5. Die Standardsprache SQL

Inhalt

Grundlagen

Mengenorientierte Anfragen (Retrieval)

Möglichkeiten der Datenmanipulation

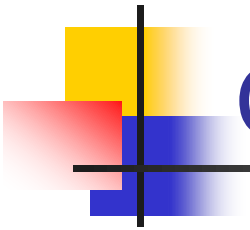
Möglichkeiten der Datendefinition

Beziehungen und referentielle Integrität

Schemaevolution

Indexierung

Sichten



Grundlagen (1)

- **Sprachentwicklung von SQL**
  - SQL wurde **„de facto"-Standard** in der relationalen Welt (1986 von ANSI, 1987 von ISO akzeptiert)
  - **Wesentliche Stufen der Weiterentwicklung des Standards**
    - **SQL2 (1992): rein relational**
    - **(SQL3) SQL:1999: objekt-relational**
- **Mächtigkeit von SQL**
  - Auswahlvermögen äquivalent dem Relationenkalkül und der Relationenalgebra: **relational vollständig**

Grundlagen (2)

- **SQL: abbildungsorientierte Sprache**
  - Grundbaustein: **SELECT ...**
    FROM ...
    WHERE ...

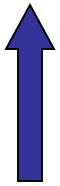
    

    Abbildung
  - Ein bekanntes Attribut oder eine Menge von Attributen wird mit Hilfe einer Relation in ein gewünschtes Attribut oder einer Menge von Attributen abgebildet.
  - **Allgemeines Format**

    <Spezifikation der Operation>

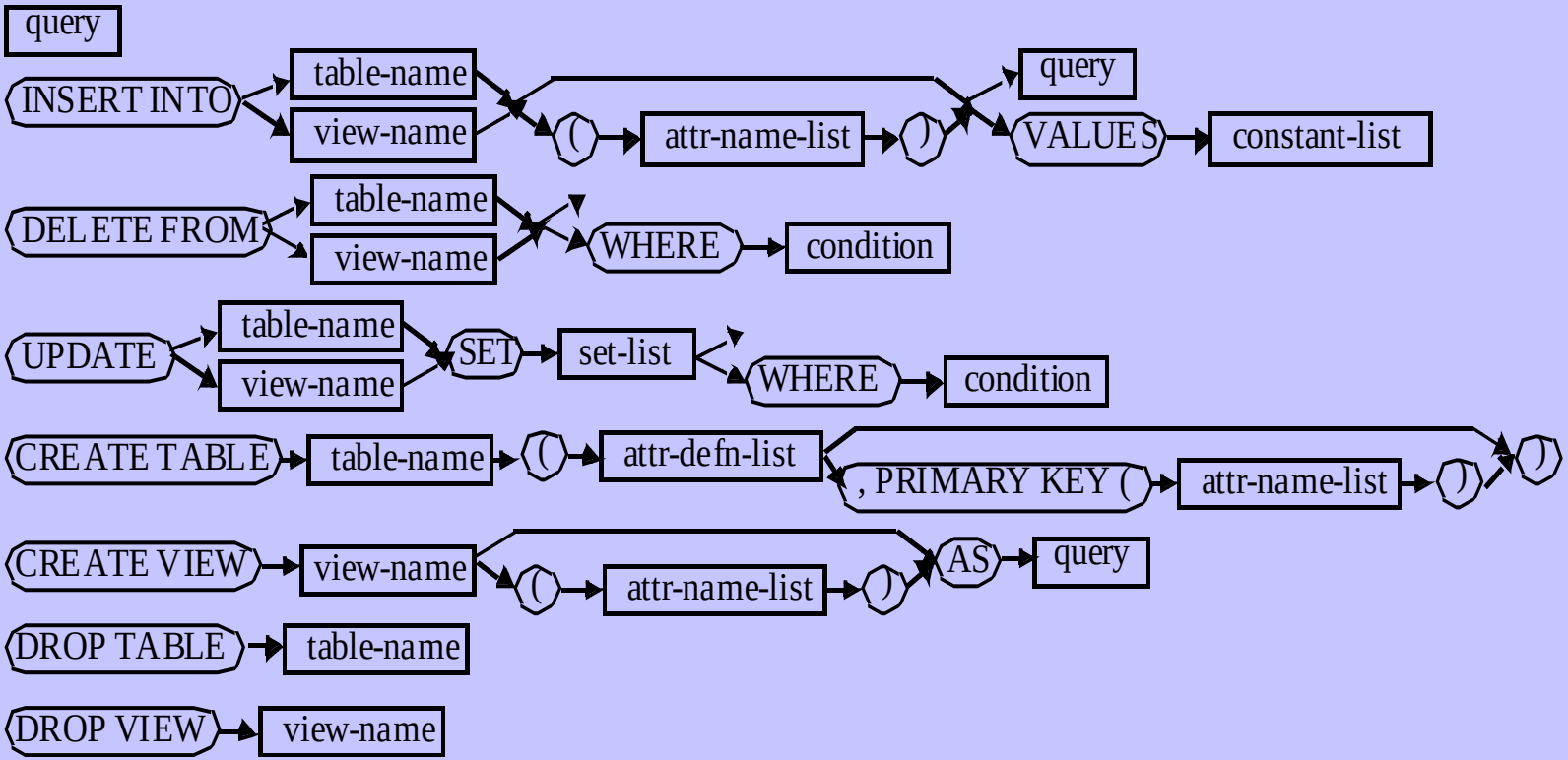
    <Liste der referenzierten Tabellen>

    [*WHERE Boolescher Prädikatsausdruck*]

Grundlagen (3)

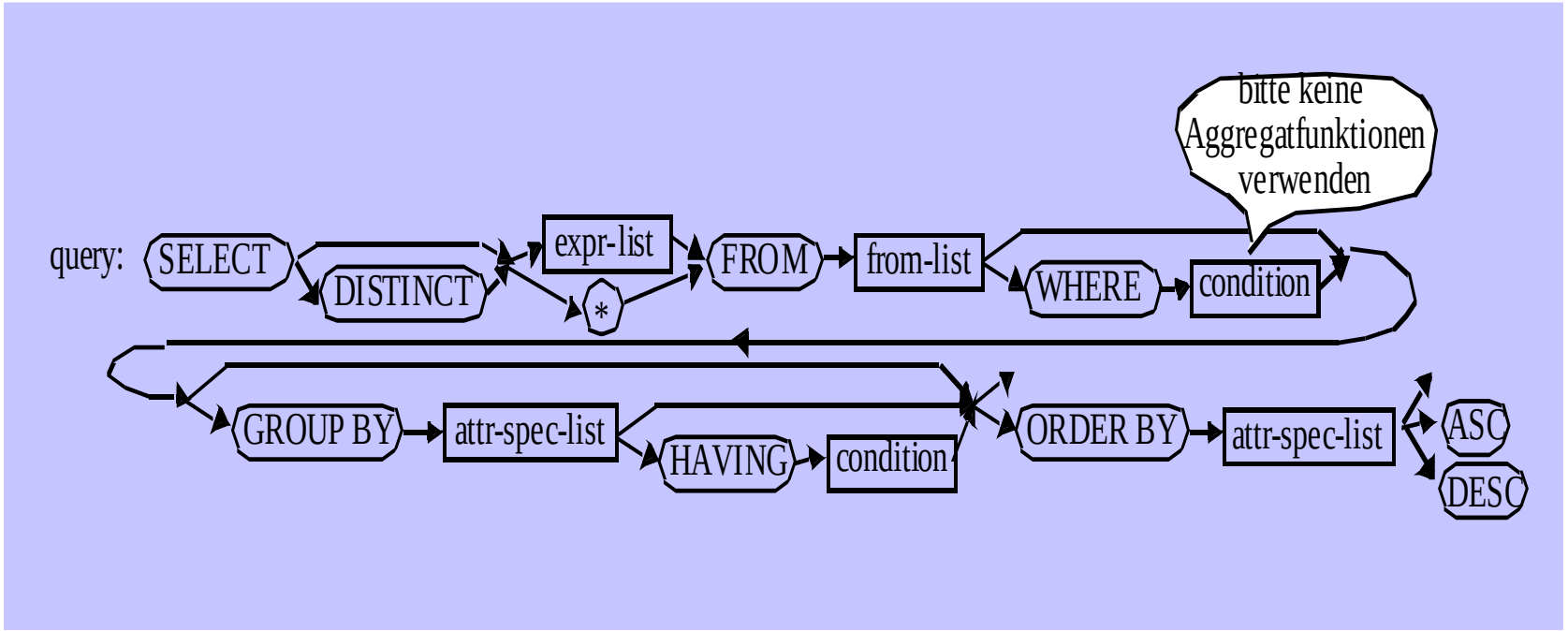
- **SQL92-Syntax** (Auszug, Table=Relation, Column=Attribut, Listenelemente durch Komma getrennt)

SQL-statement:



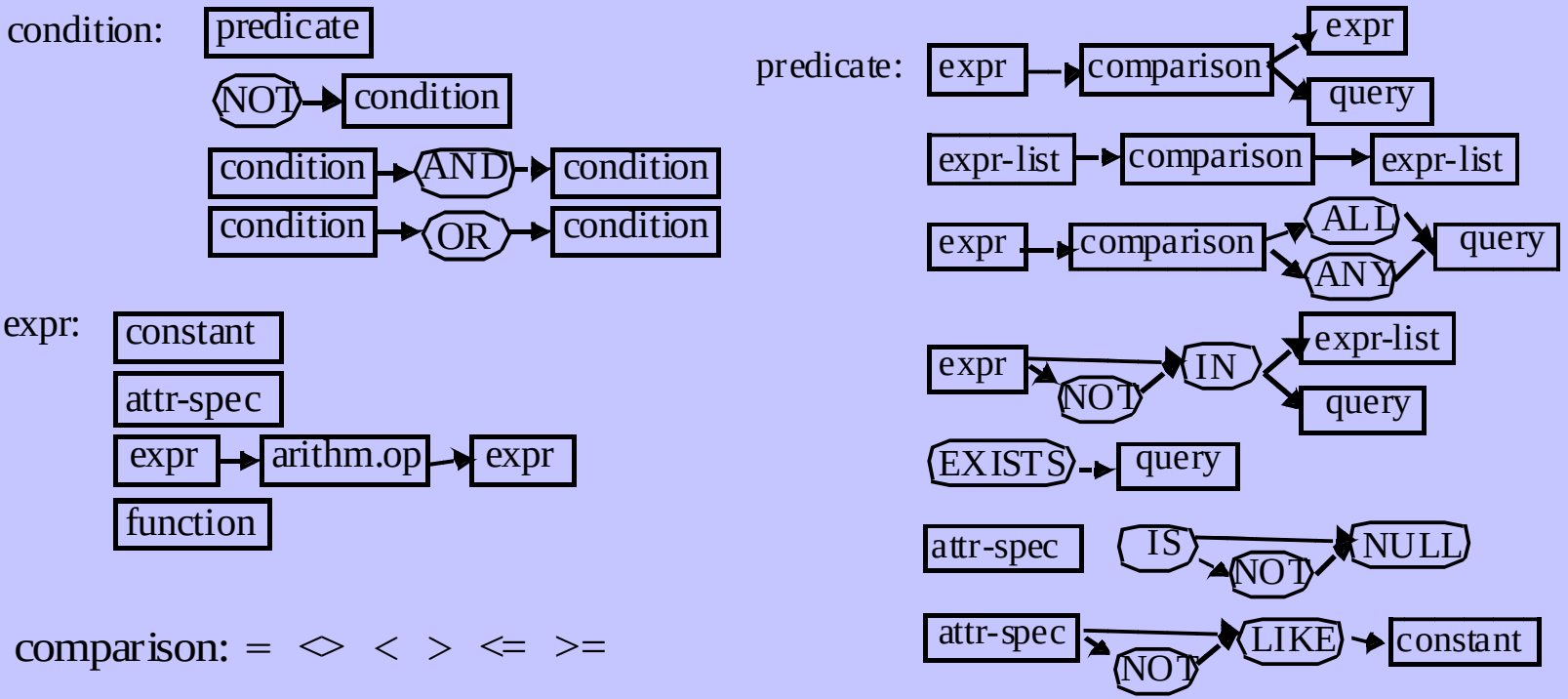
Grundlagen (4)

- **SQL92-Syntax** (Forts.)



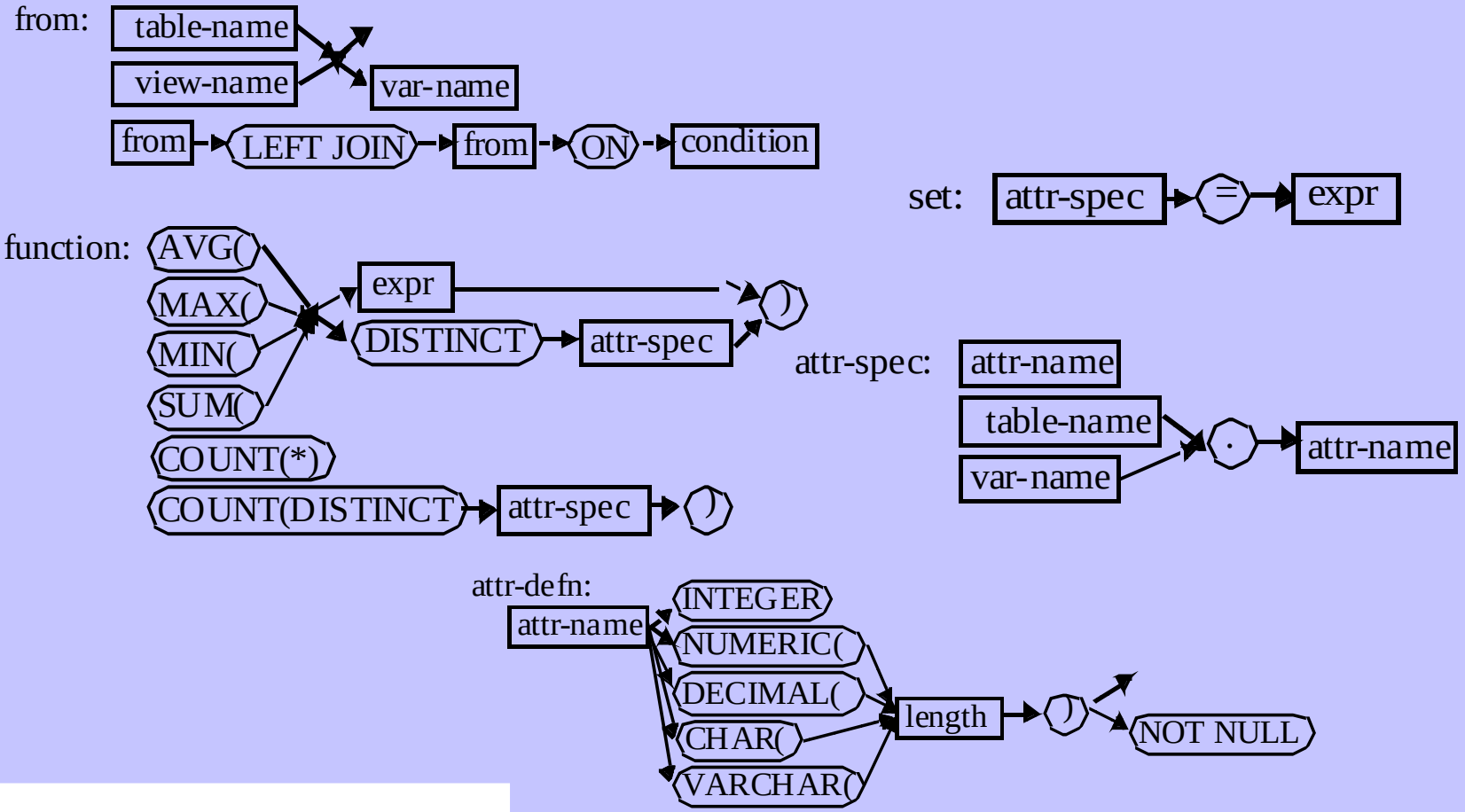
Grundlagen (5)

- **SQL92-Syntax** (Forts.)



Grundlagen (6)

- **SQL92-Syntax** (Forts.)



Anfragen (1)

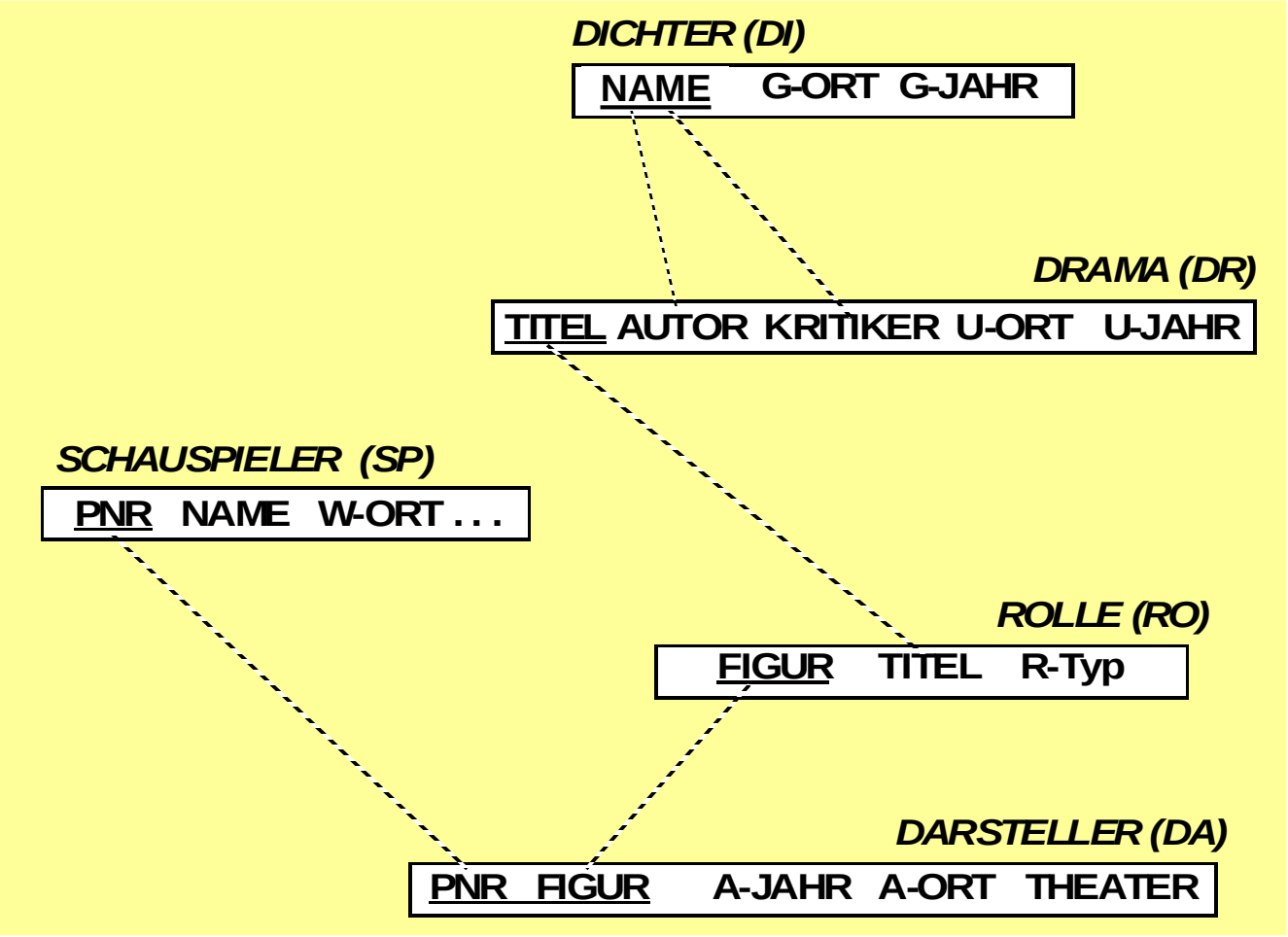
- SELECT-Anweisung

```
select-exp
        ::=   SELECT [ALL | DISTINCT] select-item-commalist
              FROM table-ref-commalist
              [WHERE cond-exp]
              [GROUP BY column-ref-commalist]
              [HAVING cond-exp]
```

- Grob:
  - **SELECT * :** Ausgabe ‚ganzer' Tupel
  - **FROM-Klausel:** spezifiziert zu verarbeitende Relation bzw.
  - **WHERE-Klausel:** Sammlung (elementarer) Prädikate der Form $A_i \Theta a_i$ oder $A_i \Theta A_j$ ($\Theta \in \{ =, <>, <, \leq, >, \geq \}$), die mit *AND* und *OR* verknüpft sein können

Anfragen (2)

- Unser Beispiel-Schema:



Anfragen (3)

- **Untermengenbildung**

  Welche Dramen von Goethe wurden nach 1800 uraufgeführt?

```
SELECT   *
FROM     DRAMA
WHERE    AUTOR = 'Goethe' AND U-JAHR > 1800;
```

- **Benennung von Ergebnis-Spalten**
  - Ausgabe von Attributen, Text oder Ausdrücken
  - Spalten der Ergebnisrelation können (um)benannt werden (AS)
  - Beispiel:

```
SELECT   NAME,
         'Berechnetes Alter: ' AS TEXT,
         CURRENT_DATE – GEBDAT AS ALTER
FROM     SCHAUSPIELER;
```

Anfragen (4)

- Test auf Mengenzugehörigkeit
  - A_i **IN** (a_1, a_j, a_k) explizite Mengendefinition
    A_i **IN** (**SELECT** . . .) implizite Mengendefinition
  - **Beispiel:**

    Finde die Schauspieler (PNR), die Faust, Hamlet oder Wallenstein gespielt haben.

    ```
    SELECT   DISTINCT PNR
    FROM     DARSTELLER
    WHERE    FIGUR IN („Faust“, „Hamlet“, „Wallenstein“);
    ```

  - Duplikateliminierung
    - Default: keine Duplikateliminierung
    - ***DISTINCT*** erzwingt Duplikateliminierung

Anfragen (5)

- Geschachtelte Abbildung

  Welche Figuren kommen in Dramen von Schiller oder Goethe vor?

äußere Abbildung

```
SELECT   DISTINCT FIGUR
FROM     ROLLE
WHERE    TITEL IN (
                        SELECT   TITEL
                        FROM     DRAMA
                        WHERE    AUTOR IN („Schiller“, „Goethe“));
```

innere Abbildung

  - Innere und äußere Relationen können identisch sein
  - Eine geschachtelte Abbildung kann beliebig tief sein

Anfragen (6)

- Symmetrische Abbildung
  Finde die Figuren und ihre Autoren, die in Dramen von Schiller oder Goethe vorkommen.

```
SELECT   FIGUR, AUTOR
FROM     ROLLE RO, DRAMA DR
WHERE    (RO.TITEL=DR.TITEL) AND
         (DR.AUTOR=„Schiller“ OR DR.AUTOR=„Goethe“);
```

  - Einführung von **Tupelvariablen** *(correlation names)* erforderlich
  - **Vorteile der symmetrischen Notation**
    - Ausgabe von Größen aus inneren Blöcken
    - keine Vorgabe der Auswertungsrichtung (DBS optimiert !)
    - direkte Formulierung von Vergleichsbedingungen über Relationen-grenzen hinweg möglich
    - einfache Formulierung des Verbundes

Anfragen (7)

- Symmetrische Abbildung (Forts.)

  Finde die Dichter (AUTOR, G-ORT), deren Dramen von Dichtern mit demselben Geburtsort (G-ORT) kritisiert wurden.

```
SELECT  A.AUTOR, A.G-ORT
FROM    DICHTER A, DRAMA D, DICHTER B
WHERE   A.NAME = D.AUTOR
        AND     D.KRITIKER = B.NAME
        AND     A.G-ORT =  B.G-ORT;
```

Anfragen (8)

- Symmetrische Abbildung (Forts.)

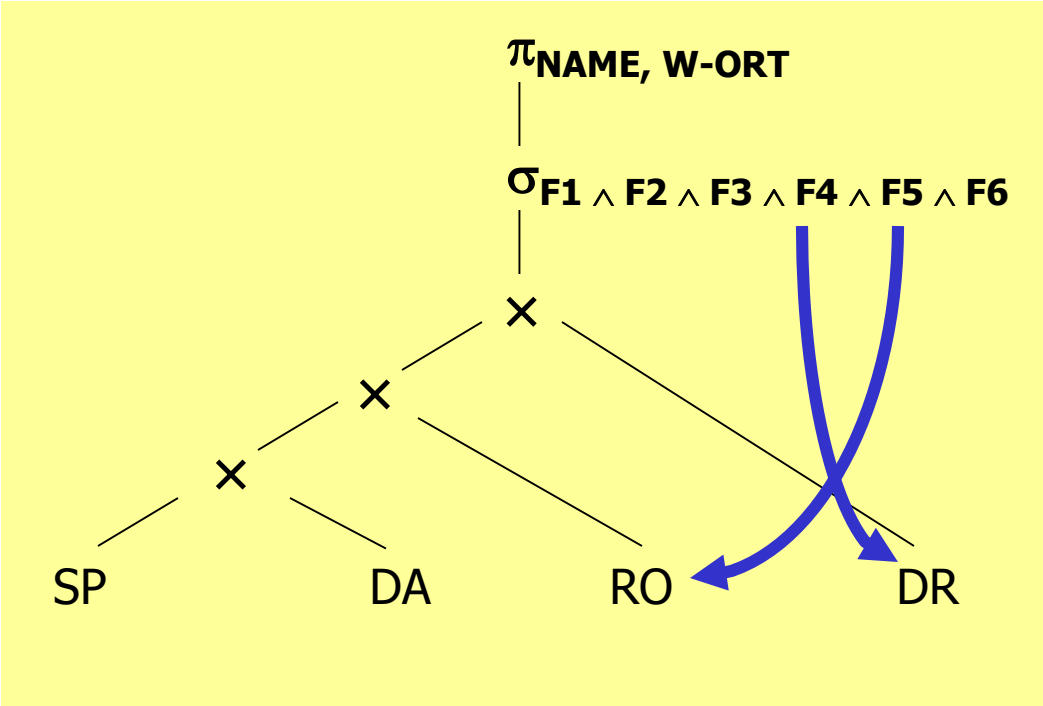
  Finde die Schauspieler (NAME, W-ORT), die bei in Weimar urauf-geführten Dramen an ihrem Wohnort als 'Held' mitgespielt haben.

```
A:    SELECT  S.NAME, S.W-ORT
      FROM    SCHAUSPIELER S, DARSTELLER D, ROLLE R, DRAMA A
      WHERE           S.PNR = D.PNR          F1
              AND     D.FIGUR = R.FIGUR      F2
              AND     R.TITEL = A.TITEL      F3
              AND     A.U-ORT = 'Weimar'     F4
              AND     R.R-TYP = 'Held'       F5
              AND     D.A-ORT  =  S.W-ORT;   F6
```

  Diskussion: Wie sieht das Auswertungsmodell (Erklärungsmodell) bei symmetrischer Notation aus?

Anfragen (9)

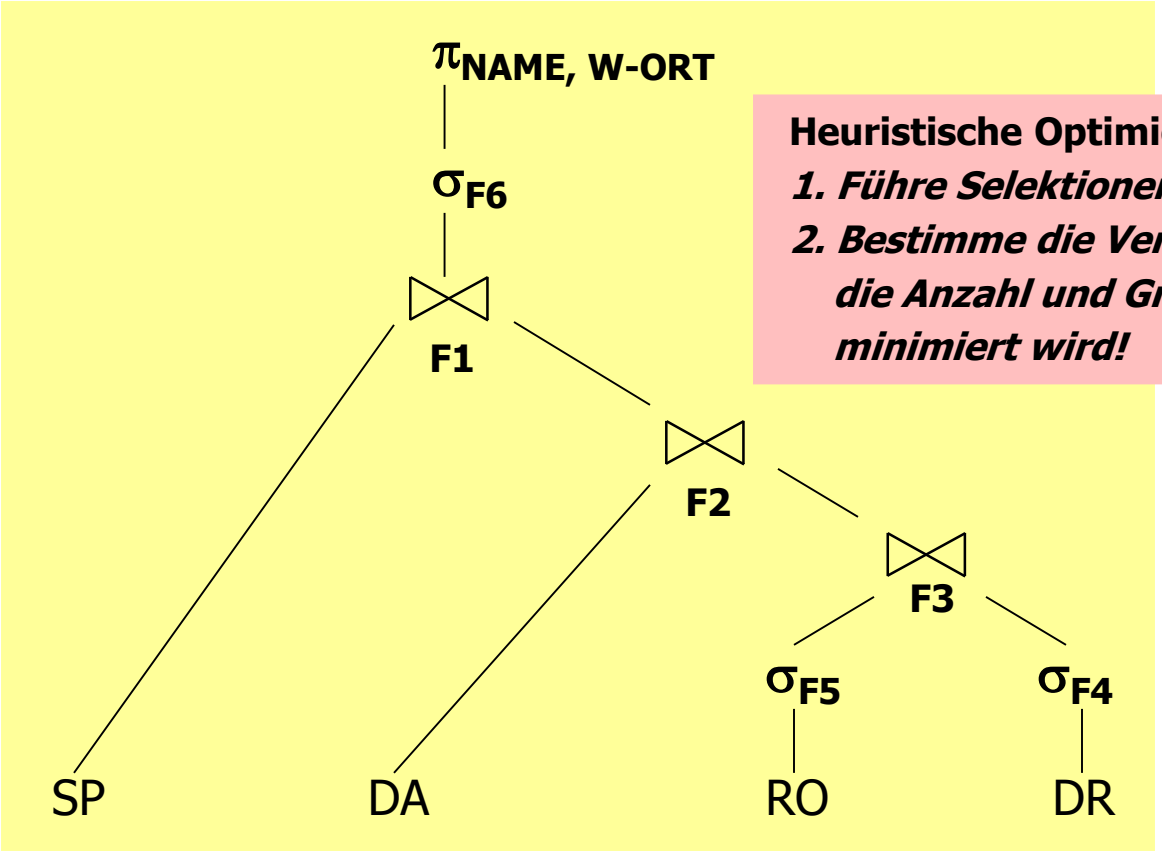
- Auswertungs-/Erklärungsmodell
  - Einfacher Operatorbaum für Anfrage **A** (siehe Folie 17)



Optimierung?

Anfragen (10)

- Auswertungs-/Erklärungsmodell (Forts.)
  - Optimierter Operatorbaum für Anfrage **A** (siehe Folie 17)



Heuristische Optimierungsregeln:

1. Führe Selektionen so früh wie möglich aus!

2. Bestimme die Verbundreihenfolge so, dass die Anzahl und Größe der Zwischenobjekte minimiert wird!

Anfragen (11)

- Benutzer-spezifizierte Reihenfolge der Ausgabe

ORDER BY order-item-commalist

Finde die Schauspieler, die an einem Ort wohnen, an dem sie gespielt haben, sortiert nach Name (aufsteigend), W-Ort (absteigend).

```
SELECT      S.NAME, S.W-ORT
FROM        SCHAUSPIELER S, DARSTELLER D
WHERE       S.PNR = D.PNR AND S.W-ORT = D.A-ORT
ORDER BY    S.NAME ASC, S.W-ORT DESC;
```

- Ohne Angabe der ORDER-BY-Klausel wird die Reihenfolge der Ausgabe durch das System bestimmt *(Optimierung der Auswertung)*.

Anfragen (12)

- Aggregatfunktionen

```
aggregate-function-ref
   ::=  COUNT(*)
        | {AVG  | MAX | MIN | SUM | COUNT}
                  ([ALL | DISTINCT] scalar-exp)
```

  - Standard-Funktionen: AVG, SUM, COUNT, MIN, MAX
    - Elimination von Duplikaten : DISTINCT
    - keine Elimination : ALL (Defaultwert)
    - Typverträglichkeit erforderlich
  - *Bestimme das Durchschnittsgehalt der Schauspieler, die älter als 50 Jahre sind (GEHALT und ALTER seien Attribute von SP).*

```
SELECT  AVG(GEHALT) AS Durchschnittsgehalt
FROM    SCHAUSPIELER
WHERE   ALTER > 50;
```

Anfragen (13)

- Aggregatfunktionen (Forts.)
  - Auswertung
    - Aggregat-Funktion (AVG) wird angewendet auf einstellige Ergebnisliste (GEHALT)
    - keine Eliminierung von Duplikaten
    - Verwendung von arithmetischen Ausdrücken ist möglich:
      AVG (GEHALT/12)
  - *An wievielen Orten wurden Dramen uraufgeführt (U-Ort)?*

```
SELECT   COUNT (DISTINCT U-ORT)
FROM     DRAMA;
```

Anfragen (14)

- Aggregatfunktionen (Forts.)
  - *An welchen Orten wurden mehr als zwei Dramen uraufgeführt ?*

```
SELECT   DISTINCT U-ORT
FROM     DRAMA
WHERE    COUNT(U-ORT)>2;
```

    - keine geschachtelte Nutzung von Funktionsreferenzen !
    - Aggregat-Funktionen in WHERE-Klausel unzulässig !

```
SELECT   DISTINCT U-ORT
FROM     DRAMA D
WHERE    2 <        (SELECT COUNT(*)
                    FROM    DRAMA X
                    WHERE   X.U-ORT =  D.U-ORT);
```

Anfragen (15)

- Aggregatfunktionen (Forts.)
  - *Welches Drama wurde zuerst aufgeführt ?*

```
SELECT   TITEL, MIN(U-JAHR)
FROM     DRAMA;
```

```
SELECT   TITEL, U-JAHR
FROM     DRAMA
WHERE    U-JAHR = (SELECT MIN(U-JAHR)
                   FROM  DRAMA X);
```

Anfragen (16)

- Partitionierung

```
GROUP BY column-ref-commalist
```

Beispielschema: **PERS (PNR, NAME, GEHALT, ALTER, ANR)**
PRIMARY KEY (PNR)

Liste alle Abteilungen und das Durchschnittsgehalt ihrer Angestellten auf (Monatsgehalt).

```
SELECT      ANR, AVG(GEHALT)
FROM        PERS
GROUP BY    ANR;
```

Die GROUP-BY-Klausel wird immer zusammen mit einer Aggregat-Funktion benutzt. Die Aggregat-Funktion wird jeweils auf die Tupeln einer Gruppe angewendet. Die Ausgabe-Attribute müssen verträglich miteinander sein!

Anfragen (17)

- Partitionierung (Forts.)

  HAVING cond-exp

  Liste die Abteilungen zwischen K50 und K60 auf, bei denen das Durchschnittsalter ihrer Angestellten kleiner als 30 ist.

```
SELECT  ANR
FROM    PERS
WHERE   ANR > K50 AND ANR < K60
GROUP   BY ANR
HAVING  AVG(ALTER) < 30;
```

  Diskussion: Allgemeines Erklärungsmodell?

Anfragen (18)

- Hierarchische Beziehungen auf einer Relation

Beispielschema: **PERS (PNR, NAME, GEHALT, MNR)**
PRIMARY KEY (PNR)
FOREIGN KEY MNR REFERENCES PERS

Finde die Angestellten, die mehr als ihre (direkten) Manager verdienen (Ausgabe: NAME, GEHALT, NAME des Managers).

B:
```
SELECT  X.NAME, X.GEHALT, Y.NAME
FROM    PERS X, PERS Y
WHERE   X.MNR = Y.PNR AND
        X.GEHALT  >  Y.GEHALT;
```

Anfragen (19)

- Hierarchische Beziehungen auf einer Relation (Forts.)
  - Erklärung der Auswertung der Formel
    X.MNR = Y.PNR **AND** X.GEHALT > Y.GEHALT
    in Anfrage B (siehe vorhergehende Folie) am Beispiel

PERS	PNR	NAME	GEH.	MNR
	406	Abel	50 K	829
	123	Maier	60 K	829
	829	Müller	55 K	574
	574	May	50 K	999

PERS	PNR	NAME	GEH.	MNR
	406	Abel	50 K	829
	123	Maier	60 K	829
	829	Müller	55 K	574
	574	May	50 K	999

AUSGABE	X.NAME	X.GEHALT	Y.NAME
	Maier	60 K	Müller
	Müller	55 K	May

Anfragen (20)

- **Auswertung von SELECT-Anweisungen – Erklärungsmodell**
  - Die auszuwertenden Relationen werden durch die FROM-Klausel bestimmt. Alias-Namen erlauben die mehrfache Verwendung derselben Relation.
  - Das Kartesische Produkt aller Relationen der FROM-Klausel wird gebildet.
  - Tupeln werden ausgewählt durch die WHERE-Klausel.
  - Qualifizierte Tupeln werden gemäß der GROUP-BY-Klausel in Gruppen eingeteilt.
  - Gruppen werden ausgewählt, wenn sie die HAVING-Klausel erfüllen. Prädikat in der HAVING-Klausel darf sich nur auf Gruppeneigenschaften beziehen (Attribute der GROUP-BY-Klausel oder Anwendung von Aggregat-Funktionen).
  - Die Ausgabe wird durch die Auswertung der SELECT-Klausel abgeleitet. Wurde eine GROUP-BY-Klausel spezifiziert, dürfen als SELECT-Elemente nur Ausdrücke aufgeführt werden, die für die gesamte Gruppe genau einen Wert ergeben (Attribute der GROUP-BY-Klausel oder Anwendung von Aggregat-Funktionen).
  - Die Ausgabereihenfolge wird gemäß der ORDER-BY-Klausel hergestellt. Wurde keine ORDER-BY-Klausel angegeben, ist die Ausgabereihenfolge systembestimmt (indeterministisch).

Anfragen (21)

- Erklärungsmodell – Beispiel

FROM R

R	A	B	C
	Rot	10	10
	Rot	20	10
	Gelb	10	50
	Rot	10	20
	Gelb	80	180
	Blau	10	10
	Blau	80	10
	Blau	20	200

WHERE B <= 50

R‘	A	B	C
	Rot	10	10
	Rot	20	10
	Gelb	10	50
	Rot	10	20
	~~Gelb~~	~~80~~	~~180~~
	Blau	10	10
	~~Blau~~	~~80~~	~~10~~
	Blau	20	200

Anfragen (22)

- Erklärungsmodell – Beispiel (Forts.)

GROUP BY A

R“	A	B	C
	Rot	10	10
	Rot	20	10
	Rot	10	20
	Gelb	10	50
	Blau	10	10
	Blau	20	200

HAVING MAX(C)>100

R“	A	B	C
	Rot	10	10
	Rot	20	10
	Rot	10	20
	Gelb	10	50
	Blau	10	10
	Blau	20	200

SELECT A, SUM(B), 12

R“‘	A	SUM(B)	12
	Blau	30	12

ORDER BY A

R“‘‘	A	SUM(B)	12
	Blau	30	12

Anfragen (23)

- Erklärungsmodell – weitere Beispiele

PERS	PNR	ANR	GEH	BONUS	ALTER
	0815	K45	80K	0	52
	4711	K45	30K	1	42
	1111	K45	50K	2	43
	1234	K56	40K	3	31
	7777	K56	80K	3	45
	0007	K56	20K	3	41

```
SELECT    ANR, SUM(GEH)
FROM      PERS
WHERE     BONUS <> 0
GROUP BY  ANR
HAVING    (COUNT(*) > 1)
ORDER BY  ANR DESC
```

ANR	SUM(GEH)
K56	140K
K45	80K

Anfragen (24)

- Erklärungsmodell – weitere Beispiele

PERS	PNR	ANR	GEH	BONUS	ALTER
	0815	K45	80K	0	52
	4711	K45	30K	1	42
	1111	K45	50K	2	43
	1234	K56	40K	3	31
	7777	K56	80K	3	45
	0007	K56	20K	3	41

```
SELECT    ANR, SUM(GEH)
FROM      PERS
WHERE     BONUS <> 0
GROUP BY  ANR
HAVING    (COUNT(DISTINCT BONUS) > 1)
ORDER BY  ANR DESC
```

ANR	SUM(GEH)
K45	80K

Anfragen (25)

- Erklärungsmodell – weitere Beispiele

PERS	PNR	ANR	GEH	BONUS	ALTER
	0815	K45	80K	0	52
	4711	K45	30K	1	42
	1111	K45	50K	2	43
	1234	K56	40K	3	31
	7777	K56	80K	3	45
	0007	K56	20K	3	41

Die Summe der Gehälter pro Abteilung, in der mindestens ein Mitarbeiter 40 Jahre oder älter ist, soll berechnet werden:

```
SELECT     ANR, SUM(GEHALT)
FROM       PERS
WHERE      ALTER >= 40
GROUP BY   ANR
HAVING     (COUNT(*) >= 1)
```

ANR	SUM(GEH)
K45	160K
K56	100K

Anfragen (26)

- Erklärungsmodell – weitere Beispiele

PERS	PNR	ANR	GEH	BONUS	ALTER
	0815	K45	80K	0	52
	4711	K45	30K	1	42
	1111	K45	50K	2	43
	1234	K56	40K	3	31
	7777	K56	80K	3	45
	0007	K56	20K	3	41

Die Summe der Gehälter pro Abteilung, in der mindestens ein Mitarbeiter 40 Jahre oder älter ist, soll berechnet werden:

```
SELECT    ANR, SUM(GEH)
FROM      PERS
GROUP BY  ANR
HAVING    (MAX(ALTER) >= 40)
```

ANR	SUM(GEH)
K45	160K
K56	140K

Anfragen (27)

- Suchbedingungen
  - Sammlung (elementarer) Prädikate
  - Verknüpfung mit **AND, OR, NOT**
  - Ggf. Bestimmung der Auswertungsreihenfolge durch Klammerung
- Nicht-quantifizierte Prädikate
  - Vergleichsprädikate
  - BETWEEN-Prädikate
  - IN-Prädikate
  - Ähnlichkeitssuche
  - Prädikate über Nullwerten
- Quantifizierte Prädikate mit Hilfe von ALL, ANY, EXISTS
- Weitere Prädikate
  - UNIQUE
  - …

comparison-cond	::=	row-constructor Θ row-constructor
row-constructor	::=	scalar-exp | (scalar-exp-commalist) | (table-exp)

Beispiel: GEHALT **BETWEEN** 80K **AND** 100K

Anfragen (28)

- **IN**-Prädikate

  row-constr [NOT] IN (table-exp)

  - **x IN (a, b, . . ., z)** ⇔ **x = a OR x = b . . . OR x = z**
  - **row-constr IN (table-exp)** ⇔ **row-constr = ANY (table-exp)**
  - **x NOT IN erg** ⇔ **NOT (x IN erg)**

- **Beispiel:**

  Finde die Namen der Schauspieler, die den Faust gespielt haben.

```
SELECT  S.NAME
FROM    SCHAUSPIELER S
WHERE   'Faust' IN
    (SELECT D.FIGUR
    FROM    DARSTELLER D
    WHERE   D.PNR = S.PNR)
```

```
SELECT  S.NAME
FROM    SCHAUSPIELER S
WHERE   S.PNR  IN
   (SELECT D.PNR
   FROM    DARSTELLER D
   WHERE   D.FIGUR = 'Faust')
```

```
SELECT  S.NAME
FROM    SCHAUSPIELER S,
        DARSTELLER D
WHERE   S.PNR = D.PNR AND
        D.FIGUR = 'Faust"
```

Anfragen (29)

- Ähnlichkeitssuche
  - Unterstützung der Suche nach Objekten, von denen nur Teile des Inhalts bekannt sind oder die einem vorgegebenen Suchkriterium möglichst nahe kommen.
  - Klassen
    - Syntaktische Ähnlichkeitssuche (siehe LIKE-Prädikat)
    - Phonetische Ähnlichkeit (spezielle DBS)
    - Semantische Ähnlichkeit (benutzerdefinierte Funktionen)

char-string-exp	[NOT] LIKE char-string-exp [ESCAPE char-string-exp]

    - **Unscharfe Suche:** LIKE-Prädikat vergleicht einen Datenwert mit einem „Muster" bzw. einer „Maske"
    - Das LIKE-Prädikat ist TRUE, wenn der entsprechende Datenwert der Maske mit zulässigen Substitutionen von Zeichen für % und _ entspricht

Anfragen (30)

- Ähnlichkeitssuche (Forts.)
  - LIKE-Prädikat (Forts.) – Beispiele
    - **NAME LIKE '%SCHMI%'** wird z. B. erfüllt von
      'H.-W. SCHMITT', 'SCHMITT, H.-W.', 'BAUSCHMIED', 'SCHMITZ'
    - **ANR LIKE '_7%'** wird erfüllt von Abteilungen mit einer 7 als zweitem Zeichen
    - **NAME NOT LIKE '%-%'** wird erfüllt von allen Namen ohne Bindestrich
    - Suche nach '%' und '_' durch Voranstellen eines Escape-Zeichens möglich:
      STRING LIKE '%_%' ESCAPE '\'
      wird erfüllt von STRING-Werten mit Unterstrich
  - **SIMILAR-Prädikat** in SQL:1999
    - erlaubt die Nutzung von regulären Ausdrücken zum Maskenaufbau
    - Beispiel: NAME **SIMILAR TO** '(SQL-(86 | 89 | 92 | 99)) | (SQL(1 | 2 | 3))'

Anfragen (31)

- Prädikate über Nullwerten
  - **Attributspezifikation:** Es kann für jedes Attribut festgelegt werden, ob NULL-Werte zugelassen sind oder nicht
  - **Verschiedene Bedeutungen von Nullwerten:**
    - Datenwert ist momentan nicht bekannt
    - Attributwert existiert nicht für ein Tupel
  - **Auswertung von boolschen Ausdrücken anhand 3-wertiger Logik**

NOT	
T	F
F	T
?	?

AND	T	F	?
T	T	F	?
F	F	F	F
?	?	F	?

OR	T	F	?
T	T	T	T
F	T	F	?
?	T	?	?

  - Elementares Prädikat wird zu **UNKNOWN** (**?**) ausgewertet, falls Nullwert vorliegt
  - nach vollständiger Auswertung einer WHERE-Klausel wird das Ergebnis **?** wie FALSE behandelt

Anfragen (32)

- Prädikate über Nullwerten (Forts.)
  - Beispiele

PERS	PNR	ANR	GEH	PROV
	0815	K45	80K	-
	4711	K45	30K	50K
	1111	K45	20K	-
	1234	K56	-	-
	7777	K56	80K	100K

  - GEH > PROV: 0815: ?, 1111: ?, 1234: ?
  - GEH > 70K AND PROV > 50K: 0815: ?, 1111: F, 1234: ?
  - GEH > 70K OR PROV > 50K: 0815: T, 1111: ?, 1234: ?

  - Test auf Nullwert

row-constr IS [NOT] NULL

  - Beispiel:

```
SELECT  PNR, PNAME
FROM    PERS
WHERE   GEHALT  IS  NULL;
```

Anfragen (33)

- Weiteres zu Nullwerten
  - Eine arithmetische Operation (+, -, *, /) mit einem NULL-Wert führt auf einen NULL-Wert
    - **SELECT** PNR, GEH + PROV
      FROM PERS:
      0815: ?,
      4711: 80K,
      ...

PERS	PNR	ANR	GEH	PROV
	0815	K45	80K	-
	4711	K45	30K	50K
	1111	K45	20K	-
	1234	K56	-	-
	7777	K56	80K	100K

  - **Verbund**
    - Tupel mit NULL-Werten im Verbundattribut nehmen **nicht** am Verbund teil
  - **Achtung**
    - Im allgemeinen ist **AVG (GEH) <> SUM (GEH) / COUNT (PNR)**

Anfragen (34)

- Quantifizierung
  - ALL-or-ANY-Prädikate

    row-constr Θ { ALL | ANY | SOME} (table-exp)

    - Θ **ALL**: Prädikat wird zu „true“ ausgewertet, wenn der Θ-Vergleich für alle Ergebniswerte von table-exp „true“ ist
    - Θ **ANY** / Θ **SOME:** analog, wenn der Θ-Vergleich für einen Ergebniswert „true“ ist
  - Existenztests

    [NOT] EXISTS (table-exp)

    - Das Prädikat wird zu „false“ ausgewertet, wenn table-exp auf die leere Menge führt, sonst zu „true“
    - Im EXISTS-Kontext darf table-exp mit (SELECT * ...) spezifiziert werden (Normalfall)

Anfragen (35)

- Quantifizierung (Forts.)
  - Semantik
    - x Θ **ANY (SELECT** y **FROM** T **WHERE** p) ⇔
      EXISTS (SELECT * FROM T **WHERE** (p) **AND** x Θ T.y)
    - x Θ **ALL (SELECT** y **FROM** T **WHERE** p) ⇔
      NOT EXISTS (SELECT * FROM T **WHERE** (p) **AND NOT** (x Θ T.y))
  - Beispiele
    - *Finde die Manager, die mehr verdienen als alle ihre direkten Untergebenen*

```
SELECT   M.PNR
FROM     PERS M
WHERE    M.GEHALT > ALL  (SELECT P.GEHALT
                         FROM   PERS P
                         WHERE  P.MNR = M.PNR)
```

Anfragen (36)

- Quantifizierung (Forts.)
  - Beispiele (Forts.)
    - *Finde die Namen der Schauspieler, die mindestens einmal gespielt haben (... nie gespielt haben)*

```
SELECT      SP.NAME
FROM        SCHAUSPIELER SP
WHERE       (NOT) EXISTS    (SELECT *
                            FROM    DARSTELLER DA
                            WHERE   DA.PNR = SP.PNR)
```

Anfragen (37)

- Quantifizierung (Forts.)
  - Beispiele (Forts.)
    - *Finde die Namen aller Schauspieler, die alle Rollen gespielt haben.*

```
SELECT  S.NAME
FROM    SCHAUSPIELER S
                WHERE   NOT EXISTS
                    (SELECT  *
                    FROM    ROLLE R
                    WHERE   NOT EXISTS
                            (SELECT  *
                             FROM    DARSTELLER D
                             WHERE   D.PNR = S.PNR
                                AND   D.FIGUR = R.FIGUR))
```

Andere Formulierung: *Finde die Namen der Schauspieler, so dass keine Rolle „existiert", die sie nicht gespielt haben.*

Datenmanipulation (1)

- Einfügen von Tupeln

```
INSERT INTO table  [ (column-commalist) ]
                   { VALUES row-constr.-commalist |
                   table-exp |
                   DEFAULT VALUES  }
```

  - Beispiel:

    Füge den Schauspieler Garfield mit der PNR 4711 ein.

```
INSERT INTO  SP    (PNR, NAME, W-ORT)
             VALUES  (4711, „Garfield“, DEFAULT);
```

  - Anmerkungen (zu satzweises Einfügen)
    - Alle nicht angesprochenen Attribute erhalten Nullwerte.
    - Falls alle Werte in der richtigen Reihenfolge versorgt werden, kann die Attributliste weggelassen werden.
    - Mengenorientiertes Einfügen ist möglich, wenn die einzufügenden Tupel aus einer anderen Relation mit Hilfe einer SELECT-Anweisung ausgewählt werden können.

Datenmanipulation (2)

- Einfügen von Tupeln (Forts.)
  - Beispiel:

    Füge die Schauspieler aus HH in die Relation TEMP ein.

```
INSERT INTO TEMP
                    (SELECT *
                    FROM    SP
                    WHERE   W-ORT=„HH“);
```

  - Anmerkungen (zu mengenorientiertes Einfügen)
    - Im Beispiel sei eine (leere) Relation **TEMP** vorhanden. Die Datentypen ihrer Attribute müssen kompatibel zu den Datentypen der ausgewählten Attribute sein.
    - Ein mengenorientiertes Einfügen wählt die spezifizierte Tupelmenge aus und kopiert sie in die Zielrelation.
    - Die kopierten Tupeln sind unabhängig von ihren Ursprungstupeln.

Datenmanipulation (3)

- Löschen von Tupeln mit Hilfe von Suchklauseln

```
searched-delete
                ::=     DELETE FROM table [WHERE cond-exp]
```

  - Aufbau der WHERE-Klausel entsprecht dem der SELECT-Anweisung
  - Beispiele

Lösche den Schauspieler mit der PNR 4711.

```
DELETE    FROM    SCHAUSPIELER
          WHERE   PNR = 4711;
```

Lösche alle Schauspieler, die nie gespielt haben.

```
DELETE    FROM    SCHAUSPIELER S
          WHERE   NOT EXISTS
                        (SELECT   *
                         FROM     DARSTELLER D
                         WHERE    D.PNR  =  S.PNR);
```

Datenmanipulation (4)

- Ändern von Tupeln mit Hilfe von Suchklauseln

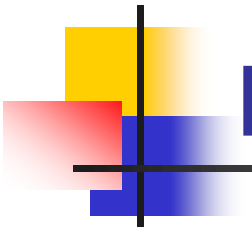
```
searched-update
        ::=     UPDATE table SET update-assignment-commalist
                [WHERE cond-exp]
```

  - Beispiel

    Gib den Schauspielern, die am Thalia-Theater spielen, eine Gehaltserhöhung von 5% (Annahme: GEHALT in Schauspieler).

```
UPDATE   SCHAUSPIELER S
  SET    S.GEHALT = S.GEHALT * 1.05
  WHERE  EXISTS   (SELECT   *
                   FROM    DARSTELLER D
                   WHERE   D.PNR  =  S.PNR AND D.THEATER = 'Thalia');
```

  - **Einschränkung:**
    Innerhalb der WHERE-Klausel in einer Lösch- oder Änderungsanweisung darf die Zielrelation in einer FROM-Klausel nicht referenziert werden.

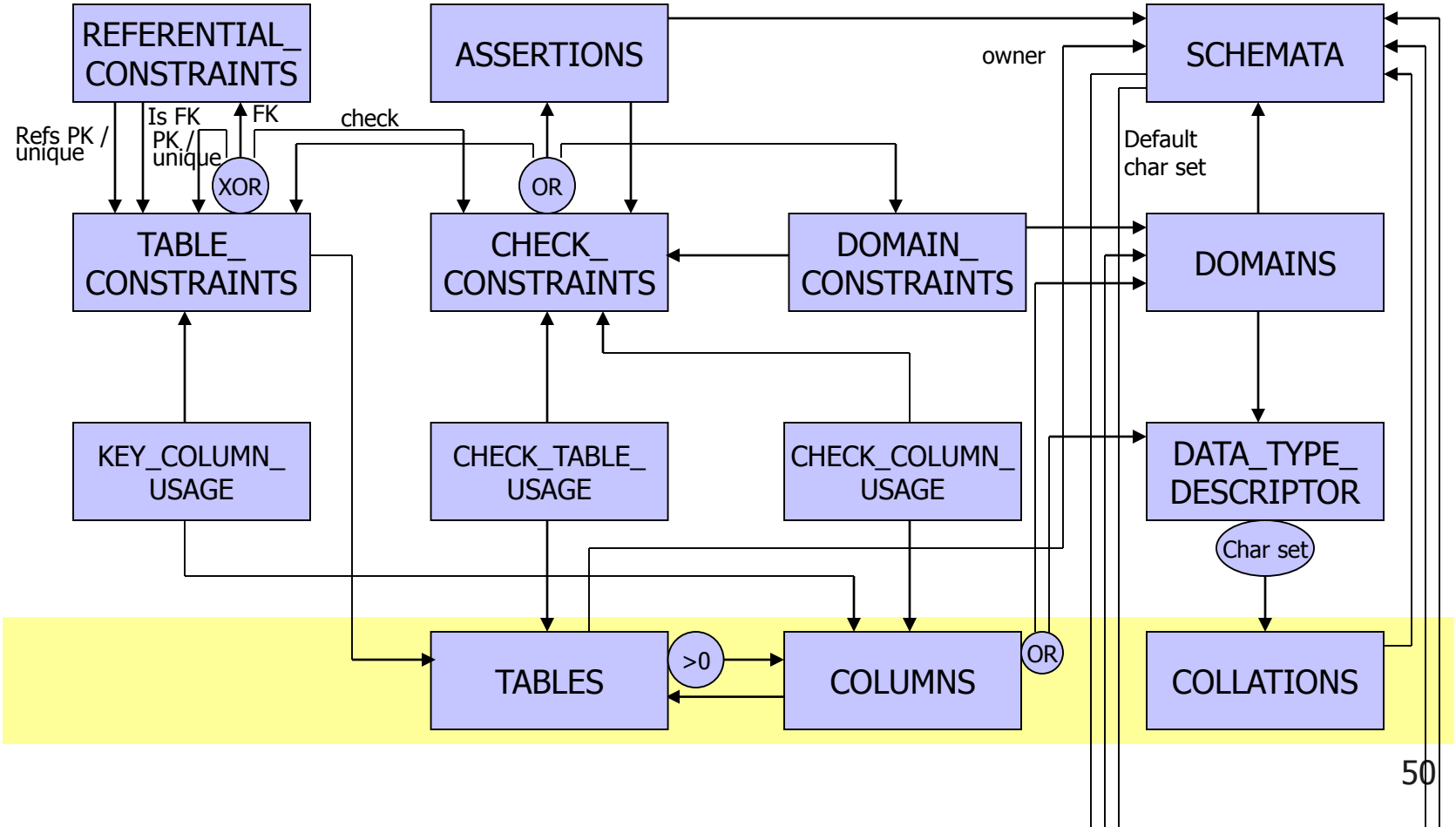


Datendefinition (1)

- **Ziel der SQL-Normierung**
  - möglichst große Unabhängigkeit der DB-Anwendungen von speziellen DBS
  - einheitliche Sprachschnittstelle genügt nicht!
  - Beschreibung der gespeicherten Daten und ihrer Eigenschaften nach einheitlichen und verbindlichen Richtlinien ist genauso wichtig

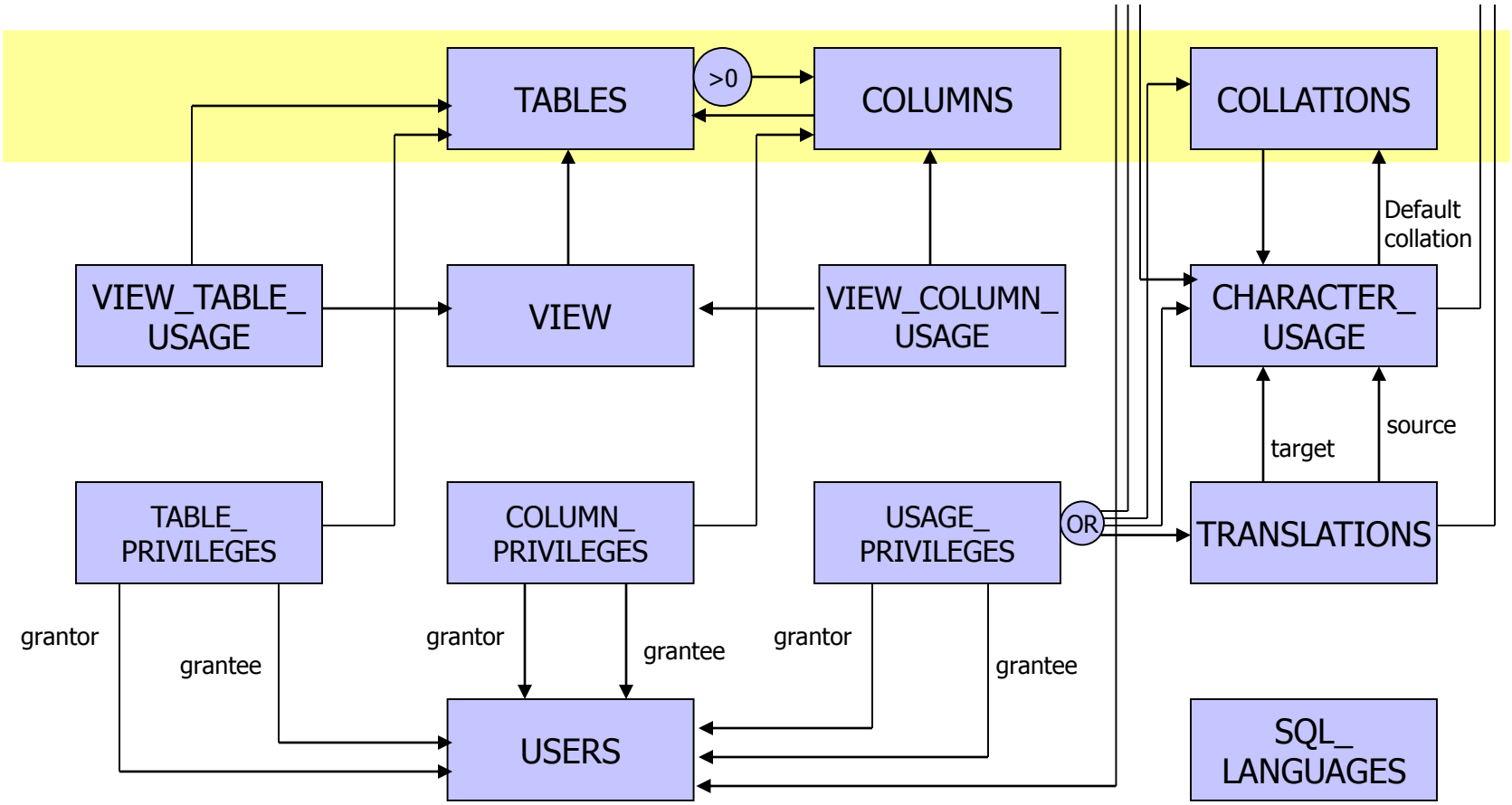
Datendefinition (2)

- Definitionsschema



Datendefinition (3)

- Definitionsschema (Forts.)



Datendefinition (4)

- Definition von Schemata

```
CREATE SCHEMA [schema] [AUTHORIZATION user]
                       [DEFAULT CHARACTER SET char-set]
                       [schema-element-list]
```

  - Jedes Schema ist einem Benutzer *(user)* zugeordnet, z.B. DBA
  - Schema erhält Benutzernamen, falls keine explizite Namensangabe erfolgt
  - Definition aller Definitionsbereiche, Basisrelationen, Sichten *(Views)*, Integritätsbedingungen und Zugriffsrechte
  - Beispiel

```
CREATE SCHEMA Beispiel-DB AUTHORIZATION DB-Admin
```

Datendefinition (5)

- **Datentypen**
  - CHARACTER [(length)] (Abkürzung: CHAR)
  - CHARACTER VARYING [(length)] (Abkürzung: VARCHAR)
  - . . .
  - NUMERIC [(precision [, scale])]
  - DECIMAL [(precision [, scale])] (Abkürzung: DEC)
  - INTEGER (Abkürzung: INT)
  - REAL
  - . . .
  - DATE
  - TIME
  - . . .

Datendefinition (6)

- Definition von Domains

```
CREATE  DOMAIN  domain [AS] data type
                    [DEFAULT  { literal | niladic-function-ref | NULL} ]
                    [ [CONSTRAINT  constraint] CHECK (cond-exp) [deferrability]]
```

- **Spezifikationsmöglichkeiten**
  - Optionale Angabe von Default-Werten
  - Wertebereichseingrenzung durch benamte CHECK-Bedingung möglich
  - CHECK-Bedingungen können Relationen der DB referenzieren; SQL-Domänen sind also dynamisch!

- **Beispiele:**

```
CREATE DOMAIN  ABTNR  AS  CHAR (6)
```

```
CREATE  DOMAIN  ALTER  AS  INT  DEFAULT NULL
   CONSTRAINT ALTERSBEGRENZUNG
            CHECK  (VALUE=NULL OR  (VALUE > 18 AND VALUE < 70))
```

Datendefinition (7)

- Definition von Attributen

```
column-def
        : : = column { data-type  | domain }
                [ DEFAULT  { literal |  niladic-function-ref | NULL} ]
                [ column-constraint-def-list ]
```

  - **Spezifikation von**
    - Attributname
    - Datentyp bzw. Domain
    - Defaultwert sowie Constraints
  - **Beispiele:**

PNAME **CHAR** (30)

PALTER ALTER (siehe Definition von Domain ALTER)

Datendefinition (8)

- Definition von Attributen (Forts.)
  - Als Constraints können definiert werden
    - Verbot von Nullwerten (NOT NULL)
    - Eindeutigkeit (UNIQUE bzw. PRIMARY KEY)
    - FOREIGN-KEY-Klausel
    - CHECK-Bedingungen
  - Vorteile der Vergabe von Constraint-Namen
    - Diagnosehilfe bei Fehlern
    - gezieltes Ansprechen bei SET oder DROP des Constraints

```
column-constraint-def : : = [CONSTRAINT  constraint]
                { NOT NULL | { PRIMARY KEY  | UNIQUE }
                | references-def | CHECK (cond-exp) } [deferrability]
```

Datendefinition (9)

- Definition von Attributen (Forts.)
  - **Beispiel:**

```
Verkaufs_Preis DECIMAL (9, 2),
CONSTRAINT Ausverkauf
        CHECK ( Verkaufs_Preis
        <= (SELECT MIN (Preis) FROM Konkurrenz_Preise))
```

  - **Überprüfungszeitpunkt**
    - Jeder Constraint ist bzgl. einer Transaktion zu jedem Zeitpunkt in einem von zwei Modi: „immediate“ oder „deferred“
    - Der Default-Modus ist „immediate“

```
deferrability
                : : = INITIALLY { DEFERRED  | IMMEDIATE }
                        [ NOT ] DEFERRABLE
```

Datendefinition (10)

- Definition von Attributen (Forts.)
  - Aufbau der **FOREIGN-KEY**-Klausel

```
references-def : : =
        REFERENCES base-table [ (column-commalist)]
                [ON DELETE      referential-action]
                [ON UPDATE      referential-action]

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

  - Fremdschlüssel kann auch auf Schlüsselkandidat definiert sein
  - Referentielle Aktionen werden später behandelt

Datendefinition (11)

- Erzeugung von Basisrelationen

```
CREATE TABLE base-table (base-table-element-commalist)
base-table-element
        ::= column-def  | base-table-constraint-def
```

  - Definition aller zugehörigen Attribute mit Typfestlegung
  - Spezifikation aller Integritätsbedingungen (Constraints)
  - Beispiel: Definition der Relationen ABT und PERS

```
CREATE TABLE   ABT
(ANR           ABTNR          PRIMARY KEY,
ANAME          CHAR (30)      NOT NULL,
ANZAHL-ANGEST  INT            NOT NULL,
. . .)
```

Datendefinition (12)

- Erzeugung von Basisrelationen (Forts.)
  - Beispiel (Forts.):

```
CREATE   TABLE   PERS
(  PNR       INT                 PRIMARY KEY,
   BERUF     CHAR (30),
   PNAME     CHAR (30)           NOT NULL,
   PALTER    ALTER,              (* siehe Domaindefinition *)
   MGR       INT                 REFERENCES  PERS,
   ANR       ABTNR               NOT NULL, (*  Domaindef. *)
   W-ORT     CHAR (25)           DEFAULT  '   ',
   GEHALT    DEC (9,2)           DEFAULT 0,00
                                 CHECK (GEHALT < 120.000,00)

   FOREIGN  KEY (ANR)   REFERENCES  ABT )
```

Beziehungen (1)

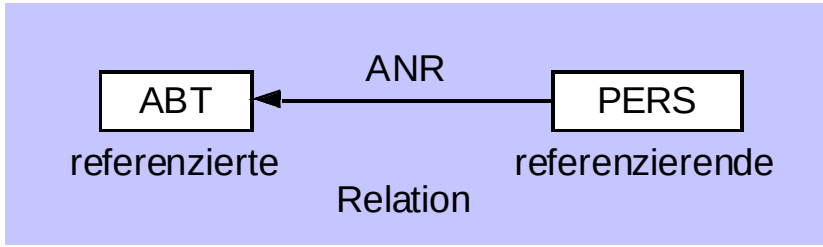
- (1:n)-Beziehung
  - Beispiel (ERM):

  - Abbildung

```
ABT (  ABTNR ...,
       ...
       PRIMARY KEY (ABTNR))
```

```
PERS (  PNR ...,
        ANR ...,
        PRIMARY KEY (PNR),
        FOREIGN KEY (ANR) REFERENCES ABT)
```

  - Referenzgraph:

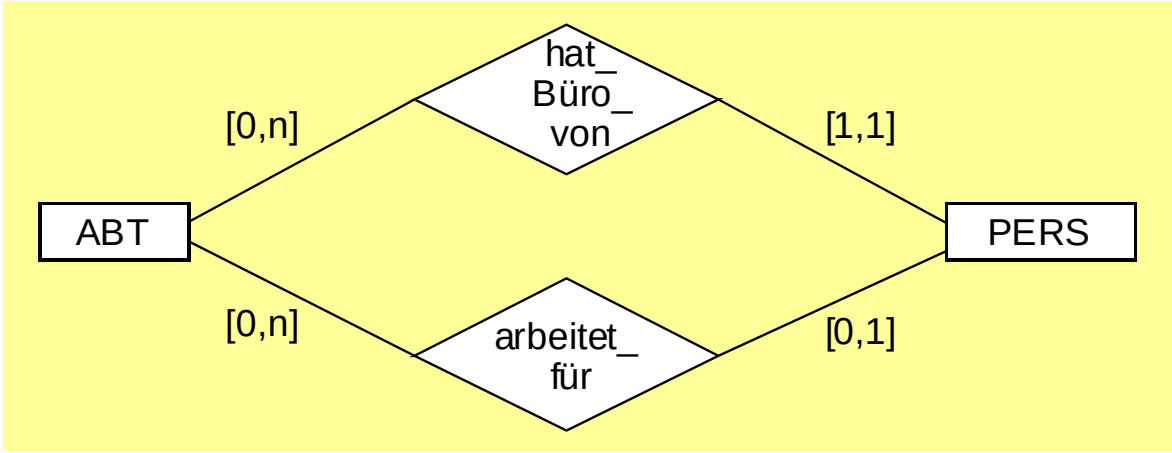


Beziehungen (2)

- (1:n)-Beziehung (Forts.)
  - Mögliche zusätzliche Regeln:
    - Jeder Angestellte (PERS) muss in einer Abteilung beschäftigt sein ([1,1]):
      PERS.ANR ... NOT NULL
    - Jede Abteilung (ABT: [0,1]) darf höchstens einen Angestellten beschäftigen:
      PERS.ANR ... UNIQUE
  - Bemerkung:
    - In SQL2 kann (im Rahmen der Erzeugung von Relationen) nicht spezifiziert werden, dass ein Vater einen Sohn haben muss, z. B. [1,n]; die Anzahl der Söhne lässt sich nicht einschränken (außer [0,1]).
    - Bei der Erstellung müssen solche Beziehungen verzögert überprüft werden.

Beziehungen (3)

- (1:n)-Beziehung (Forts.)
  - Beispiel (ERM):



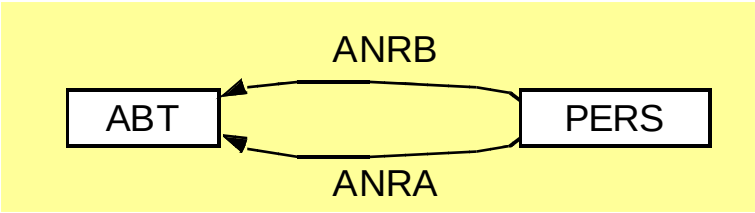
  - Abbildung

```
ABT (ABTNR ...,
  ...
  PRIMARY KEY (ABTNR))
```

```
PERS (PNR ...,
ANRA ...,
ANRB... NOT NULL,
PRIMARY KEY (PNR),
FOREIGN KEY (ANRA) REFERENCES ABT,
FOREIGN KEY (ANRB) REFERENCES ABT)
```

Beziehungen (4)

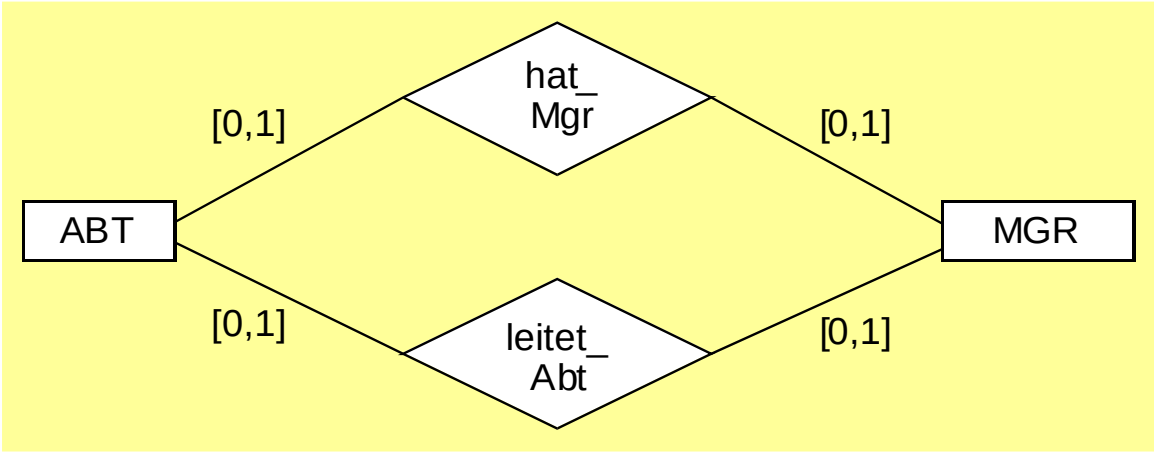
- (1:n)-Beziehung (Forts.)
  - Referenzgraph (zu obigem Beispiel)



  - **Bemerkung:**
    - Für jede FS-Beziehung benötigt man einen separaten FS.
    - Mehrere FS können auf denselben PS/SK verweisen.

Beziehungen (5)

- (1:1)-Beziehung
  - Beispiel (ERM):



  - Abbildung

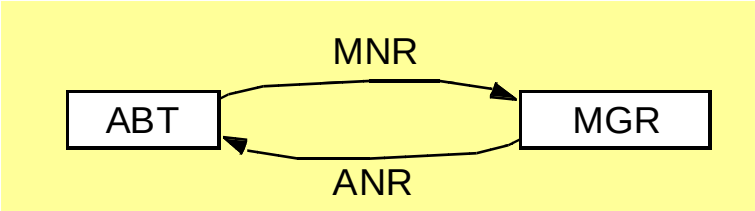
```
ABT (ANR ...,
        MNR ... UNIQUE,
        ...
        PRIMARY KEY (ANR),
        FOREIGN KEY (MNR)
            REFERENCES MGR)
```

```
MGR (MNR ...,
        ANR ... UNIQUE,
        ...
        PRIMARY KEY (MNR),
        FOREIGN KEY (ANR)
            REFERENCES ABT)
```

  - Alternative Lösungen möglich!

Beziehungen (6)

- (1:1)-Beziehung (Forts.)
  - Mögliche zusätzliche Regeln zu obigem Beispiel:
    - Jede Abteilung hat einen Manager → ABT.MNR ... **UNIQUE NOT NULL**
    - Jeder Manager leitet eine Abteilung → MGR.ANR ... **UNIQUE NOT NULL**
  - Referenzgraph

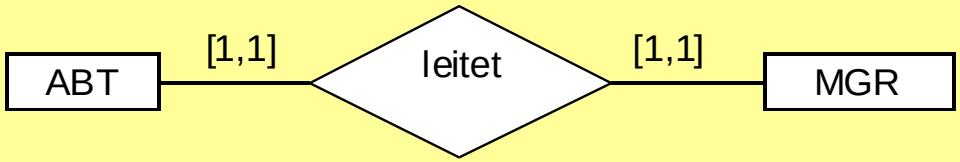


  - Diskussion (verschiedene Lösungsansätze werden auf den nachfolgenden Folien angeführt):

    Kann durch die beiden (n:1)-Beziehungen eine symmetrische (1:1)-Beziehung ausgedrückt werden?

Beziehungen (7)

- Symmetrische (1:1)-Beziehung
  - Beispiel (ERM)

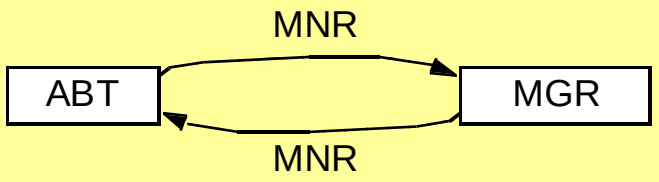


  - Abbildung

```
ABT (ANR ...,
        MNR ... UNIQUE NOT NULL,
        ...
        PRIMARY KEY (ANR),
        FOREIGN KEY (MNR)
            REFERENCES MGR)
```

```
MGR (MNR ...,
        ...
        PRIMARY KEY (MNR),
        FOREIGN KEY (MNR)
            REFERENCES ABT(MNR))
```

  - Referenzgraph
    - Nutzung des MNR-Attributes für beide FS-Beziehungen gewährleistet Einhaltung der (1:1)-Beziehung
    - Fall ([0,1] , [0,1]) so nicht darstellbar



Beziehungen (8)

- Symmetrische (1:1)-Beziehung (Forts.)
  - **Variation über Schlüsselkandidaten**

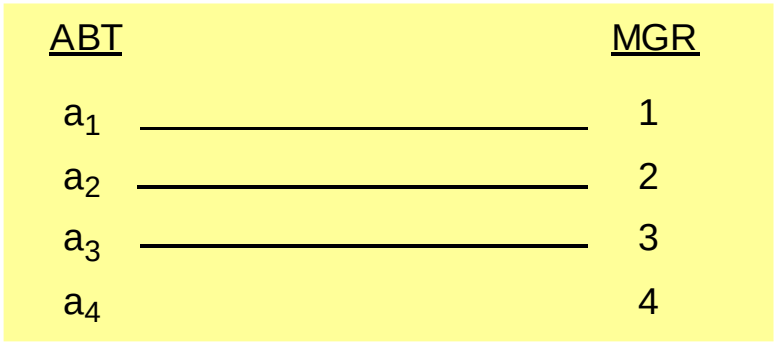
```
ABT (ANR ...,
  MNR ... UNIQUE,
  ...
  PRIMARY KEY (ANR),
  FOREIGN KEY (MNR)
      REFERENCES MGR(MNR)
```

```
MGR (SVNR ...,
      MNR ... UNIQUE,
      ...
      PRIMARY KEY (SVNR)
      FOREIGN KEY (MNR)
          REFERENCES ABT(MNR))
```

  - Die Nutzung von Schlüsselkandidaten mit der Option **NOT NULL** erlaubt die Darstellung des Falles ([1,1] , [1,1])
  - Alle Kombinationen mit [0,1] und [1,1] sind möglich

Beziehungen (9)

- (Symmetrische) (1:1)-Beziehung (Forts.)
  - Diskussion der verschiedenen Ansätze (siehe Folien oben) am Beispiel

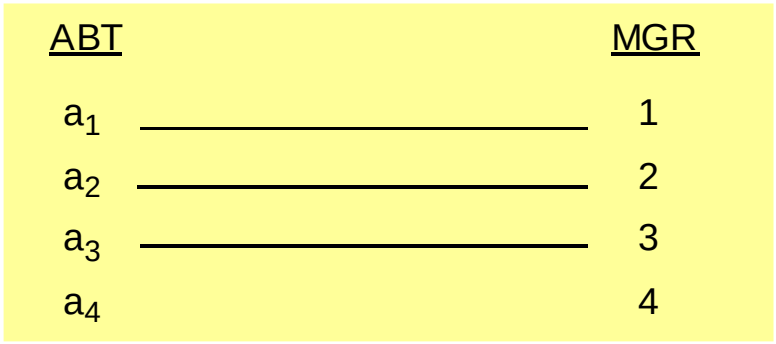


  - 1. Ansatz:

ABT (ANR, MNR, ...)		**MGR (MNR, ANR, ...)**	
a1	1	1	a2
a2	2	2	a3
a3	3	3	a1
a4	-	4	-

Beziehungen (10)

- (Symmetrische) (1:1)-Beziehung (Forts.)
  - Diskussion der verschiedenen Ansätze (siehe Folien oben) am Beispiel

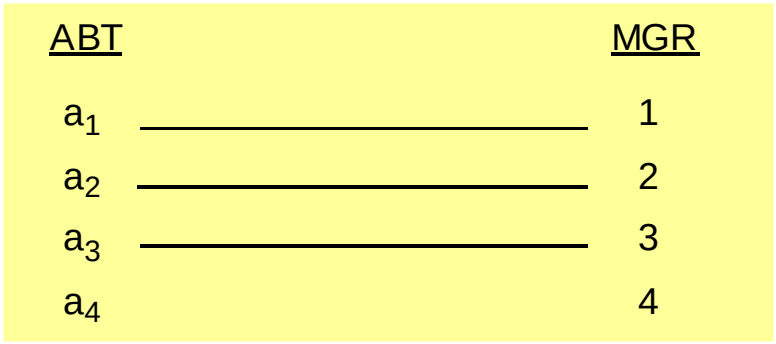


  - 2. Ansatz:

ABT (ANR, MNR, ...)		**MGR (MNR, ...)**
a1	1	1
a2	2	2
a3	3	3
	?	?

Beziehungen (11)

- (Symmetrische) (1:1)-Beziehung (Forts.)
  - Diskussion der verschiedenen Ansätze (siehe Folien oben) am Beispiel

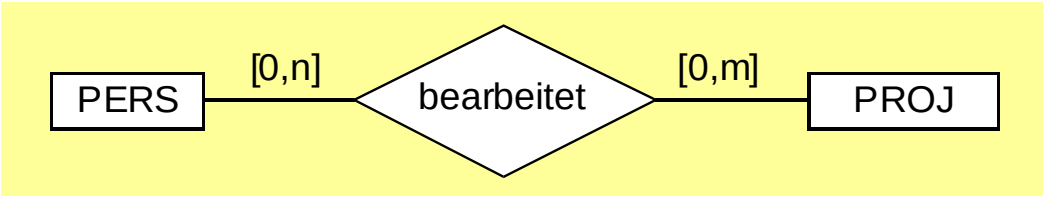


  - 3. Ansatz:

ABT (ANR, MNR, ...)		**MGR (SVNR, MNR, ...)**	
a1	1	x	1
a2	2	y	2
a3	3	z	3
a4	-	w	-

Beziehungen (12)

- (n:m)-Beziehung
  - Beispiel (ERM)



  - Abbildung

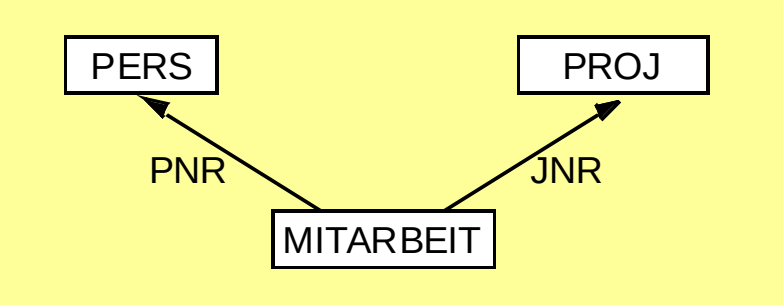
PERS (PNR ...,
...
PRIMARY KEY (PNR))

PROJ (JNR ...,
...
PRIMARY KEY (JNR))

MITARBEIT (PNR ...,
JNR ...,
PRIMARY KEY (PNR, JNR),
FOREIGN KEY (PNR) **REFERENCES** PERS,
FOREIGN KEY (JNR) **REFERENCES** PROJ)

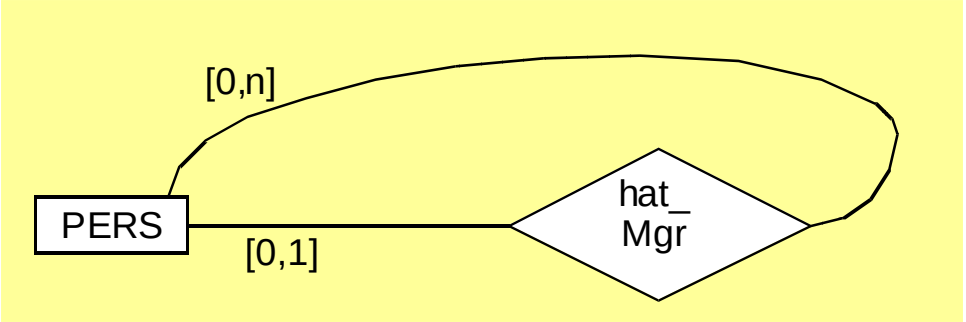
Beziehungen (13)

- (n:m)-Beziehung (Forts.)
  - Diese Standardlösung (siehe vorangegangene Folie) erzwingt eine „Existenzabhängigkeit" von MITARBEIT; soll dies vermieden werden, dürfen die Fremdschlüssel von MITARBEIT nicht als Teil des Primärschlüssels spezifiziert werden.
  - Ist die Realisierung von [1,n] oder [1,m] bei der Abbildung der (n:m)-Beziehung möglich?
  - Zugehöriger Referenzgraph



Beziehungen (14)

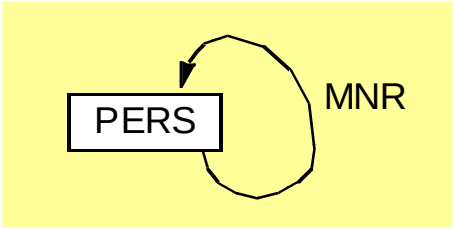
- Reflexive (1:n)-Beziehung
  - Beispiel (ERM)



  - Abbildung

```
PERS (PNR ...,
      MNR ...,
      ...
      PRIMARY KEY (PNR),
      FOREIGN KEY (MNR) REFERENCES PERS (PNR))
```

  - Referenzgraph



Beziehungen (15)

- Reflexive (1:n)-Beziehung (Forts.)
  - Mit Hilfe dieser Lösung (siehe vorangegangene Folie) kann die Personal-Hierarchie eines Unternehmens dargestellt werden;
    die referentielle Beziehung stellt hier eine partielle Funktion dar, da die „obersten" Manager einer Hierarchie keinen Manager haben
  - MNR ... NOT NULL lässt sich nur realisieren, wenn die „obersten" Manager als ihre eigenen Manager interpretiert werden;
    dadurch treten jedoch Referenzzyklen auf, was die Frageauswertung und die Konsistenzprüfung erschwert
  - Welche Beziehungsstruktur erzeugt MNR ... UNIQUE NOT NULL?

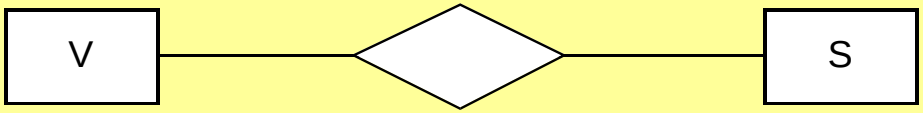
Beziehungen (16)

- Abbildung von Beziehungen - Zusammenfassung
  - Relationenmodell ‚hat' **wertbasierte** Beziehungen (im Gegensatz hierzu haben objektorientierte Datenmodelle referenzbasierte Beziehungen)
  - Fremdschlüssel (FS) und zugehöriger Primärschlüssel/Schlüsselkandidat (PS/SK) repräsentieren eine Beziehung (gleiche Wertebereiche!)
  - Alle Beziehungen (FS $\leftrightarrow$ PS/SK) sind binär und symmetrisch
  - Auflösung einer Beziehung geschieht durch Suche
  - Es sind i. allg. k (1:n)-Beziehungen zwischen zwei Relationen möglich
  - **Spezifikationsmöglichkeiten in SQL**

PS	**PRIMARY KEY** (implizit: **UNIQUE NOT NULL**)
SK	**UNIQUE [NOT NULL]**
FS	**[UNIQUE] [NOT NULL]**

Beziehungen (17)

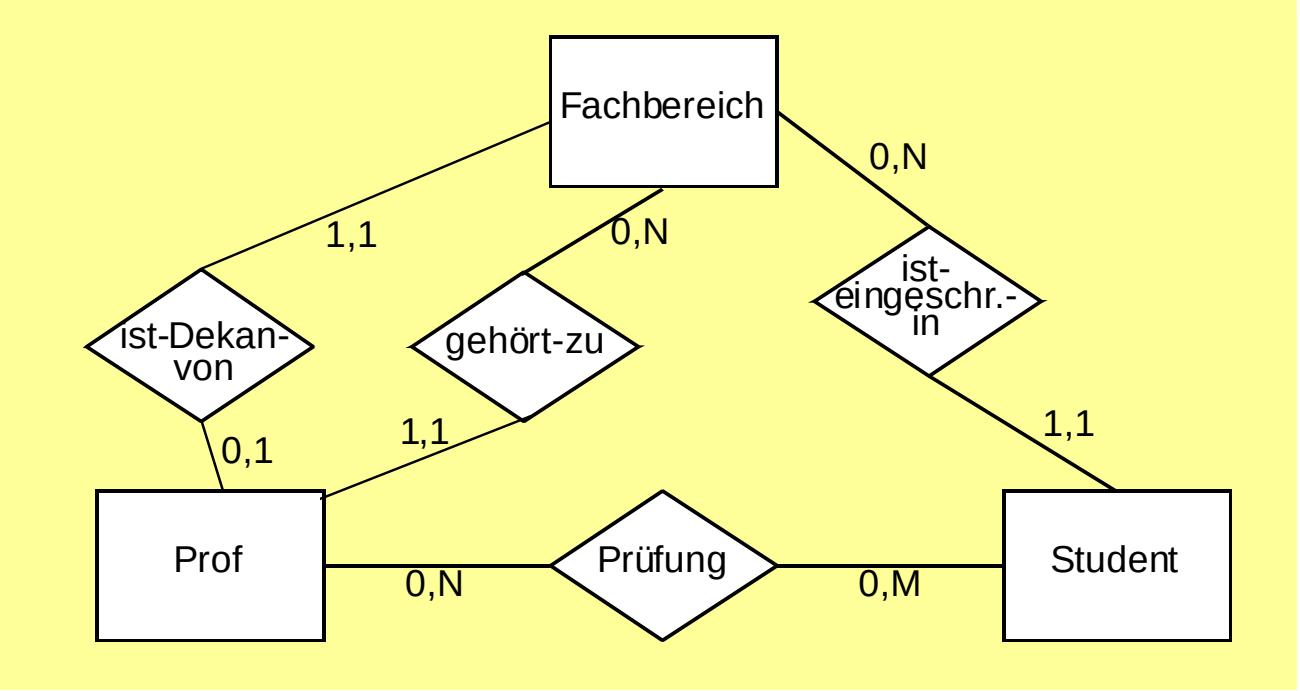
- Abbildung von Beziehungen – Zusammenfassung (Forts.)
  - **Spezifikationsmöglichkeiten in SQL (Forts.)**
    - Fremdschlüsseldeklaration in S:



0,n	0,1	**FS ...**	
0,n	1,1	**FS ...**	**NOT NULL**
0,1	0,1	**FS ...**	**UNIQUE**
0,1	1,1	**FS ...**	**UNIQUE NOT NULL**

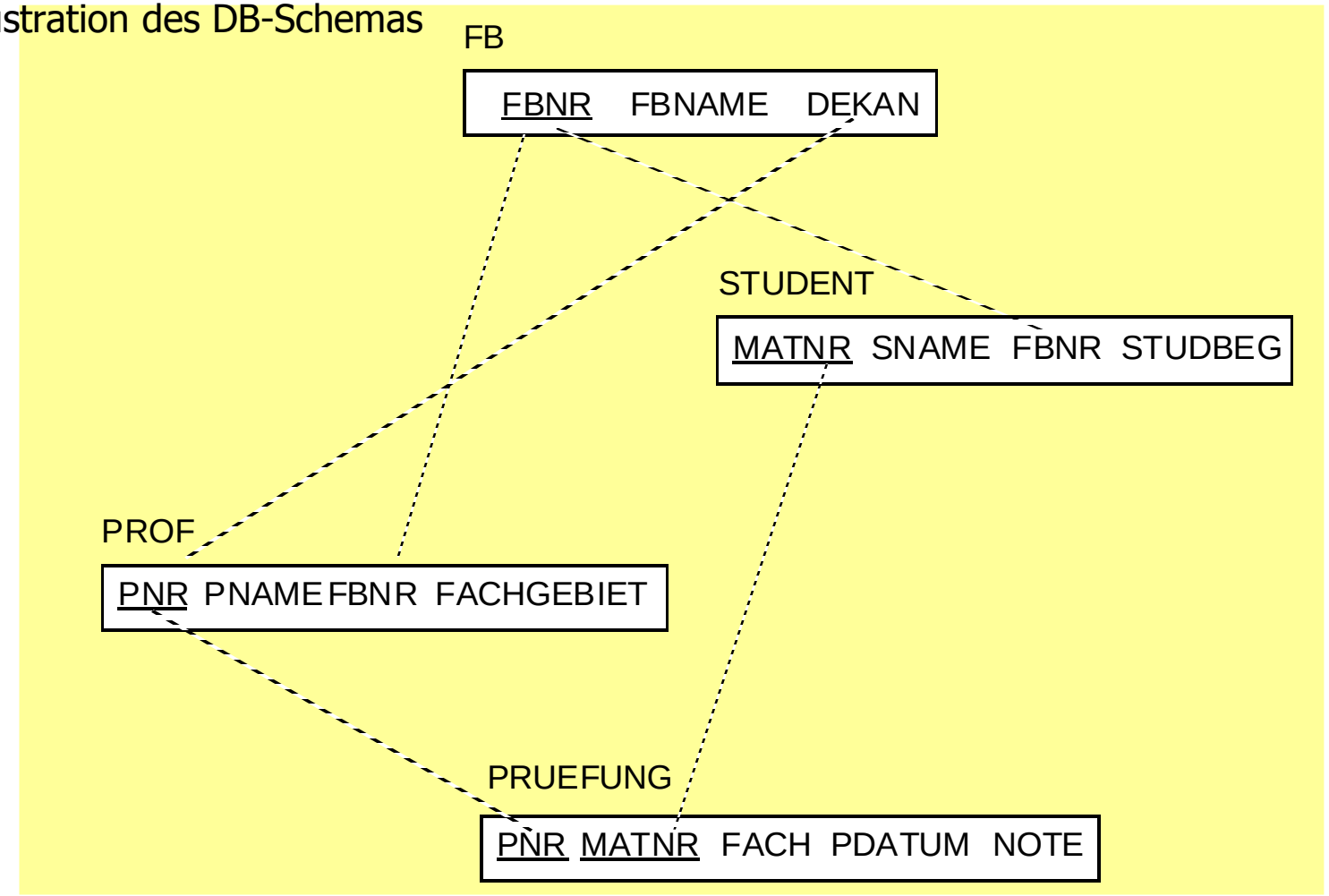
Datendefinition (13)

- Beispiel
  - Miniwelt (ER-Diagramm)



Datendefinition (14)

- Beispiel (Forts.)
  - Illustration des DB-Schemas



Datendefinition (15)

- Beispiel (Forts.)
  - Datendefinition - **Wertebereiche:**

```
CREATE DOMAIN   FACHBEREICHSNUMMER   AS   CHAR      (4)
CREATE DOMAIN   FACHBEREICHSNAME     AS   VARCHAR   (20)
CREATE DOMAIN   FACHBEZEICHNUNG      AS   VARCHAR   (20)
CREATE DOMAIN   NAMEN                AS   VARCHAR   (30)
CREATE DOMAIN   PERSONALNUMMER       AS   CHAR      (4)
CREATE DOMAIN   MATRIKELNUMMER       AS   INT
CREATE DOMAIN   DATUM                AS   DATE
CREATE DOMAIN   NOTEN                AS   SMALLINT
```

Datendefinition (16)

- Beispiel (Forts.)
  - Datendefinition - **Relationen:**

```
CREATE TABLE FB (
        FBNR        FACHBEREICHSNUMMER      PRIMARY KEY,
        FBNAME      FACHBEREICHSNAME        UNIQUE,
        DEKAN       PERSONALNUMMER          UNIQUE NOT NULL,

        CONSTRAINT FFK FOREIGN KEY (DEKAN)
                REFERENCES PROF (PNR)
                ON UPDATE CASCADE
                ON DELETE RESTRICT)
```

Datendefinition (17)

- Beispiel (Forts.)
  - Datendefinition – **Relationen (Forts.):**

```
CREATE TABLE PROF (
  PNR            PERSONALNUMMER          PRIMARY KEY,
  PNAME          NAMEN                   NOT NULL,
  FBNR           FACHBEREICHSNUMMER      NOT NULL,
  FACHGEBIET     FACHBEZEICHNUNG,

                 CONSTRAINT PFK1 FOREIGN KEY (FBNR)
                                REFERENCES FB (FBNR)
                                ON UPDATE CASCADE
                                ON DELETE SET DEFAULT)
```

  - Es wird darauf verzichtet, die Rückwärtsrichtung der „ist-Dekan-von"-Beziehung explizit als Fremdschlüsselbeziehung zu spezifizieren. Damit fällt auch die mögliche Spezifikation von referentiellen Aktionen weg.

Datendefinition (18)

- Beispiel (Forts.)
  - Datendefinition – **Relationen (Forts.):**

```
CREATE TABLE STUDENT (
   MATNR     MATRIKELNUMMER                PRIMARY KEY,
   SNAME     NAMEN                         NOT NULL,
   FBNR      FACHBEREICHSNUMMER            NOT NULL,
   STUDBEG   DATUM,

             CONSTRAINT SFK FOREIGN KEY (FBNR)
                        REFERENCES FB (FBNR)
                        ON UPDATE CASCADE
                        ON DELETE RESTRICT)
```

Datendefinition (19)

- Beispiel (Forts.)
  - Datendefinition – **Relationen (Forts.):**

```
CREATE TABLE PRUEFUNG (
   PNR       PERSONALNUMMER,
   MATNR     MATRIKELNUMMER,
   FACH      FACHBEZEICHNUNG,
   PDATUM    DATUM      NOT NULL,
   NOTE      NOTEN      NOT NULL,

             PRIMARY KEY (PNR, MATNR),

             CONSTRAINT PR1FK FOREIGN KEY (PNR)
                        REFERENCES PROF (PNR)
                        ON UPDATE CASCADE
                        ON DELETE CASCADE,

             CONSTRAINT PR2FK FOREIGN KEY (MATNR)
                        REFERENCES STUDENT (MATNR)
                        ON UPDATE CASCADE
                        ON DELETE CASCADE)
```

Datendefinition (20)

- Beispiel (Forts.)
  - Ausprägungen

PROF

PNR	PNAME	FBNR	FACHGEBIET
1234	HÄRDER	FB 5	DATENBANKSYSTEME
5678	WEDEKIND	FB 9	INFORMATIONSSYSTEME
4711	MÜLLER	FB 9	OPERATIONS RESEARCH
6780	NEHMER	FB 5	BETRIEBSSYSTEME
2223	RICHTER	FB 5	EXPERTENSYSTEME

FB

FBNR	FBNAME	DEKAN
FB 9	WIRTSCHAFTSWISS	4711
FB 5	INFORMATIK	2223

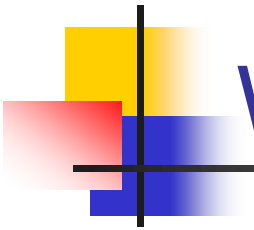
PRÜFUNG

PNR	MATNR	FACH	PDATUM	NOTE
5678	123 766	BWL	22.10.97	4
4711	123 766	OR	16. 1.98	3
1234	654 711	DV	17. 4.97	2
1234	123 766	DV	17. 4.97	4
6780	654 711	SP	19. 9.97	2
1234	196 481	DV	15.10.97	1
6780	196 481	BS	23.12.97	3

STUDENT

MATNR	SNAME	FBNR	STUDBEG
123 766	COY	FB 9	1.10.95
225 332	MÜLLER	FB 5	15. 4.87
654 711	ABEL	FB 5	15.10.94
226 302	SCHULZE	FB 9	1.10.95
196 481	MAIER	FB 5	23.10.95
130 680	SCHMID	FB 9	1. 4.97

Wartung von Beziehungen (1)



- Relationale Invarianten / referentielle Integrität:
  - Primärschlüsselbedingung: Eindeutigkeit, keine Nullwerte!
  - Fremdschlüsselbedingung: Zugehöriger PS (SK) muss existieren
- Potentielle Gefährdung
  - Operationen in der Sohn-Relation
    - Einfügen eines Sohn-Tupels
    - Ändern des FS in einem Sohn-Tupel
    - Löschen eines Sohn-Tupels
    - Welche Maßnahmen sind erforderlich?
      - Beim Einfügen erfolgt eine Prüfung, ob in einem Vater-Tupel ein PS/SK-Wert gleich dem FS-Wert des einzufügenden Tupels existiert
      - Beim Ändern eines FS-Wertes erfolgt eine analoge Prüfung

Wartung von Beziehungen (2)

- Potentielle Gefährdung (Forts.)
  - Operationen in der Vater-Relation
    - Löschen eines Vater-Tupels
    - Ändern des PS/SK in einem Vater-Tupel
    - Einfügen eines Vater-Tupels
    - Welche Reaktion ist wann möglich/sinnvoll?
      - Verbiete Operation
      - Lösche/ändere rekursiv Tupel mit zugehörigen FS-Werten
      - Falls Sohn-Tupel erhalten bleiben soll (nicht immer möglich, z.B. bei Existenzabhängigkeit), setze FS-Wert zu NULL oder Default
  - Wie geht man mit NULL-Werten um?
    - Spezielle Semantiken von NULL-Werten
    - Dreiwertige Logik verwirrend: T, F, ?
    - Setzung: NULL $\neq$ NULL (z. B. beim Verbund)
    - bei Operationen: Ignorieren von NULL-Werten

Wartung von Beziehungen (3)

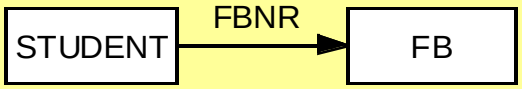
- SQL2-Standard führt „referential actions“ ein
- Genauere Spezifikation der referentiellen Aktionen für jeden Fremdschlüssel (FS)
  - Sind „Nullen“ verboten ?
    - **NOT NULL**
  - Löschregel für Zielrelation (referenzierte Relation)
    - **ON DELETE**
      {CASCADE | RESTRICT | SET NULL | SET DEFAULT | NO ACTION}
  - Änderungsregel für Ziel-Primärschlüssel (PS oder SK)
    - **ON UPDATE**
      {CASCADE | RESTRICT | SET NULL | SET DEFAULT | NO ACTION}
  - Die Option **RESTRICT** wird hier explizit aufgeführt; sie entspricht dem Fall, dass die gesamte Klausel weggelassen wird.

Wartung von Beziehungen (4)

- Genauere Spezifikation der referentiellen Aktionen (Forts.)
  - **RESTRICT**: Operation wird nur ausgeführt, wenn keine zugehörigen Sätze (FS-Werte) vorhanden sind
  - **CASCADE**: Operation „kaskadiert" zu allen zugehörigen Sätzen
  - **SET NULL**: FS wird in zugehörigen Sätzen zu „Null" gesetzt
  - **SET DEFAULT**: FS wird in den zugehörigen Sätzen auf einen benutzer-definierten Default-Wert gesetzt
  - **NO ACTION**: Für die spezifizierte Referenz wird keine referentielle Aktion ausgeführt. Durch eine DB-Operation können jedoch mehrere Referenzen (mit unterschiedlichen Optionen) betroffen sein; am Ende aller zugehörigen referentiellen Aktionen wird die Einhaltung der referentiellen Integrität geprüft

Wartung von Beziehungen (5)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel
  1. Isolierte Betrachtung von STUDENT-FB



  - Beispiel-DB

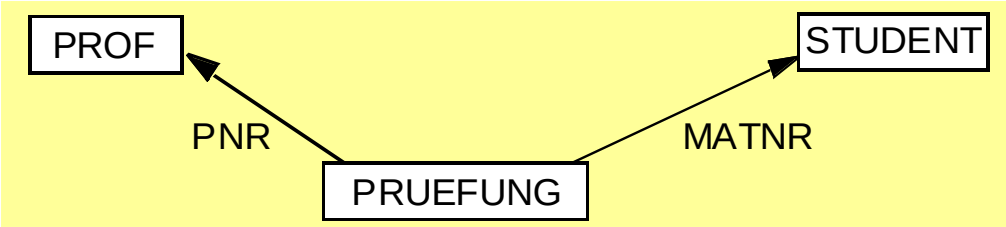
STUDENT	MATRNR	SNAME	FBNR
	123766	COY	FB9
	225332	MÜLLER	FB5
	654711	ABEL	FB5
	226302	SCHULZE	FB9

FB	FBNR	FBNAME
	FB9	WIRTSCHAFTSWISS
	FB5	INFORMATIK

  - Operationen
    - Lösche FB (mit FBNR „FB5“)
    - Ändere FB (FBNR=„FB9“ → FBNR=„FB10“)
  - Referentielle Aktionen
    - DC, DSN, DSD, DR, DNA
    - UC, USN, USD, UR, UNA

Wartung von Beziehungen (6)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)
  2. Isolierte Betrachtung von STUDENT-PRUEFUNG-PROF



- Beispiel-DB

STUDENT	MATRNR	SNAME	FBNR
	123766	COY	FB9
	654711	ABEL	FB5

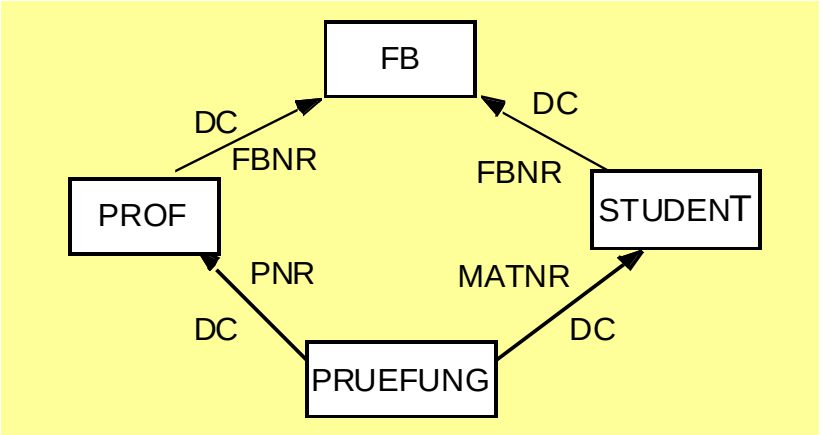
PROF	PNR	PNAME
	1234	HAERDER
	4711	MUELLER

- Einsatz von
  - USN, DSN → Schlüsselverletzung
  - USD, DSD → ggf. Mehrdeutigkeit
  - UNA, DNA → Wirkung identisch mit UR, DR

PRUEFUNG	PNR	MATRNR	FACH
	4711	123766	OR
	1234	654711	DV
	1234	123766	DV
	4711	654711	OR

Wartung von Beziehungen (7)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)
  - Unabhängigkeit von Beziehungen hinsichtlich referentieller Aktionen?
  3. Vollständiges Beispiel



- **Lösche FB (mit FBNR „FB9")**

` erst links':	*`erst rechts':*
- Löschen in FB	- Löschen in FB
- Löschen in PROF	- Löschen in STUDENT
- Löschen in PRUEFUNG	- Löschen in PRUEFUNG
- Löschen in STUDENT	- Löschen in PROF
- Löschen in PRUEFUNG	- Löschen in PRUEFUNG

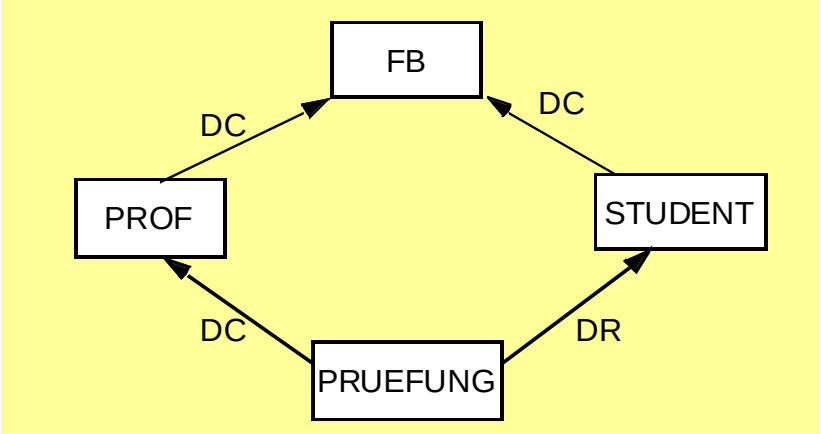
- **Eindeutigkeit: Ergebnis der Operation ist reihenfolge-unabhängig**

→ **sicheres Schema!**

Wartung von Beziehungen (8)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)

3. Vollständiges Beispiel – Modifiziertes Schema



- **Lösche FB (mit FBNR „FB9")**

`*erst links'*:
- Löschen in FB
- Löschen in PROF
- Löschen in PRUEFUNG
- Löschen in STUDENT
- Zugriff auf PRUEFUNG

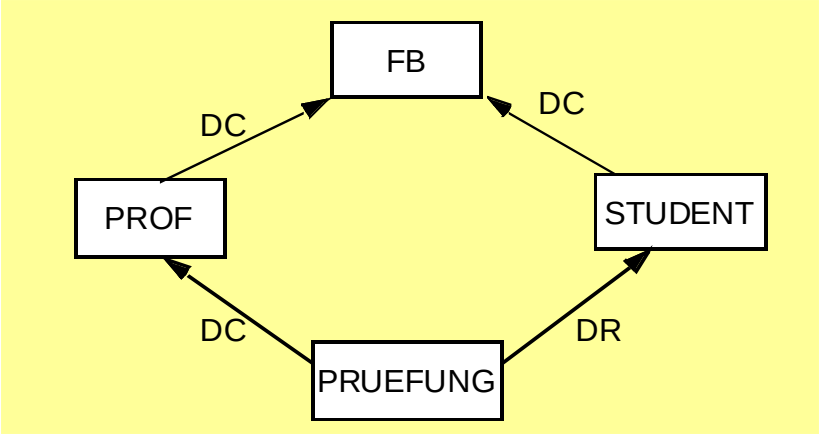
Wenn ein Student bei einem FB-fremden Professor geprüft wurde
→ Rücksetzen

`*erst rechts'*:
- Löschen in FB
- Löschen in STUDENT
- Zugriff auf PRUEFUNG

Wenn ein gerade gelöschter Student eine Prüfung abgelegt hatte
→ Rücksetzen
sonst:
- Löschen in PROF
- Löschen in PRUEFUNG

Wartung von Beziehungen (9)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)
  3. Vollständiges Beispiel – Modifiziertes Schema (Forts.)

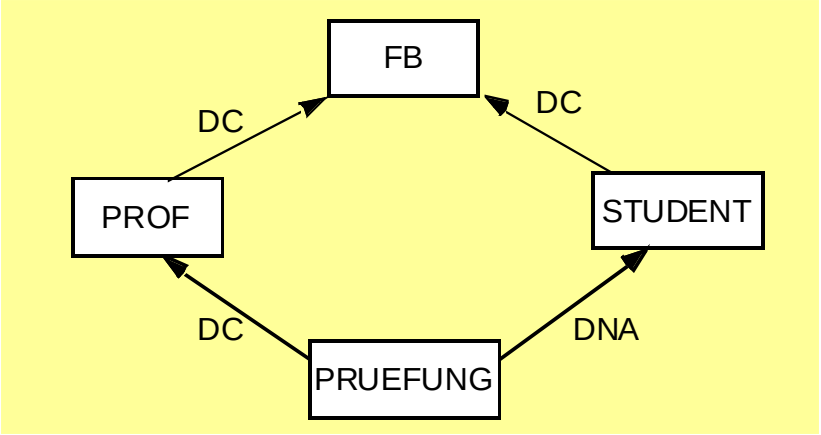


  - Es können reihenfolgenabhängige Ergebnisse auftreten!
  - Die Reihenfolgenabhängigkeit ist hier wertabhängig

Wartung von Beziehungen (10)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)

3. Vollständiges Beispiel – Nochmalig modifiziertes Schema



- **Lösche FB (mit FBNR „FB9")**

`*erst links'*:
- Löschen FB
- Löschen PROF
- Löschen PRUEFUNG
- Löschen STUDENT

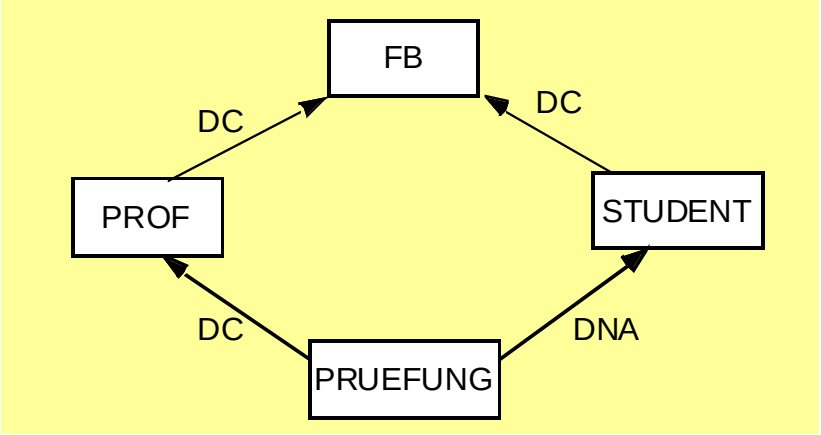
Test, ob es noch offene Referenzen in PRUEFUNG auf gelöschte Studenten gibt; wenn ja → Rücksetzen

`*erst rechts'*:
- Löschen FB
- Löschen STUDENT
- Löschen PROF
- Löschen PRUEFUNG

Test, ob es noch offene Referenzen in PRUEFUNG auf gelöschte Studenten gibt; wenn ja → Rücksetzen

Wartung von Beziehungen (11)

- Diskussion der Auswirkungen referentieller Aktionen am Beispiel (Forts.)
  3. Vollständiges Beispiel – Nochmalig modifiziertes Schema (Forts.)



  - Bei der NA-Option wird der explizite Test der referenzierenden Relation ans Ende der Operation verschoben. Eine Verletzung der referentiellen Beziehung führt zum Rücksetzen → **Schema ist immer sicher**

Wartung von Beziehungen (12)

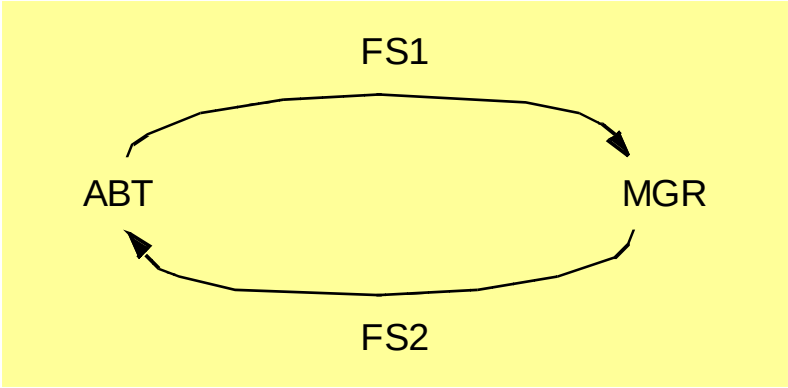
- Maßnahmen zur Verhinderung von Mehrdeutigkeiten
  - Statische Schemaanalyse zur Feststellung sicherer DB-Schemata
    - nur bei einfach strukturierten Schemata effektiv
    - hohe Komplexität der Analysealgorithmen
    - bei wertabhängigen Konflikten zu restriktiv (konfliktträchtige Schemata)
  - Dynamische Überwachung der Modifikationsoperationen
    - hoher Laufzeitaufwand

Wartung von Beziehungen (13)

- Maßnahmen zur Verhinderung von Mehrdeutigkeiten - Vorgehensweisen
  1. Falls Sicherheit eines Schemas festgestellt werden kann, ist keine Laufzeit-überwachung erforderlich
  2. Alternative Möglichkeiten zur Behandlung konfliktträchtiger Schemata, nach dem die statische Schemaanalyse die Sicherheit des Schemas nicht feststellen konnte
     - sie werden verboten, oder
     - sie werden erlaubt und
       - die referentiellen Aktionen werden bei jeder Operation dynamisch überwacht
       - falls ein Konflikt erkannt wird, wird die Operation zurückgesetzt

Wartung von Beziehungen (14)

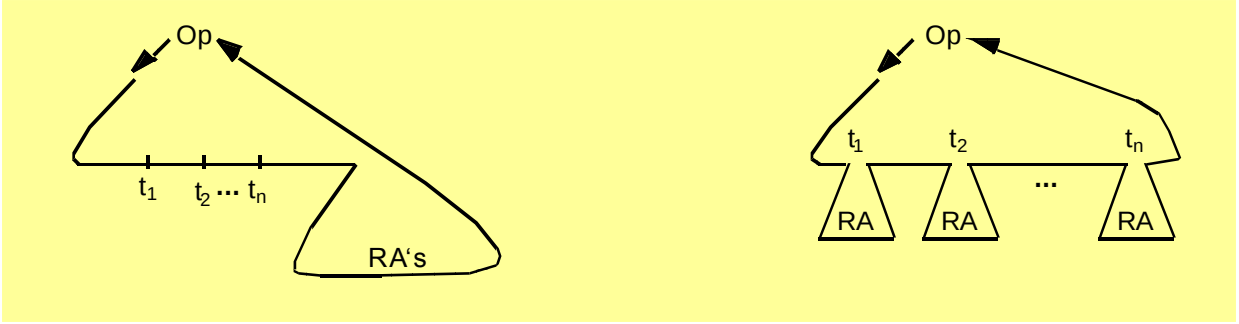
- Durchführung der referentiellen Aktionen (RA)
  - Zyklische Referenzpfade



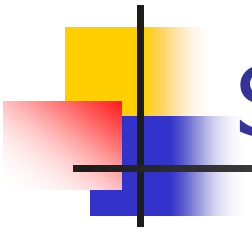
  - wenigstens ein Fremdschlüssel im Zyklus muss „NULL“ erlauben oder
  - Prüfung der referentiellen Integrität muss verzögert (DEFERRED) werden (z. B. bei COMMIT)

Wartung von Beziehungen (15)

- Durchführung der referentiellen Aktionen (Forts.)
  - Verarbeitungsmodell
    - Benutzeroperationen (Op) sind in SQL immer *atomar*
    - *mengenorientiertes oder tupelorientiertes Verarbeitungsmodell*



  - IMMEDIATE-Bedingungen müssen erfüllt sein an Anweisungsgrenzen ($\rightarrow$ mengenorientierte Änderung)



Schemaevolution (1)

- Wachsender oder sich ändernder Informationsbedarf
  - Erzeugen/Löschen von Tabellen (und Sichten)
  - Hinzufügen, Ändern und Löschen von Spalten
  - Anlegen/Ändern von referentiellen Beziehungen
  - Hinzufügen, Modifikation, Wegfall von Integritätsbedingungen
- Hoher Grad an logischer Datenunabhängigkeit ist sehr wichtig!
- Zusätzliche Änderungen im DB-Schema durch veränderte Anforderungen bei der DB-Nutzung
  - Dynamisches Anlegen von Zugriffspfaden
  - Aktualisierung der Zugriffskontrollbedingungen

Schemaevolution (2)

- Dynamische Änderung von Tabellen

```
ALTER  TABLE  base-table
   {  ADD [COLUMN] column-def
    | ALTER [COLUMN] column
              {SET default-def  | DROP DEFAULT}
    | DROP [COLUMN] column {RESTRICT | CASCADE}
    | ADD  base-table-constraint-def
    | DROP  CONSTRAINT constraint {RESTRICT | CASCADE}}
```

Schemaevolution (3)

- Dynamische Änderung von Tabellen - Beispiele:
  - **Erweiterung der Tabellen Abt und Pers um neue Spalten**

    ALTER TABLE Pers **ADD** Svnr **INT UNIQUE**

    ALTER TABLE Abt **ADD** Geh-Summe **INT**

  - **Verkürzung der Tabelle Pers um eine Spalte**

    ALTER TABLE Pers **DROP COLUMN** Alter **RESTRICT**

    - Wenn die Spalte die einzige der Tabelle ist, wird die Operation zurückgewiesen.
    - Da RESTRICT spezifiziert ist, wird die Operation zurückgewiesen, wenn die Spalte in einer Sicht oder einer Integritätsbedingung (Check) referenziert wird.
    - CASCADE dagegen erzwingt die Folgelöschung aller Sichten und Check-Klauseln, die von der Spalte abhängen.

Schemaevolution (4)

- Löschen von Schemaelementen

```
DROP        {TABLE base-table | VIEW view |
             DOMAIN domain | SCHEMA schema }
            {RESTRICT | CASCADE}
```

  - Falls Objekte (Tabellen, Sichten, ...) nicht mehr benötigt werden, können sie durch die DROP-Anweisung aus dem System entfernt werden.
  - Mit der **CASCADE**-Option können 'abhängige' Objekte (z.B. Sichten auf Tabellen oder anderen Sichten) mitentfernt werden
  - **RESTRICT** verhindert Löschen, wenn die zu löschende Tabelle noch durch Sichten oder Integritätsbedingungen referenziert wird

Schemaevolution (5)

- Löschen von Schemaelementen - Beipiele
  - **Löschen von Tabelle Pers**

```
DROP TABLE Pers RESTRICT
```

  - PersConstraint sei definiert auf Pers

```
ALTER TABLE Pers
        DROP CONSTRAINT PersConstraint CASCADE
DROP TABLE Pers RESTRICT
```

- Durchführung der Schemaevolution
  - Aktualisierung von Tabellenzeilen des SQL-Definitionsschemas
  - "tabellengetriebene" Verarbeitung der Metadaten durch das DBS

Sichten (1)

- Ziel: Festlegung
  - welche Daten Benutzer sehen wollen (Vereinfachung, leichtere Benutzung)
  - welche Daten sie nicht sehen dürfen (Datenschutz)
  - einer zusätzlichen Abbildung (erhöhte Datenunabhängigkeit)
- Sicht *(View)*
  - mit Namen bezeichnete, aus Tabellen abgeleitete, virtuelle Tabelle (Anfrage)
- Korrespondenz zum externen Schema bei ANSI/SPARC
  (Benutzer sieht jedoch i. allg. mehrere Sichten (Views) und Tabellen)
- Syntax

```
CREATE VIEW view [ (column-commalist ) ]
    AS table-exp
        [WITH [ CASCADED | LOCAL] CHECK OPTION]
```

Sichten (2)

- Beispiele
  - **Sicht, die alle Programmierer mit einem Gehalt < 30.000 umfasst.**

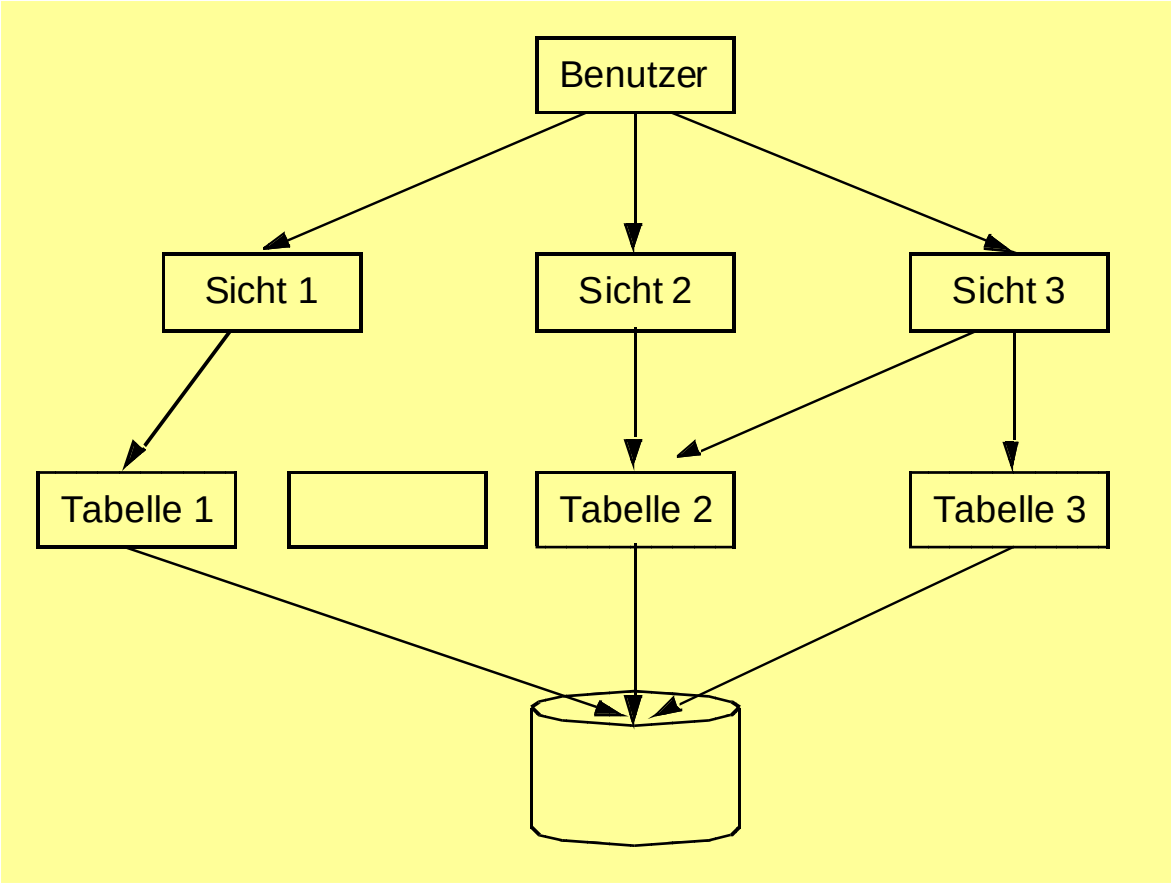
```
CREATE VIEW
        Arme_Programmierer (Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr)
        AS      SELECT Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr
                FROM   Pers
                WHERE Beruf = 'Programmierer' AND Gehalt <  30 000
```

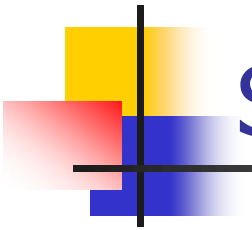
  - **Sicht für den Datenschutz**

```
CREATE VIEW  Statistik (Beruf, Gehalt)
        AS      SELECT Beruf, Gehalt
                FROM Pers
```

Sichten (3)

- Sichten zur Gewährleistung von Datenunabhängigkeit



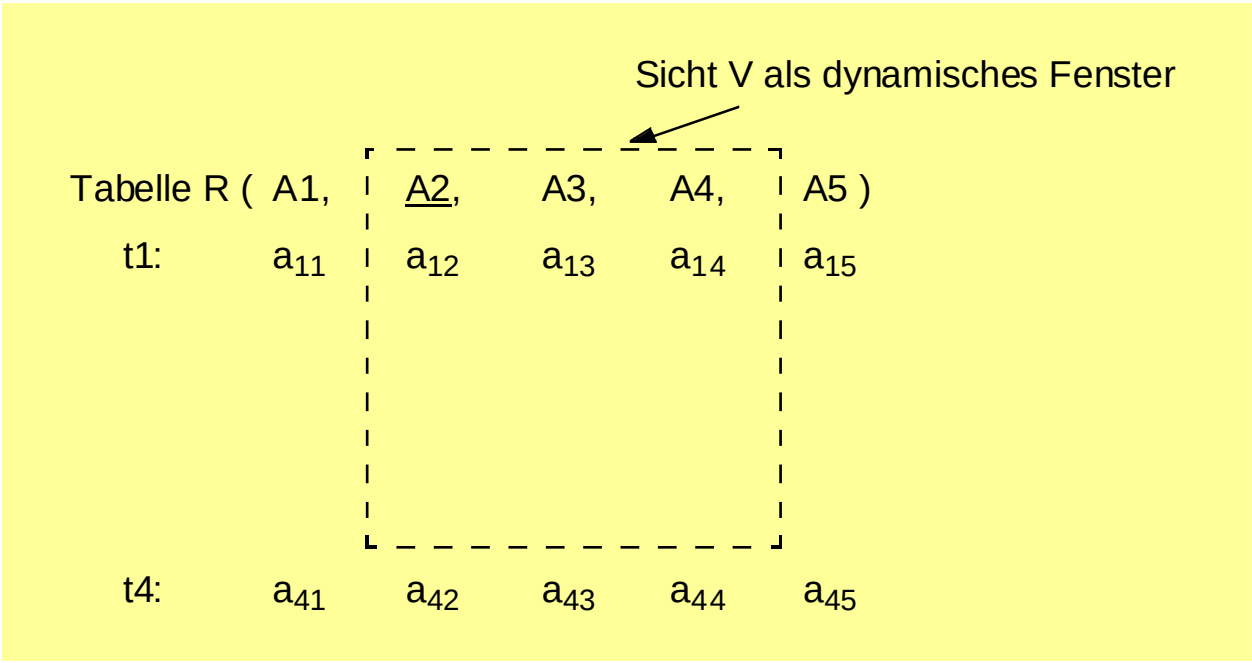


Sichten (4)

- Eigenschaften von Sichten
  - Sicht kann wie eine Tabelle behandelt werden
  - Sichtsemantik: „dynamisches Fenster“ auf zugrundeliegende Tabellen
  - Sichten auf Sichten sind möglich
  - eingeschränkte Änderungen: aktualisierbare und nicht-aktualisierbare Sichten

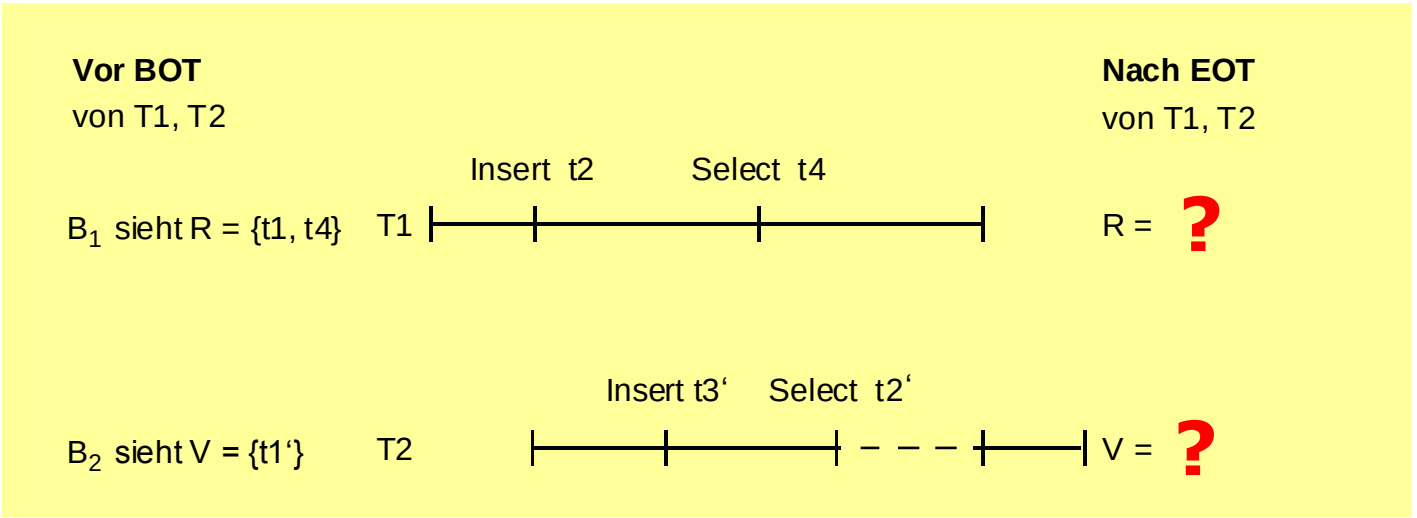
Sichten (5)

- Semantik von Sichten – ‚dynamisches Fenster'



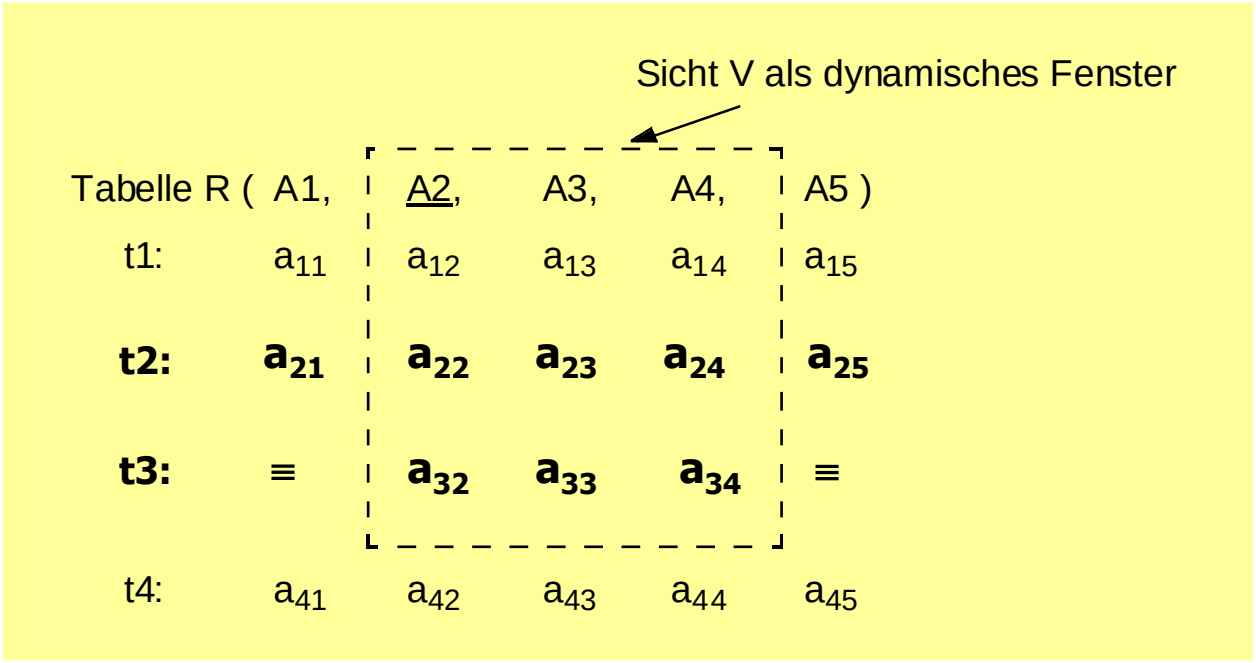
Sichten (6)

- Sichtbarkeit von Änderungen
  - Wann werden welche Datenänderungen in der Tabelle/Sicht für die anderen Benutzer sichtbar? (*Beachte Beispiel auf vorangegangener Folie*)



Sichten (7)

- Sichtbarkeit von Änderungen
  - Wann werden welche Datenänderungen in der Tabelle/Sicht für die anderen Benutzer sichtbar? (Forts.)



Sichten (8)

- Abbildung von Sicht-Operationen auf Tabellen
  - Sichten werden i. allg. nicht explizit und permanent gespeichert, sondern Sicht-Operationen werden in äquivalente Operationen auf Tabellen umgesetzt
  - Umsetzung ist für Leseoperationen meist unproblematisch

Anfrage (Sichtreferenz):

```
SELECT  Name, Gehalt
FROM    Arme_Programmierer
WHERE   Anr = 'K55'
```

Ersetzung durch:

```
SELECT  Name, Gehalt
FROM    PERS
WHERE   Anr = 'K55'
        AND Beruf = 'Programmierer' AND Gehalt <  30 000
```

Sichten (9)

- Abbildung von Sicht-Operationen auf Tabellen
  - **Abbildungsprozess auch über mehrere Stufen durchführbar**
    - Sichtendefinitionen

```
CREATE VIEW V  AS SELECT  ... FROM R WHERE P

CREATE VIEW W  AS SELECT  ... FROM V WHERE Q
```

    - Anfrage

```
SELECT ... FROM W WHERE  C
```

    - Ersetzung durch

```
SELECT ... FROM V WHERE Q AND C

SELECT ... FROM R WHERE Q AND P AND C
```

Sichten (10)

- Einschränkungen der Abbildungsmächtigkeit
  - keine Schachtelung von Aggregat-Funktionen und Gruppenbildung (GROUP-BY)
  - keine Aggregat-Funktionen in WHERE-Klausel möglich
- Beispiel
  - Sichtendefinition

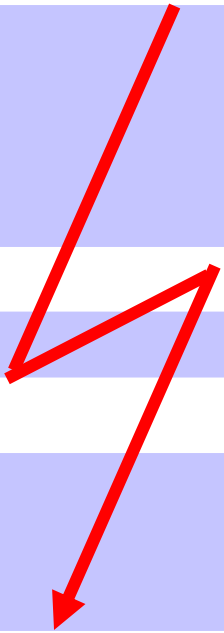
```
CREATE VIEW Abtinfo (Anr, Gsumme) AS
SELECT Anr, SUM (Gehalt)
FROM Pers
GROUP BY Anr
```

  - Anfrage

```
SELECT AVG (Gsumme) FROM Abtinfo
```

  - Ersetzung durch (bei naiver Vorgehensweise)

```
SELECT  ?
FROM Pers
GROUP BY Anr
```



Sichten (11)

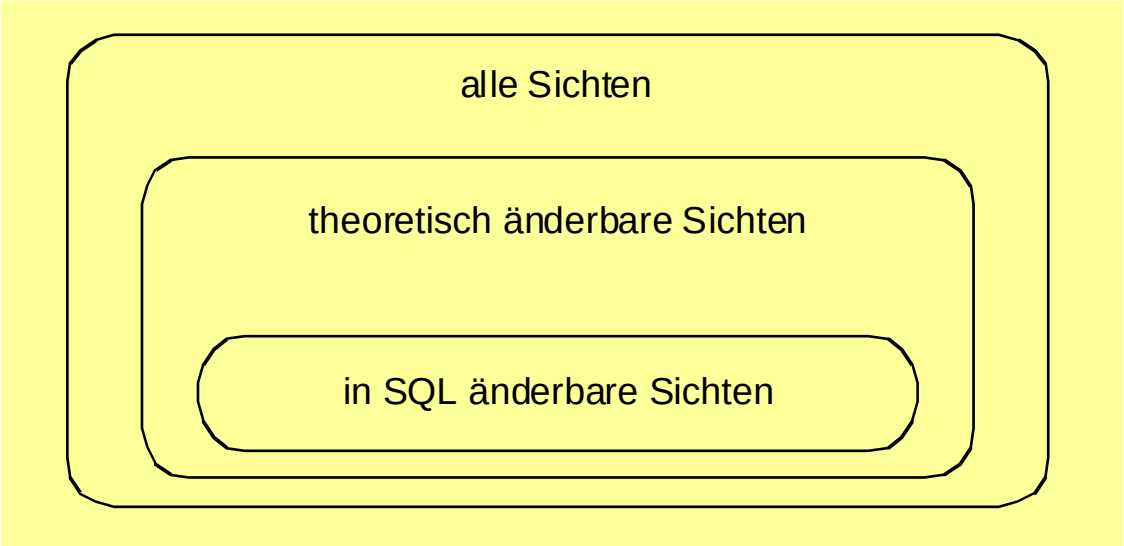
- **Löschen von Sichten:**
  - **Beispiel**

```
DROP VIEW Arme_Programmierer CASCADE
```

    - Alle referenzierenden Sichtdefinitionen und Integritätsbedingungen werden mitgelöscht
    - **RESTRICT** würde eine Löschung zurückweisen, wenn die Sicht in weiteren Sichtdefinitionen oder CHECK-Constraints referenziert werden würde.

Sichten (12)

- Änderbarkeit von Sichten

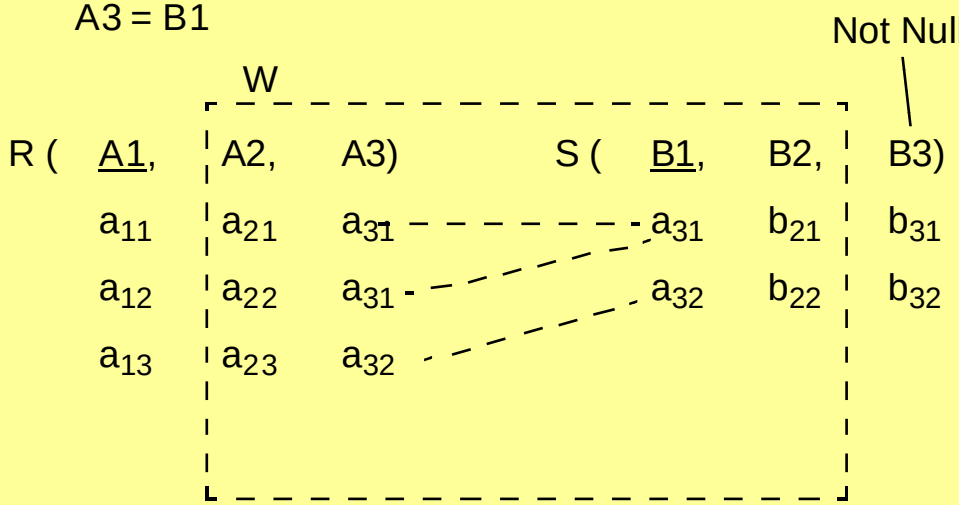


  - Änderbarkeit in SQL
    - nur eine Tabelle (Basisrelation oder Sicht)
    - Schlüssel muss vorhanden sein
    - keine Aggregatfunktionen, Gruppierung und Duplikateliminierung

Sichten (13)

- Änderbarkeit von Sichten (Forts.)
  - Sichten über mehrere Tabellen sind im Allg. nicht änderbar

$W = \Pi_{A2,A3,B1,B2}\,(R \bowtie_{A3 = B1} S)$



Einfügen ?

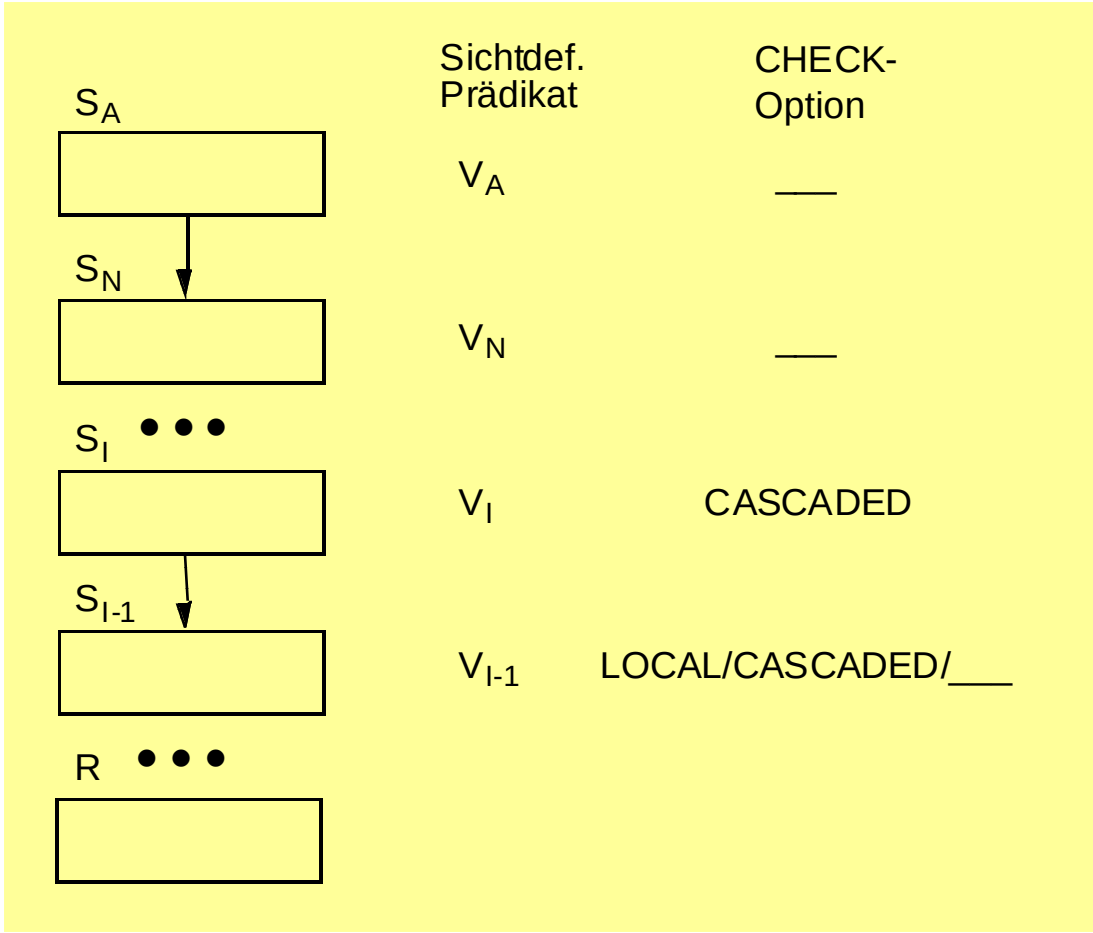
Ändern?

Sichten (14)

- **WITH CHECK OPTION**
  - Einfügungen und Änderungen müssen das die Sicht definierende Prädikat (WHERE-Klausel der zugehörigen CREATE-VIEW-Anweisung) erfüllen, sonst Zurückweisung
  - nur auf aktualisierbaren Sichten definierbar
- Spezifikationsmöglichkeiten
  - Weglassen der CHECK-Option
  - WITH CASCADED CHECK OPTION oder äquivalent WITH CHECK OPTION
  - WITH LOCAL CHECK OPTION

Sichten (15)

- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**



Sichten (16)

- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**
  - **Annahmen**
    - Sicht S_A mit dem die Sicht definierenden Prädikat V_A wird aktualisiert
    - S_I ist die höchste Sicht im Abstammungspfad von S_A, die die Option CASCADED besitzt
    - Oberhalb von S_I tritt keine LOCAL-Bedingung auf
  - **Aktualisierung von S_A**
    - als Prüfbedingung wird von S_I aus an S_A "vererbt":
      $V = V_I \wedge V_{I-1} \wedge \ldots \wedge V_1$
    - erscheint irgendeine aktualisierte Zeile von S_A nicht in S_I, so wird die Operation zurückgesetzt
    - Es ist möglich, dass Zeilen aufgrund von gültigen Einfüge- oder Änderungsoperationen aus S_A verschwinden

Sichten (17)

- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**
  - Aktualisierte Sicht besitzt WITH CHECK OPTION
    - Default ist CASCADED
    - Als Prüfbedingung bei Aktualisierungen ergibt sich
      $V = V_A \wedge V_N \wedge \ldots \wedge V_I \wedge \ldots \wedge V_1$
    - Zeilen können jetzt aufgrund von gültigen Einfüge- oder Änderungsoperationen nicht aus SA verschwinden
  - LOCAL hat eine undurchsichtige Semantik
    - wird hier nicht diskutiert
    - Empfehlung: nur Verwendung von CASCADED

Sichten (18)

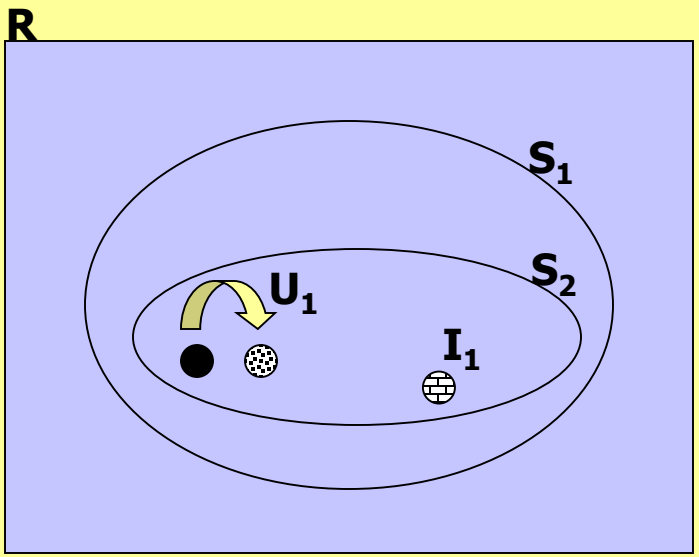
- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**

Sichtenhierarchie:

S_2 mit $V_1 \wedge V_2$

S_1 mit V_1 und CASCADED

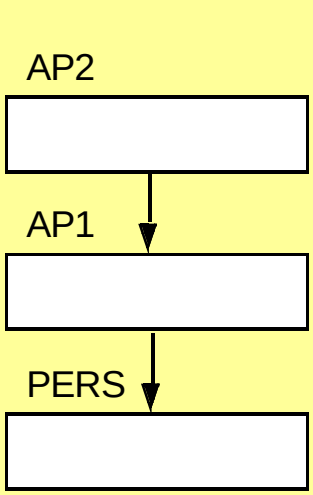
R



- **Aktualisierungsoperationen in S_2 (welche sind erlaubt?)**
  - I_1 und U_1 erfüllen das S_2-definierende Prädikat $V_1 \wedge V_2$ ✓
  - I_2 und U_2 erfüllen das S_1-definierende Prädikat V_1 ✓
  - I_3 und U_3 erfüllen das S_1-definierende Prädikat V_1 nicht ↯

Sichten (19)

- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**
  - **Beispiel**
    - Tabelle Pers
    - Sicht1 auf Pers: AP1, mit Beruf = ‘Progr’ AND Gehalt < ‘30K’
    - Sicht2 auf AP1: AP2, mit Gehalt > ‘20K’

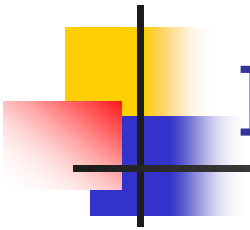


Sichtdef. Prädikat	CHECK-Optionen 1	2	3	4
> ‘20K’	——	——	CASC	CASC
< ‘30K’	——	CASC	——	CASC

Sichten (20)

- **WITH CHECK OPTION (Forts.)**
  - **Beispiel (Forts.)**
    - **Operationen**

Operationen	1	2	3	4
1. **INSERT INTO** AP2 (PNR, BERUF, GEHALT, ANR) **VALUES** (1234, 'Progr' , '25K', 'K55')	√	√	√	√
2. **INSERT INTO** AP2 (PNR, BERUF, GEHALT, ANR) **VALUES** (4711, 'Progr' , '15K', 'K55')	√	√	↯	↯
3. **UPDATE** AP2 **SET** Gehalt = Gehalt + '10K' **WHERE** ANR = 'K55'	√	↯	↯	↯
AP2: > 20K	-	-	CASC	CASC
AP1: < 30K	-	CASC	-	CASC



Indexierung (1)

- **Einsatz von Indexstrukturen**
  - Beschleunigung der Suche: Zugriff über Spalten (Schlüsselattribute)
  - Kontrolle von Integritätsbedingungen (relationale Invarianten)
  - Zeilenzugriff in der logischen Ordnung der Schlüsselwerte
  - Gewährleistung der Clustereigenschaft für Tabellen
  - Aber auch: erhöhter Aktualisierungsaufwand und Speicherplatzbedarf
- **Einrichtung von Indexstrukturen**
  - Datenunabhängigkeit des Relationenmodells erlaubt ein Hinzufügen und Löschen
  - jederzeit möglich, um z. B. bei veränderten Benutzerprofilen das Leistungsverhalten zu optimieren
  - "beliebig" viele Indexstrukturen pro Tabelle und mit unterschiedlichen Spaltenkombinationen als Schlüssel möglich
  - Steuerung der Eindeutigkeit der Schlüsselwerte, der Clusterbildung
  - Freiplatzanteil (PCTFREE) in jeder Indexseite beim Anlegen erleichtert das Wachstum
  - Spezifikation: DBA oder Benutzer

Indexierung (2)

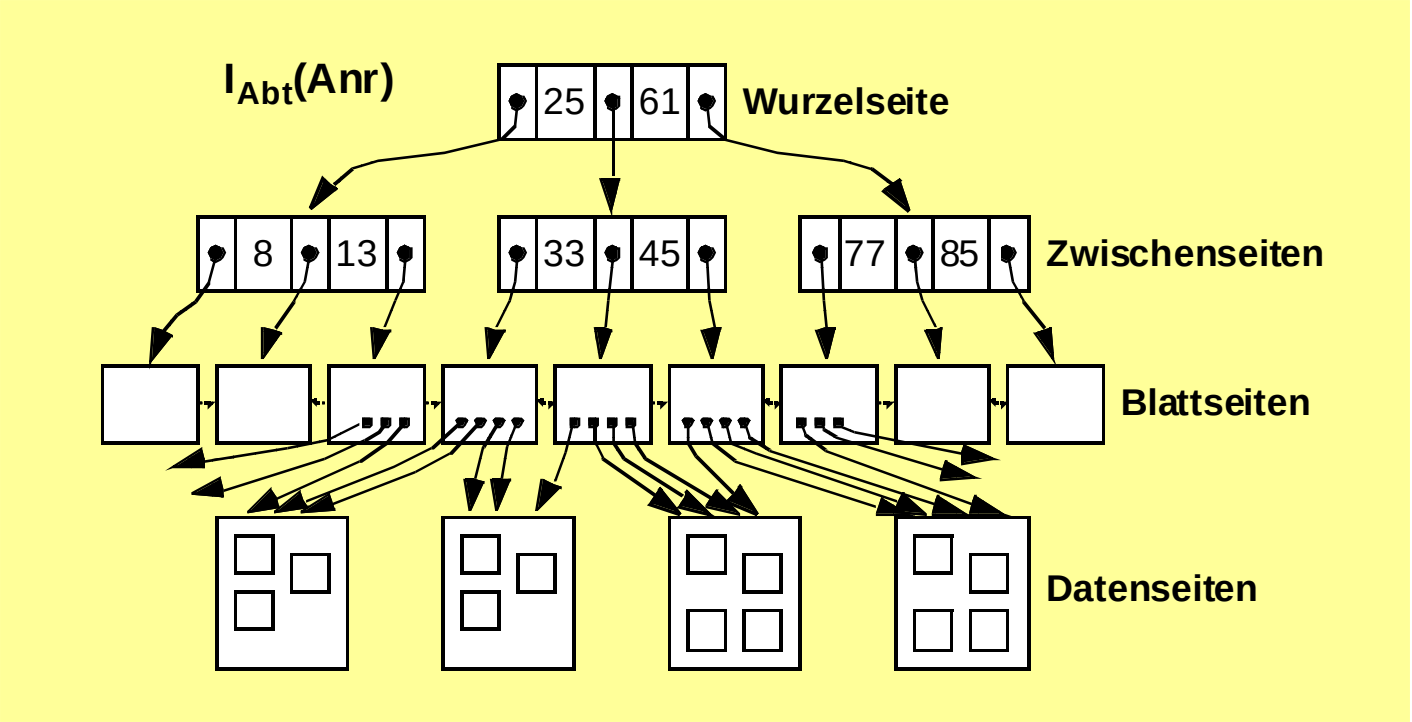
- Im SQL-Standard keine Anweisung vorgesehen, jedoch in realen Systemen (z. B. IBM DB2):

```
CREATE [UNIQUE]  INDEX  index
    ON base-table (column [ORDER] [,column[ORDER]] ...)
      [CLUSTER] [PCTFREE]
```

- Nutzung eines vorhandenen Index
  - Entscheidung durch DBS-Optimizer

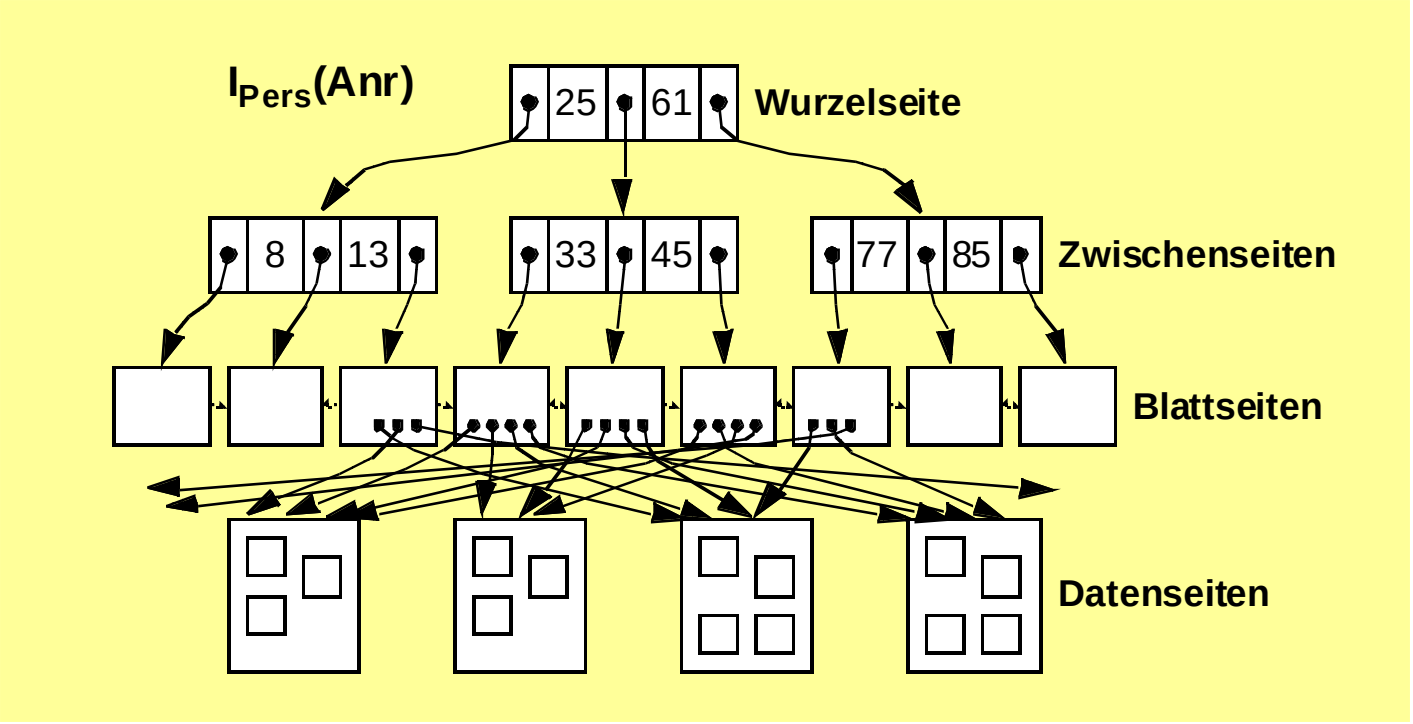
Indexierung (3)

- Index mit Clusterbildung



Indexierung (4)

- Index ohne Clusterbildung



Indexierung (5)

- Beispiele
  - **Erzeugung einer Indexstruktur mit Clusterbildung auf der Spalte Anr von Abt**

    CREATE UNIQUE INDEX Persind1 **ON** Abt (Anr) **CLUSTER**

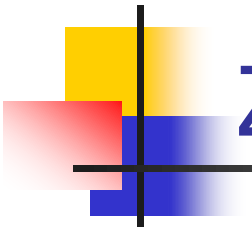
    - Realisierung z. B. durch B*-Baum
      (oder Hashing, mit verminderter Funktionalität)
    - **UNIQUE:** keine Schlüsselduplikate im Index
    - **CLUSTER:** zeitoptimale sortiert-sequentielle Verarbeitung (Scan-Operation)

  - **Erzeugung einer Indexstruktur auf den Spalten Anr (absteigend) und Gehalt (aufsteigend) von Pers.**

    CREATE INDEX Persind2 **ON** Pers (Anr **DESC**, Gehalt **ASC**)

Indexierung (6)

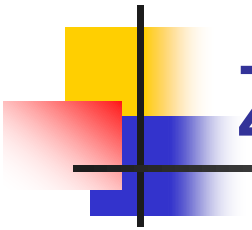
- **Typische Implementierung eines Index: B*-Baum**
  (wird von allen DBS angeboten!)
  - dynamische Reorganisation durch Aufteilen (Split) und Mischen von Seiten
  - Wesentliche Funktionen
    - direkter Schlüsselzugriff auf einen indexierten Satz
    - sortiert sequentieller Zugriff auf alle Sätze
      (unterstützt Bereichsanfragen, Verbundoperation usw.)
  - Balancierte Struktur
    - unabhängig von Schlüsselmenge
    - unabhängig von Einfügereihenfolge



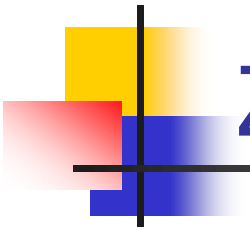
Zusammenfassung (1)

- SQL-Anfragen
  - Mengenorientierte Spezifikation, verschiedene Typen von Anfragen
  - Vielfalt an Suchprädikaten
  - Auswahlmächtigkeit von SQL ist höher als die der Relationenalgebra
  - Erklärungsmodell für die Anfrageauswertung: Festlegung der Semantik von Anfragen mit Hilfe von Grundoperationen
  - Optimierung der Anfrageauswertung durch das DBS
- Mengenorientierte Datenmanipulation
- Datendefinition
  - CHECK-Bedingungen für Wertebereiche, Attribute und Relationen
  - Spezifikation des Überprüfungszeitpunktes

Zusammenfassung (2)



- Kontrolle von Beziehungen
  - SQL erlaubt nur die Spezifikation von binären Beziehungen.
  - Referentielle Integrität von FS --> PS/SK wird stets gewährleistet.
  - Rolle von PRIMARY KEY, UNIQUE, NOT NULL
  - Es ist nur eine eingeschränkte Nachbildung von Kardinalitätsrestriktionen möglich; insbesondere kann nicht spezifiziert werden, dass „ein Vater Söhne haben muss".
- Wartung der referentiellen Integrität
  - SQL2/3 bietet reichhaltige Optionen für referentielle Aktionen
  - Es sind stets sichere Schemata anzustreben
  - Falls eine statische Schemaanalyse zu restriktiv für die Zulässigkeit eines Schemas ist, muss für das gewünschte Schema eine Laufzeitüberwachung der referentiellen Aktionen erfolgen.



Zusammenfassung (3)

- Schemaevolution
  - Änderung/Erweiterung von Spalten, Tabellen, Integritätsbedingungen, ...
- Sichtenkonzept
  - Erhöhung der Benutzerfreundlichkeit
  - Flexibler Datenschutz
  - Erhöhte Datenunabhängigkeit
  - Rekursive Anwendbarkeit
  - Eingeschränkte Aktualisierungsmöglichkeiten
- Indexstrukturen als B*-Bäume (Behandlung in Kapitel 7)
  - direkter Schlüsselzugriff auf einen indexierten Satz
  - sortiert sequentieller Zugriff auf alle Sätze (unterstützt Bereichsanfragen, Verbundoperation usw.)