DATENBANKANWENDUNG

Wintersemester 2013/2014

PD Dr. Holger Schwarz
Universität Stuttgart, IPVS
holger.schwarz@ipvs.uni-stuttgart.de

Beginn: **23.10.2013**
Mittwochs: **11.45 – 15.15 Uhr, Raum 46-268 (Pause 13.00 – 13.30)**
Donnerstags: **10.00 – 11.30 Uhr, Raum 46-268**
11.45 – 13.15 Uhr, Raum 46-260

http://wwwlgis.informatik.uni-kl.de/cms/courses/datenbankanwendung/

Technische Universität Kaiserslautern

Datendefinition
Schema-evolution
Indexierung
Sichtkonzept
Columnar storage

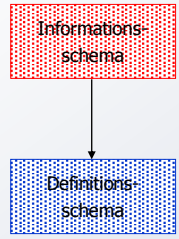
3. Tabellen und Sichten

- **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
- **Spaltenorientierte Speicherung (columnar storage)**
  - Welche Anwendungen profitieren?
  - Drei Hauptgründe
  - Wie kann sie in herkömmlichen SQL-DBMS simuliert werden?

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

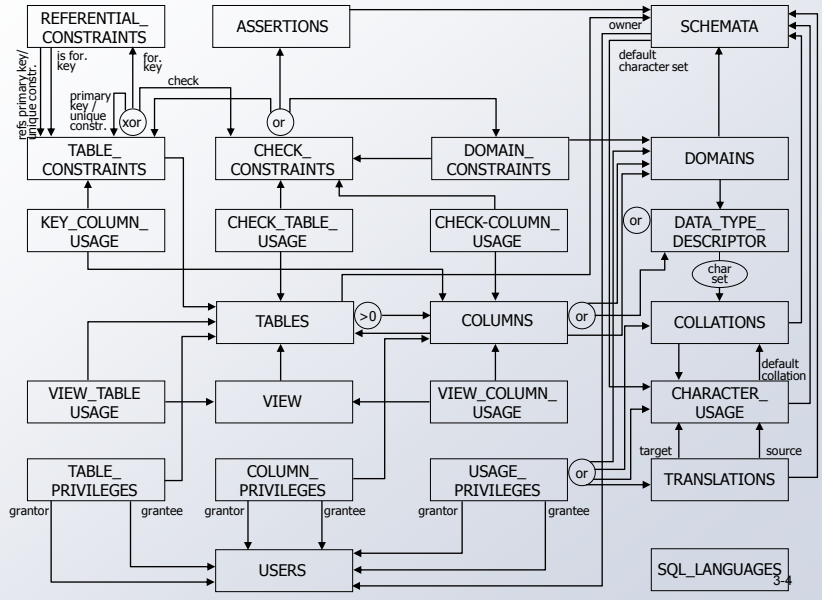
- beschreibt **hypothetische** Katalogstrukturen, also Meta-Metadaten
- erlaubt **„Altsysteme"** mit abweichenden Implementierungen normkonform zu werden

- **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)

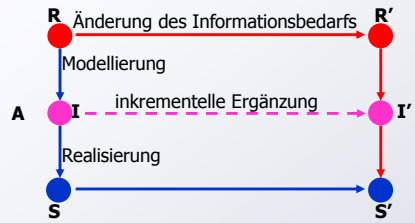
D1: Erzeugung der neuen Tabellen Pers und ABT

```
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

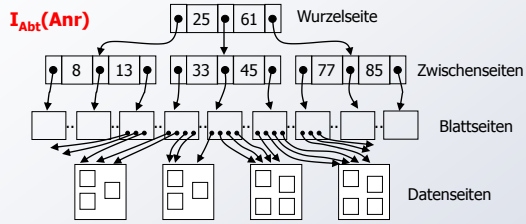
  ⇨ **aber:** erhöhter Aktualisierungsaufwand und Speicherplatzbedarf
- **Einrichtung von Indexstrukturen**
  - Datenunabhängigkeit erlaubt Hinzufügen und Löschen
  - jederzeit möglich, um z. B. bei veränderten Benutzerprofilen das Leistungsverhalten zu optimieren
  - "beliebig" viele Indexstrukturen pro Tabelle und mit unterschiedlichen Spaltenkombinationen als Schlüssel möglich
  - Steuerung der **Eindeutigkeit** der Schlüsselwerte, der Clusterbildung
  - Freiplatzanteil (PCTFREE) pro Seite beim Anlegen erleichtert Wachstum

  ⇨ **Spezifikation:** DBA oder Benutzer
- Im SQL-Standard nicht vorgehsehen, jedoch in realen Systemen (z.B. DB2):

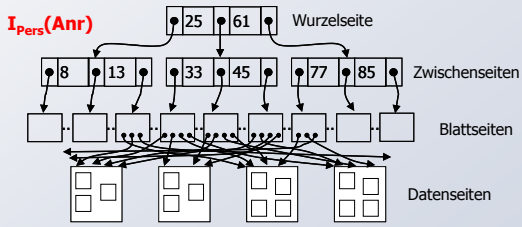
```
CREATE    [UNIQUE] INDEX index
          ON base-table (column [ORDER] [,column [ORDER]] ...)
          [CLUSTER] [PCTFREE]
```

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  Persind2index
        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**

Seitenformat im B*-Baum

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

HB = Baumhöhe
NT = #Zeilenverweise im B*-Baum
NB = #Blattseiten im B*-Baum

$$N_{T\,min} = 2 \cdot \left(\frac{ES}{2}\right)^{h_B - 1} \leq N_T \leq ES^{h_B} = N_{T\,max}$$

⇨ 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]
```

D1: Sicht, die alle Programmierer mit einem Gehalt < 30.000 umfasst

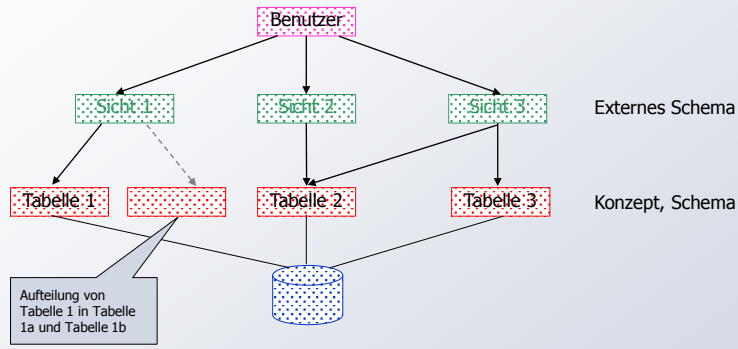
```
CREATE VIEW
    Arme_Programmierer (Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr)
    AS  SELECT Pnr, Name, Beruf, Gehalt, Anr
        FROM  Pers
        WHERE Beruf = 'Programmierer' AND Gehalt < 30 000
```

D2: Sicht für den Datenschutz

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


Sichtkonzept (2)

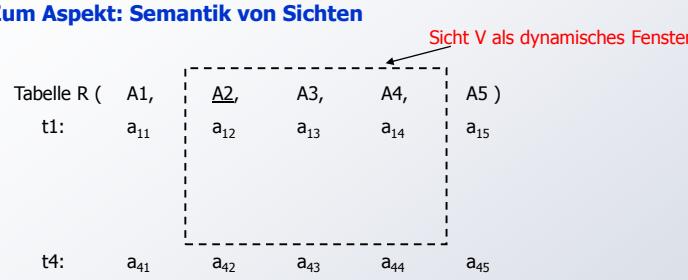
- **Sichten zur Gewährleistung von Datenunabhängigkeit**



- **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

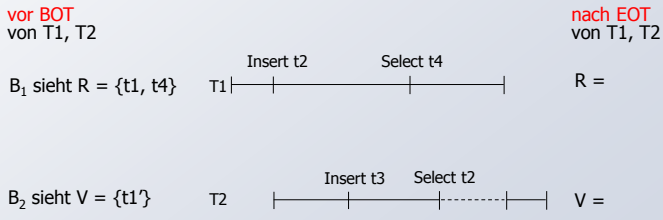
Sichtkonzept (3)

- **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   Pers
WHERE Anr = 'K55 AND 'Beruf = 'Programmierer' AND Gehalt < 30 000
```

- **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
```

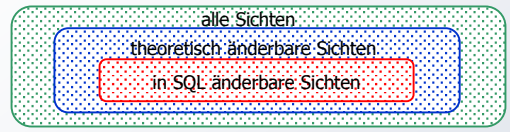
D3: Löschen von Sichten:

```
DROP VIEW  Arme_Programmierer
           CASCADE
```

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

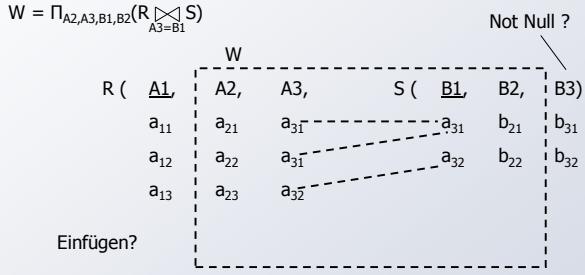
Sichtkonzept (6)

- **Änderbarkeit von Sichten**



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

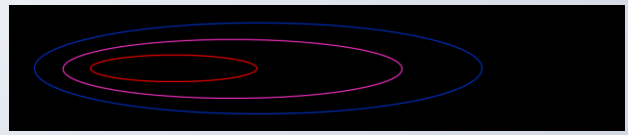
$W = \Pi_{A2,A3,B1,B2}(R \underset{A3=B1}{\bowtie} S)$



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

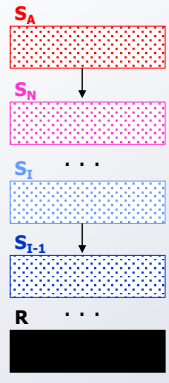
Sichtkonzept (7)

- **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, mit der Option CASCADED
  - 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)

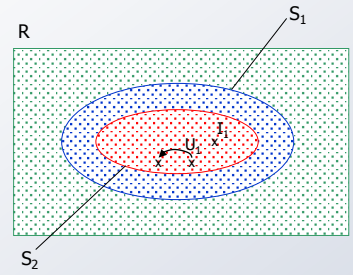
- **Aktualisierung von S_A**
  - Als Prüfbedingung wird von S_I aus an S_A "vererbt":
    $V = V_I \wedge V_{I-1} \wedge \ldots \wedge V_1$
  - ⇨ Erscheint irgendeine aktualisierte Zeile von S_A nicht in S_I, so wird die Operation zurückgesetzt
  - Es ist möglich, dass Zeilen aufgrund von gültigen Einfüge- 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 S_2: I_1, I_2, I_3

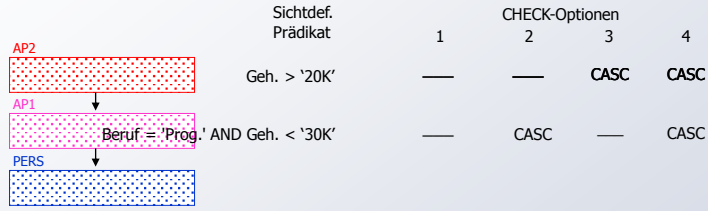
  Update in S_2: U_1, U_2, U_3

Ohne Check-Option werden alle Operationen akzeptiert!

Sichtkonzept (10)

- **Beispiel**

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



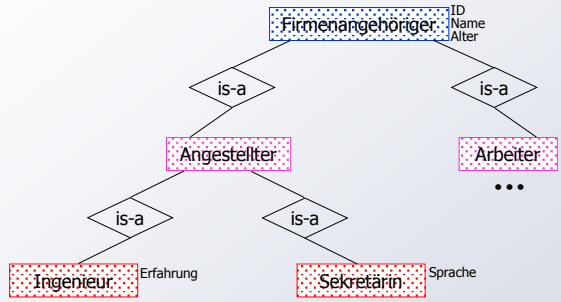
- **Operationen**

Gültigkeit für die verschiedenen CHECK-Optionen
1 2 3 4

a) INSERT INTO AP2
   VALUES (..., '15K')
b) UPDATE AP2
   SET Gehalt = Gehalt + '5K'
   WHERE Anr = 'K55'
c) UPDATE AP2
   SET Gehalt = Gehalt - '3K'

Generalisierung mit Sichtkonzept

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



Generalisierung mit Sichtkonzept (2)

- **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;
```


C-Stores

- **Column-oriented DBMS***
  - stores its content by column rather than by row
  - has advantages for data warehouses and library catalogues where aggregates are computed over large numbers of similar data items

+ ease to add/modify a record
- might read in unnecessary data

+ only need to read in relevant data
- record writes require multiple accesses

➥ C-stores suitable for read-mostly, read-intensive, large data repositories

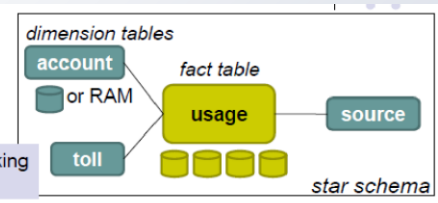
* http://en.wikipedia.org/wiki/Column-oriented_DBMS

C-Stores (2)

- **Motivation: Telco Data Warehousing Example**

- Typical DW installation
- Real-world example

"One Size Fits All? - Part 2: Benchmarking Results" Stonebraker et al. CIDR 2007




```
QUERY 2
SELECT account.account_number,
sum (usage.toll_airtime),
sum (usage.toll_price)
FROM usage, toll, source, account
WHERE usage.toll_id = toll.toll_id
AND usage.source_id = source.source_id
AND usage.account_id = account.account_id
AND toll.type_ind in ('AE', 'AA')
AND usage.toll_price > 0
AND source.type != 'CIBER'
AND toll.rating_method = 'IS'
AND usage.invoice_date = 20051013
GROUP BY account.account_number
```

	Column-store	Row-store
Query 1	2.06	300
Query 2	2.20	300
Query 3	0.09	300
Query 4	5.24	300
Query 5	2.88	300

Why? Three main factors (next slides)

Three Main Factors

- **Read efficiency**

row store

read pages containing entire rows

one row = 212 columns!

is this typical? (it depends)

What about vertical partitioning? (it does not work with ad-hoc queries)

column store

read only columns needed

in this example: 7 columns

caveats:
- "select * " not any faster
- clever disk prefetching
- clever tuple reconstruction

Three Main Factors (2)

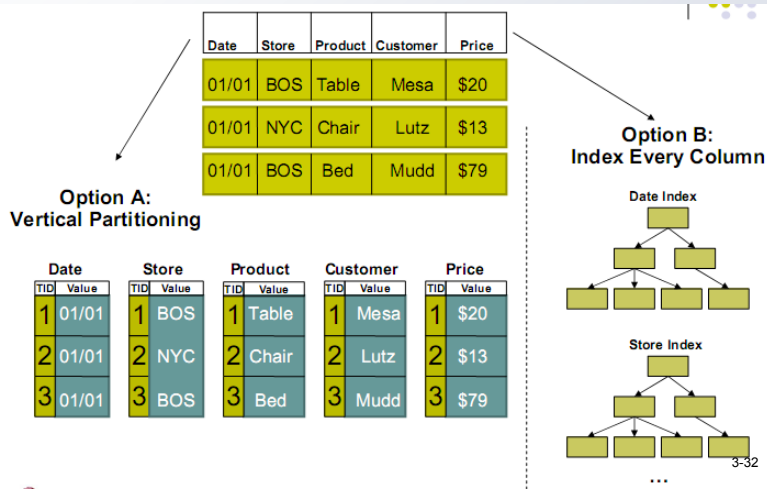
- **Compression efficiency**
  - Columns compress better than rows: typical compression ratios
    - row store: 1:3
    - column store 1:10
  - Why?
    - Rows contain values from different domains
    - Columns exhibit significantly less entropy*
    - Examples:
      Male, Female, Female, Female, Male
      1998, 1998, 1999, 1999, 1999, 2000
  - Caveat: CPU cost (use lightweight compression)

- **Sorting and indexing efficiency**
  - Compression and dense packing free up space
    - Sorted columns compress better
    - Use sparse clustered indexes
    - Range queries are faster

* Entropy is a measure of the uncertainty associated with a random variable

C-Stores (3)

- **Abstract perspective to C-Stores**
  - only materialized views (MVs)
  - API (SQL) remains unchanged
- **Simulate a Column-Store inside a Row-Store**



C-Stores (4)

- **Specific optimizations in native C-Stores**
  - Block-tuple / vectorized processing
    - Easier to build block-tuple operators
      (amortizes function-call cost, improves CPU cache performance)
    - Easier to apply vectorized primitives
      (SW-based: bitwise operations, HW-based: SIMD)
  - Opportunities with compressed columns
    - Avoid decompression: operate directly on compressed data
    - Delay decompression (and tuple reconstruction) ➥ late materialization
  - Exploit columnar storage in other DBMS components

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