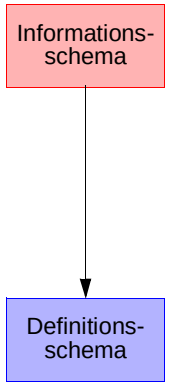
3. Tabellen und Sichten

- **Datendefinition nach SQL[1]**
  - Informations- und Definitionsschema
  - Erzeugen von Basistabellen
  - Integritätsbedingungen
- **Schemaevolution**
  - Änderung von Tabellen
  - Löschen von Objekten
- **Indexierung**
  - Einrichtung und Nutzung von Indexstrukturen
  - Indexstrukturen mit und ohne Clusterbildung
  - Leistungsaspekte
- **Sichtkonzept**
  - Semantik von Sichten
  - Abbildung von Sichten
  - Aktualisierung von Sichten

1. Synonyme: Relation – Tabelle, Tupel – Zeile, Attribut – Spalte, Attributwert – Zelle

Informations- und Definitionsschema

- **Ziel der SQL-Normierung**
  - möglichst große Unabhängigkeit der DB-Anwendungen von speziellen DBS
  - einheitliche Sprachschnittstelle genügt **nicht**!
  - Beschreibung der gespeicherten Daten und ihrer Eigenschaften (**Metadaten**) nach einheitlichen und verbindlichen Richtlinien ist genauso wichtig
- **Zweischichtiges Definitionsmodell zur Beschreibung der Metadaten[2]**



- bietet **einheitliche Sichten** in normkonformen Implementierungen
- ist für den Benutzer zugänglich und somit die definierte Schnittstelle zum Katalog

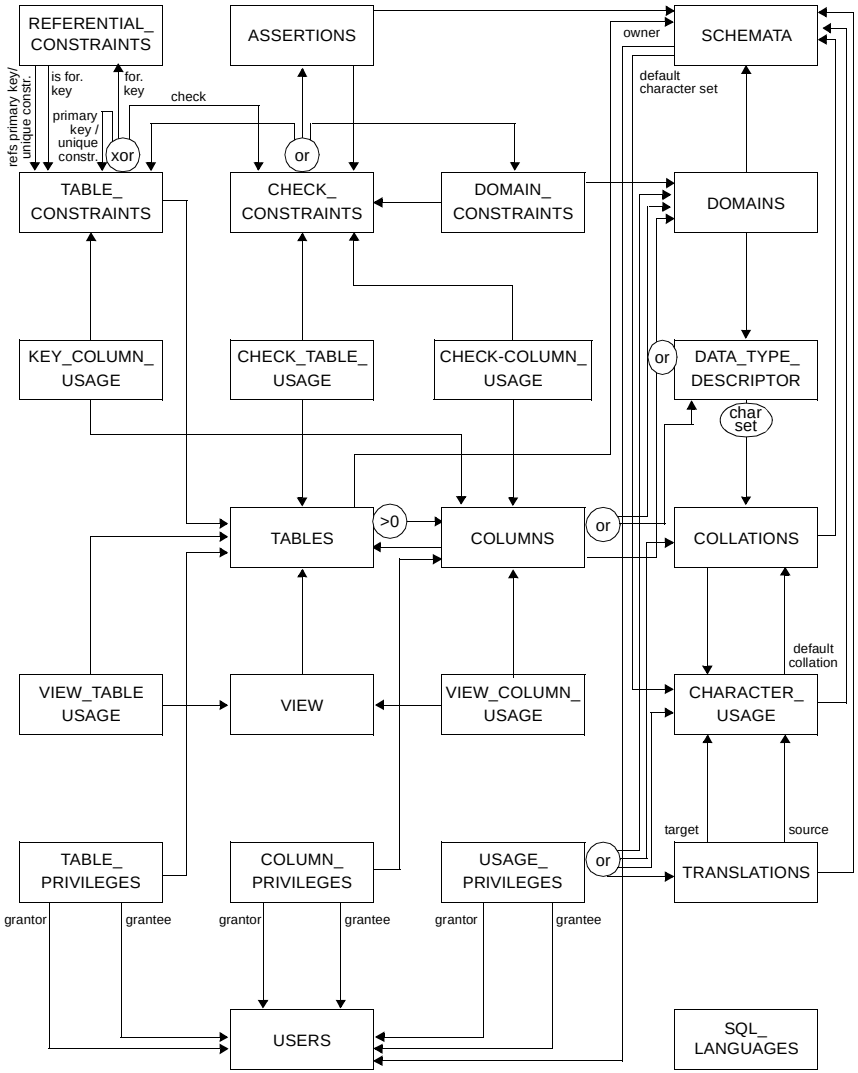
- beschreibt hypothetische Katalogstrukturen, also Meta-Metadaten
- erlaubt „Altsysteme“ mit abweichenden Implementierungen normkonform zu werden

- **Welche Meta-Metadaten enthält ein „generisches“ SQL-DBMS?[3]**
  - DEFINITION_SCHEMA umfasst 24 Basistabellen und 3 Zusicherungen
  - In den Tabellendefinitionen werden ausschließlich 3 Domänen verwendet: SQL_IDENTIFIER, CHARACTER_DATA und CARDINAL_NUMBER

2. Als Definitionsgrundlage für die Sichten des Informationsschemas spezifiziert die SQL-Norm das Definitionsschema, das sich auf ein ganzes Cluster von SQL-Katalogen bezieht und die Elemente aller darin enthaltenen SQL-Schemata beschreibt.
3. Das nicht normkonforme Schema SYSCAT von DB2 enthält 37 Tabellen

Definitionsschema

- **Was ist alles zu definieren, um eine “leere DB” zu erhalten?**



Erzeugung von Basistabellen

- **Definition einer Tabelle**
  - Definition aller zugehörigen Attribute mit Typfestlegung
  - Spezifikation aller Integritätsbedingungen (Constraints)

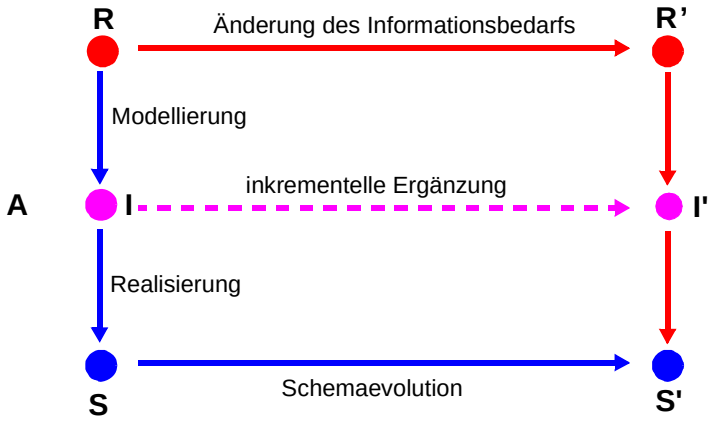
D1: Erzeugung der neuen Tabellen Pers und Abt

```
CREATE TABLE Pers
    (Pnr        INT          PRIMARY KEY,
     Beruf      CHAR (30),
     PName      CHAR (30)    NOT NULL,
     PAlter     Alter,       (* siehe Domaindefinition *)
     Mgr        INT,
     Anr        Abtnr        NOT NULL, (*  Domaindef. *)
     W-Ort      CHAR (25)    DEFAULT  ’   ’,
     Gehalt     DEC (9,2)    DEFAULT 0.00,
                             CHECK (Gehalt < 120000.00),
    Constraint FK1 FOREIGN KEY (Anr)  REFERENCES  Abt
    ON UPDATE CASCADE ON DELETE CASCADE,
    Constraint FK2 FOREIGN KEY (Mgr) REFERENCES Pers (Pnr)
    ON UPDATE SET DEFAULT ON DELETE SET NULL)

CREATE TABLE Abt
    (Anr            Abtnr        PRIMARY KEY,
     AName          CHAR (30)    NOT NULL,
     Anzahl_Angest  INT          NOT NULL,
     . . .)

CREATE ASSERTION A1
CHECK (NOT EXISTS
          (SELECT * FROM Abt A
           WHERE A.Anzahl_Angest <>
              (SELECT  COUNT (*) FROM  Pers P
               WHERE P.Anr = A.Anr)));
```

➥ Bei welchen Operationen und wann muss überprüft werden?

Evolution einer Miniwelt

- **Grobe Zusammenhänge**



R: Realitätsausschnitt (Miniwelt)

I: Informationsmodell
(zur Analyse und Dokumentation der Miniwelt)

S: DB-Schema der Miniwelt
(Beschreibung aller Objekt- und Beziehungstypen sowie aller Integritäts- und Zugriffskontrollbedingungen)

A: Abbildung aller wichtigen Objekte und Beziehungen sowie ihrer Integritäts- und Datenschutzaspekte
➥ Abstraktionsvorgang

- **Schemaevolution:**
  - Änderung, Ergänzung oder Neudefinition von Typen und Regeln
  - nicht alle Übergänge von S nach S' können automatisiert durch das DBS erfolgen

➥ gespeicherte Objekt- und Beziehungsmengen dürfen den geänderten oder neu spezifizierten Typen und Regeln nicht widersprechen

Schemaevolution

- **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

- **Dynamische Änderung einer Tabelle**

  Bei Tabellen können dynamisch (während ihrer Lebenszeit) Schemaänderungen durchgeführt werden

```
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}}
```

➥ Welche Probleme ergeben sich?

Schemaevolution (2)

E1: Erweiterung der Tabellen Abt und Pers durch neue Spalten

```
ALTER TABLE Pers
        ADD Svnr INT UNIQUE

ALTER TABLE Abt
        ADD Geh-Summe INT
```

Abt	Anr	Aname	Ort
	K51	PLANUNG	KAISERSLAUTERN
	K53	EINKAUF	FRANKFURT
	K55	VERTRIEB	FRANKFURT

Pers	Pnr	Name	Alter	Gehalt	Anr	Mnr
	406	COY	47	50 700	K55	123
	123	MÜLLER	32	43 500	K51	-
	829	SCHMID	36	45 200	K53	777
	574	ABEL	28	36 000	K55	123

E2: 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 (3)

- **Löschen von Objekten**

```
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

E3: Löschen von Tabelle Pers

```
DROP TABLE Pers RESTRICT
```

PersConstraint sei definiert auf Pers:

1.
```
ALTER TABLE Pers
        DROP CONSTRAINT PersConstraint CASCADE
```

2.
```
DROP TABLE Pers RESTRICT
```

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

Indexierung

- **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:** erhöhter Aktualisierungsaufwand und Speicherplatzbedarf

- **Einrichtung von Indexstrukturen**
  - Datenunabhängigkeit erlaubt 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

    Minimale Anzahl von Indexen:

  - Freiplatzanteil (PCTFREE) pro Seite beim Anlegen erleichtert Wachstum

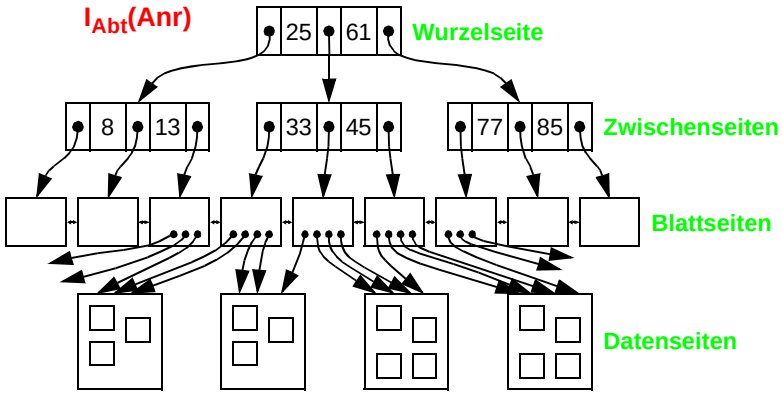
    ➥ **Spezifikation:** DBA oder Benutzer

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

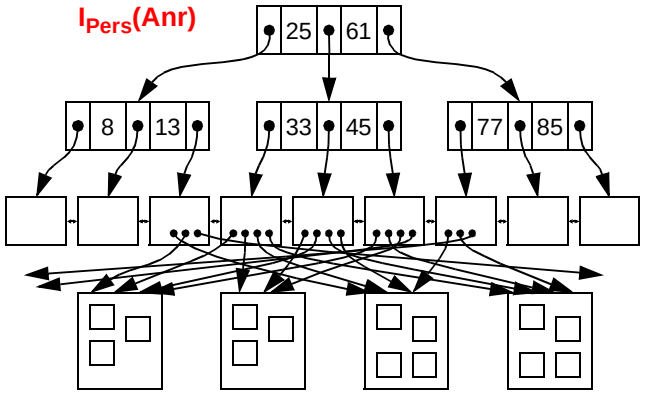
```
CREATE   [UNIQUE]  INDEX  index
         ON base-table (column [ORDER] [,column[ORDER]] ...)
         [CLUSTER] [PCTFREE]
```


Indexierung (2)

- **Index mit Clusterbildung**



- **Index ohne Clusterbildung**



Indexierung (3)

E4: Erzeugung einer Indexstruktur mit Clusterbildung auf der Spalte Anr von Abt

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

- **UNIQUE:** keine Schlüsselduplikate in der Indexstruktur
- **CLUSTER:** zeitoptimale sortiert-sequentielle Verarbeitung (Scan-Operation)

E5: Erzeugung einer Indexstruktur auf den Spalten Anr (absteigend) und Gehalt (aufsteigend) von Pers

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

- **Wie viele Indexstrukturen sollten angelegt werden?**
  - Heuristik 1:
    - auf allen Primär- und Fremdschlüsselattributen
    - auf Attributen vom Typ DATE
    - auf Attributen, die in (häufigen) Anfragen in Gleichheits- oder IN-Prädikaten vorkommen
  - Heuristik 2:
    - Indexstrukturen werden auf Primärschlüssel- und (möglicherweise) auf Fremdschlüsselattributen angelegt
    - Zusätzliche Indexstrukturen werden nur angelegt, wenn für eine aktuelle Anfrage der neue Index zehnmal weniger Sätze liefert als irgendein existierender Index
- **Nutzung einer vorhandenen Indexstruktur**

  ➥ Entscheidung durch DBS-Optimierer

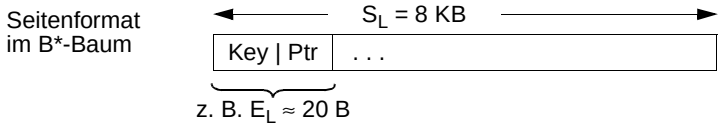
Indexierung (4)

- **Realisierung**
  - sortierte (sequentielle) Tabelle
  - Suchbaum (vor allem Mehrwegbaum)
  - Hash-Tabelle (mit verminderter Funktionalität!)
- **Typische Implementierung einer Indexstruktur: 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

Indexierung (5)

- **Vereinfachtes Zahlenbeispiel zum B*-Baum**



$$ES = \frac{S_L}{E_L} = \text{max. \# Einträge/Seite } (\approx 400)$$

h_B = Baumhöhe
N_T = #Zeilenverweise im B*-Baum
N_B = #Blattseiten im B*-Baum

$$N_{Tmin} = 2 \cdot \left(\frac{ES}{2}\right)^{h_B - 1} \leq N_T \leq ES^{h_B} = N_{Tmax}$$

➥ Welche Werte ergeben sich für $h_B = 3$ und $E_L = 20$ B?

S_L	ES	N_{Tmin}	N_{Tmax}
500 B	25	$2*13^2 = 338$	$25^3 = 15.625$
8 KB	400	$8*10^4$	$400^3 = 64*10^6$
32 KB	1600	$128*10^4$	$\approx 4*10^9$

Sichtkonzept

- **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)

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

D2: Sicht, die alle Programmierer mit einem Gehalt < 30.000 umfasst

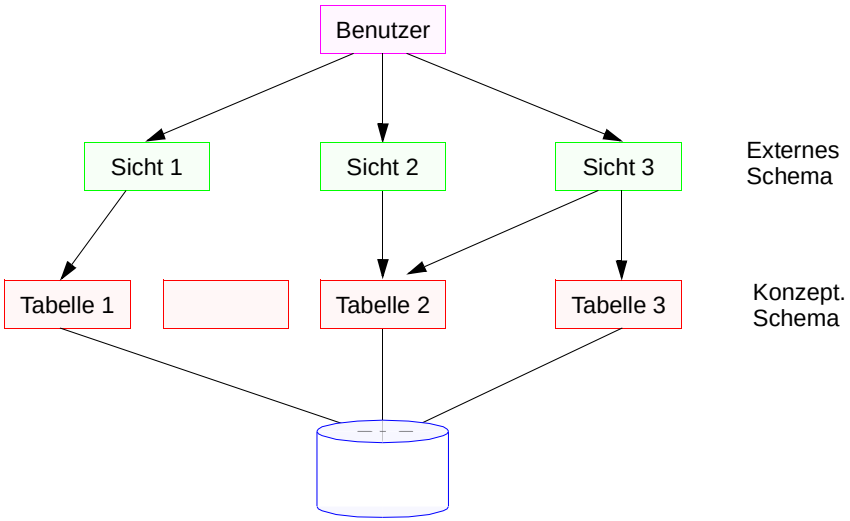
```
CREATE VIEW
    Arme_Programmierer (Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr)
    AS  SELECT Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr
        FROM Pers
        WHERE Beruf = 'Programmierer' AND Gehalt <  30 000
```

D3: Sicht für den Datenschutz

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

Sichtkonzept (2)

- **Sichten zur Gewährleistung von Datenunabhängigkeit**

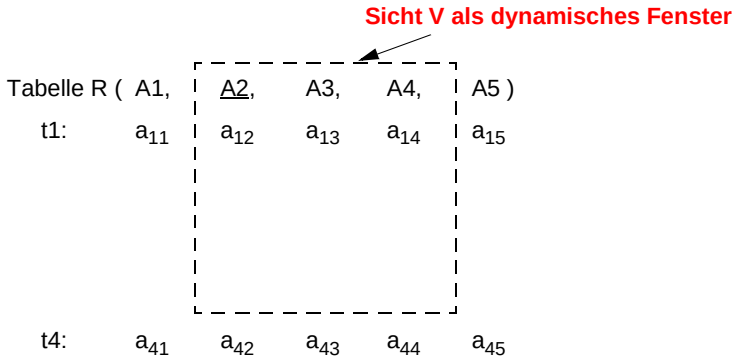


Der initiale DB-Entwurf enthalte Tabelle 1. Diese werde später aufgeteilt in Tabelle 11 und Tabelle 12.

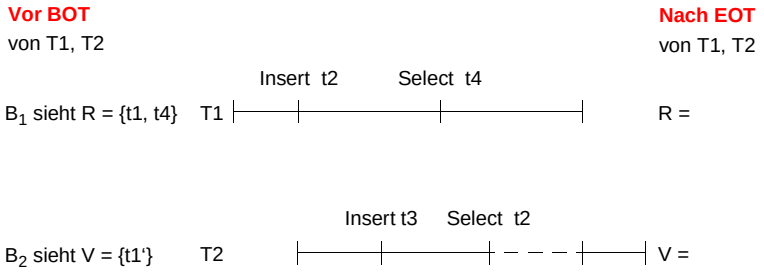
- **Eigenschaften von Sichten**
  - Sicht kann wie eine Tabelle behandelt werden
  - **Sichtsemantik:**
    „dynamisches Fenster“ auf zugrunde liegende Tabellen
  - Sichten auf Sichten sind möglich
  - eingeschränkte Änderungen:
    aktualisierbare und nicht-aktualisierbare Sichten

Sichtkonzept (3)

- **Zum Aspekt: Semantik von Sichten**



- **Sichtbarkeit von Änderungen – Wann und Was?**
  Wann werden welche geänderten Daten in der **Tabelle/Sicht** für die **anderen Benutzer** sichtbar?



Sichtkonzept (4)

- **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'
```

Realisierung durch Anfragemodifikation:

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

- **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
```

und

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


Sichtkonzept (5)

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

Sichtendefinition:

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

Anfrage:

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

Anfragemodifikation:

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

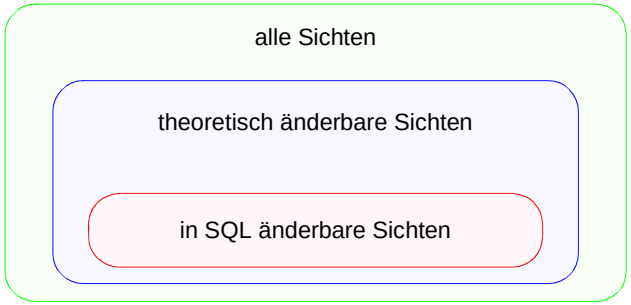
D4: Löschen von Sichten:

```
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.

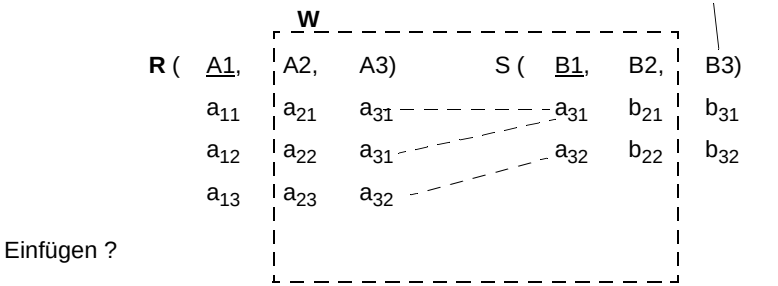
Sichtkonzept (6)

- **Änderbarkeit von Sichten**



- Sichten über mehr als eine Tabelle sind i. allg. **nicht aktualisierbar**!

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



Kann b_{21} in W geändert werden?

- **Änderbarkeit in SQL-Sichten**
  - **beschränkt auf nur eine Tabelle** (Basistabelle oder Sicht)
  - Schlüssel muss vorhanden sein
  - keine Aggregatfunktionen, Gruppierung und Duplikateliminierung

Sichtkonzept (7)

- **Problem**
  - Sichtdefinierendes Prädikat wird durch Aktualisierungsoperation verletzt
  - Beispiel:
    Insert Into Arme_Programmierer
    (4711, 'Maier', 'Programmierer', **50 000**, 'K55')

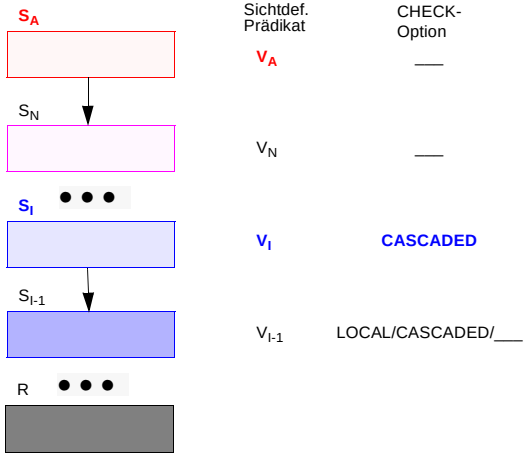
- **Überprüfung der Sichtdefinition: WITH CHECK OPTION**
  - Einfügungen und Änderungen müssen das die Sicht definierende Prädikat erfüllen. Sonst: Zurückweisung
  - nur auf aktualisierbaren Sichten definierbar

- **Zur Kontrolle der Aktualisierung von Sichten,**
  die wiederum auf Sichten aufbauen, wurde die CHECK-Option verfeinert.
  Für jede Sicht sind drei Spezifikationen möglich:
  - Weglassen der CHECK-Option
  - WITH CASCADED CHECK OPTION oder äquivalent
    WITH CHECK OPTION
  - WITH LOCAL CHECK OPTION

Sichtkonzept (8)

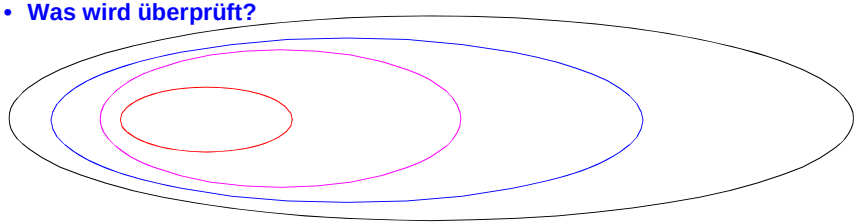
- **Annahmen**
- Sicht S_A mit dem die Sicht definierenden Prädikat V_A wird aktualisiert
- S_I ist die höchste Sicht im Abstammungspfad von S_A, welche die Option CASCADED besitzt
- Oberhalb von S_I tritt keine LOCAL-Bedingung auf

- **Vererbung der Prüfbedingung durch CASCADED**



Einfügung mit Prädikat P_A in Sicht S_A:
Welches sichtdefinierende Prädikat wird überprüft?

- **Was wird überprüft?**



Sichtkonzept (9)

- **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

- **Aktualisierte Sicht besitzt WITH CHECK OPTION**
  - Default ist CASCADED
  - Als Prüfbedingung bei Aktualisierungen in S_A 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 S_A verschwinden

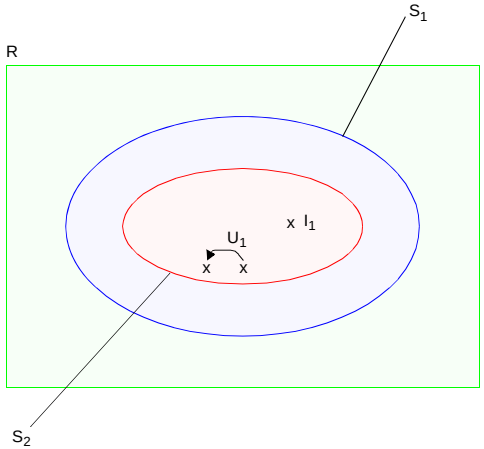
- **LOCAL hat eine undurchsichtige Semantik**
  - LOCAL bei S_A : Aktualisierungen und Einfügungen auf S_A lassen entweder keine Zeilen aus S_A verschwinden oder die betroffenen Zeilen verschwinden aus S_A und S_N
  - Empfehlung: nur Verwendung von CASCADED

Sichtbarkeit von Änderungen

Sichtenhierarchie auf R:

S_2 mit $V_1 \wedge V_2$

S_1 mit V_1 und CASCADED



Aktualisierungsoperationen in S_2

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

Welche Operationen sind erlaubt?

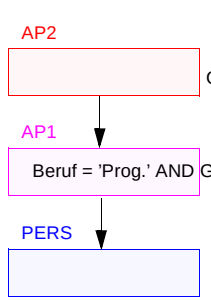
Insert in S2:	I_1	✔
	I_2	
	I_3	
Update in S2:	U_1	✔
	U_2	
	U_3	

Ohne Check-Option werden alle Operationen akzeptiert!

Sichtkonzept (10)

- **Beispiel**

Tabelle	Pers		
Sicht 1 auf Pers	AP1	mit	Beruf='Programmierer' AND Gehalt< '30K'
Sicht 2 auf AP1	AP2	mit	Gehalt > '20K'



	Sichtdef. Prädikat	CHECK-Optionen 1	2	3	4
AP2	Geh. > '20K'	—	—	CASC	CASC
AP1	Geh. < '30K'	—	CASC	—	CASC

- **Operationen**

a) INSERT INTO AP2
VALUES (. . . , '15K')

b) UPDATE AP2
SET Gehalt = Gehalt + '5K'
WHERE Anr = 'K55'

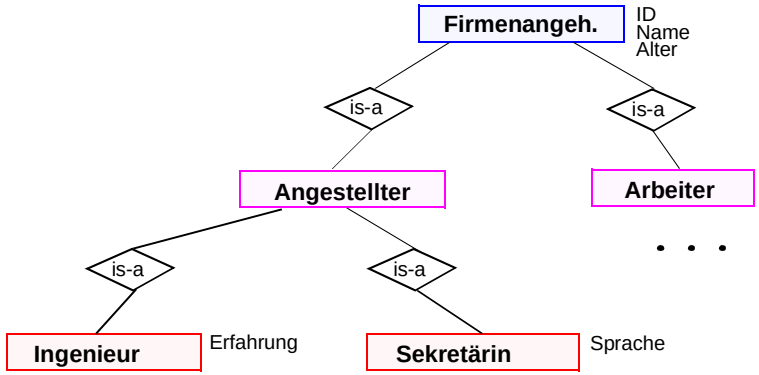
c) UPDATE AP2
SET Gehalt = Gehalt - '3K'

- **Welche Operationen sind bei den verschiedenen CHECK-Optionen gültig?**

	1	2	3	4
a				
b				
c				

Generalisierung mit Sichtkonzept

- **Ziel: Simulation einiger Aspekte der Generalisierung**



- **Einsatz des Sichtkonzeptes**

```
CREATE TABLE Sekretärin
       (ID          INT,
        Name        CHAR(20),
        Alter       INT,
        Sprache     CHAR(15)
        • • •);

INSERT INTO Sekretärin
    VALUES (436, 'Daisy', 21, 'Englisch');
```

```
CREATE TABLE Ingenieur
       (ID          INT,
        Name        CHAR(20),
        Alter       INT,
        Erfahrung   CHAR(15)
        • • • );

INSERT INTO Ingenieur
    VALUES (123, 'Donald', 37, 'SUN');
```

```
CREATE VIEW Angestellter
       AS  SELECT   ID, Name, Alter
           FROM     Sekretärin
           UNION
           SELECT   ID, Name, Alter
           FROM     Ingenieur;
```

```
CREATE VIEW Firmenangehöriger
       AS  SELECT   ID, Name, Alter
           FROM     Angestellter
           UNION
           SELECT   ID, Name, Alter
           FROM     Arbeiter;
```


Zusammenfassung

- **Datendefinition**
  - Zweischichtiges Definitionsmodell für die Beschreibung der Daten: Informationsschema und Definitionsschema
  - Erzeugung von Tabellen
  - Spezifikation von referentieller Integrität und referentiellen Aktionen
  - CHECK-Bedingungen für Wertebereiche, Attribute und Tabellen

- **Schemaevolution**

  Änderung/Erweiterung von Spalten, Tabellen, Integritätsbedingungen, ...

- **Indexstrukturen als B*-Bäume**
  - mit und ohne Clusterbildung spezifizierbar
  - Balancierte Struktur unabhängig von Schlüsselmenge und Einfügereihenfolge

  ➥ dynamische Reorganisation durch Aufteilen (Split) und Mischen von Seiten
  - direkter Schlüsselzugriff auf einen indexierten Satz
  - sortiert sequentieller Zugriff auf alle Sätze (unterstützt Bereichsanfragen, Verbundoperation usw.)

  ➥ Wie viele Indexstrukturen/Tabellen?

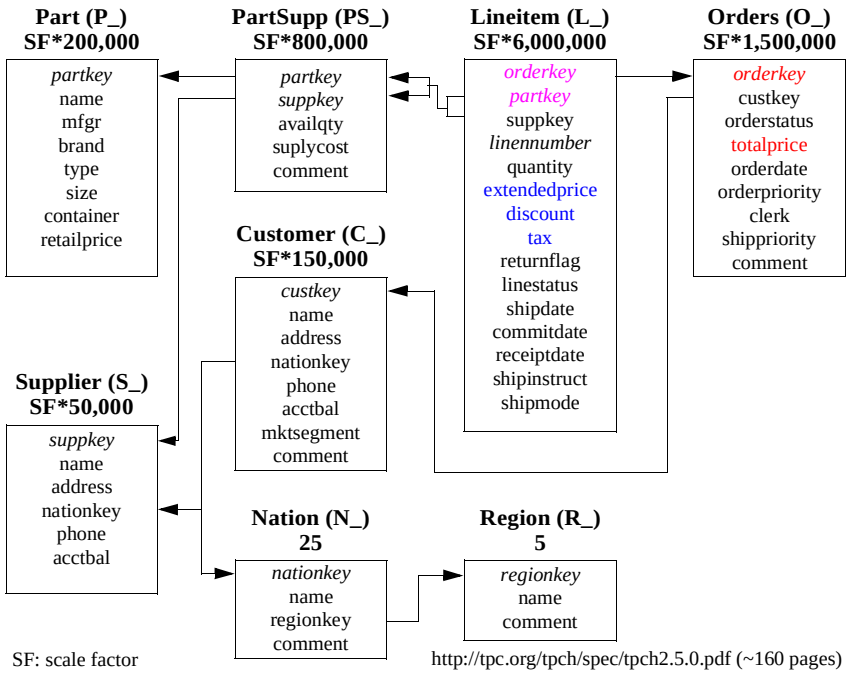
- **Sichtenkonzept**
  - Erhöhung der Benutzerfreundlichkeit
  - Flexibler Datenschutz
  - Erhöhte Datenunabhängigkeit
  - Rekursive Anwendbarkeit
  - Eingeschränkte Aktualisierungsmöglichkeiten

TPC-R Benchmark

- **Summary**

The TPC Benchmark™H (**TPC-H**) is a *decision support benchmark* and consists of >20 business-oriented queries and concurrent data modifications. It represents decision support environments where users *run ad-hoc queries* against a database system. **TPC-R** (Decison Support, Business Reporting) is similar to TPC-H, but it allows additional optimizations based on advance knowledge of the queries. In this environment, *pre-knowledge of the queries is assumed and may be used for optimization* to run these standard queries very rapidly.

The *performance metric reported by TPC-R* is called the TPC-R Composite Query-per-Hour Performance Metric (*QphR@Size*), and reflects multiple aspects of the capability of the system to process queries. These aspects include the selected database size against which the queries are executed, the query processing power when queries are submitted by a single stream, and the query throughput when queries are submitted by multiple concurrent users. The *TPC-R Price/Performance metric* is expressed as *$/QphR@Size*.



SF: scale factor

http://tpc.org/tpch/spec/tpch2.5.0.pdf (~160 pages)

Materialized Views

- **Use of materialized views**
  - they are a powerful tool for **improving the performance** of complex queries
  - **efficient online maintenance** is needed
    - but only known for views defined by SQL queries composed of only Select, Project, Join, Group-by operators (SPJG views)
    - and limited to aggregation functions such as `sum` or `count` that can be computed incrementally
  - example uses a 10GB TPC-R database

Example Query Q against the TPC-R database contains two levels of aggregation and attempts to **find important parts**; a part is important if it contributed more than 90 % to the value of an order. To save space, `np` (net price) is used as a short-hand for (`l_extendedprice * (1 + l_tax) * (1 - l_discount)`.) The query cannot be well supported using only SPJG because of the two-level aggregation but allowing views to be stacked (views on views) changes the situation.

Q:
```
select l_partkey, count(*) ocnt, sum(sp) oval
from orders as o,
  (select sum(np) sp, l_orderkey, l_partkey
  from lineitem
  group by l_orderkey, l_partkey) as l
where o_orderkey = l_orderkey
  and o_totalprice * 0.9 < sp
group by l_partkey
```

Without any views: **9877 secs**

V_1:
```
select sum(np) sp, l_orderkey, l_partkey
from lineitem
group by l_orderkey, l_partkey
```

Using materialized view V_1: **349 secs**

V_2:
```
select l_partkey, count(*) ocnt, sum(sp) oval
from orders as o, V1 as l
where o_orderkey = l_orderkey
  and o_totalprice * 0.9 < sp
group by l_partkey
```

Using the concept of *stacked views (S-SPJG views)*, we can create a materialized view V_2 that combines orders and V_1.
The query reduces to a simple scan of V_2: **4.5 secs**