Rightarrow r.C_i \geq r.C_K$ (wobei C_K Zugriffsklasse des Schlüssels)

d.h. Nicht-Schlüsselattribute haben mindestens die Zugriffsklasse des Schlüssels

– Null-Integrität

für alle Instanzen R_c von R gilt

1. Für alle Tupel $r \in R_c$ gilt: $r.A_i = \text{null} \Rightarrow r.C_i = r.C_K$

d.h. `null`-Werte erhalten die Klassifizierung des Schlüssels

2. R_c ist subsumierungsfrei, d.h. es existieren keine zwei Tupel r und s in R_c , bei denen für alle Attribute A_i entweder

- $r.A_i = s.A_i$ und $r.C_i = s.C_i$

oder

- $r.A_i \neq \text{null}$ und $s.A_i = \text{null}$

gilt

d.h. Tupel, über die schon mehr bekannt ist, werden „verschluckt“

Beispiel für Subsumtionsfreiheit:

Class (Tupel)	<u>Kennung</u>	class	Name	class	Drink	class
g	007	g	James Bond	g	---	g
sg	008	sg	Harry Potter	sg	Limo	sg

Ein streng geheimer Benutzer fügt Drink von 007 ein

⇒ Er erwartet dann

Class (Tupel)	<u>Kennung</u>	class	Name	class	Drink	class
sg	007	g	James Bond	g	Wodka	sg
sg	008	sg	Harry Potter	sg	Limo	sg

⇒ Ohne Subsumtionsfreiheit

Class (Tupel)	<u>Kennung</u>	class	Name	class	Drink	class
g	007	g	James Bond	g	---	g
sg	007	g	James Bond	g	Wodka	sg
sg	008	sg	Harry Potter	sg	Limo	sg

– Interinstanz-Integrität

Die Konsistenz zwischen den einzelnen Instanzen der Multilevel-Relation muss gewährleistet sein.

Daher: für alle Instanzen R_c und $R_{c'}$ von R mit $c < c'$ gilt

$$R_{c'} = f(R_c, c')$$

wobei die Filterfunktion f wie folgt arbeitet:

1. Für jedes $r \in R_c$ mit $r.C_K \leq c'$ muss ein Tupel $s \in R_{c'}$ existieren, mit

$$s.A_i = \begin{cases} r.A_i & \text{wenn } r.C_i \leq c' \\ \text{null} & \text{sonst} \end{cases} \quad \text{und} \quad s.C_i = \begin{cases} r.C_i & \text{wenn } r.C_i \leq c' \\ r.C_K & \text{sonst} \end{cases}$$

2. $R_{c'}$ enthält außer diesen keine weiteren Tupel
3. Subsumierte Tupel werden eliminiert

- Polyinstanziierungs-Integrität

für alle Instanzen R_c von R und alle A_i gilt die funktionale Abhängigkeit:

$$\{K, C_K, C_i\} \rightarrow A_i$$

d.h. ein Tupel ist eindeutig bestimmt durch den Schlüssel und die Klassifizierung aller Attribute

(diese Bedingung entspricht der „normalen“ Schlüsselintegrität)

- Umsetzung

- Zerlegung einer Multilevel-Relation in mehrere normale Relationen (für jede Klassifizierungsebene), die bei Benutzeranfragen entsprechend zusammengesetzt werden können
- Sicherstellung der hier genannten Integritätsbedingungen meist durch Trigger