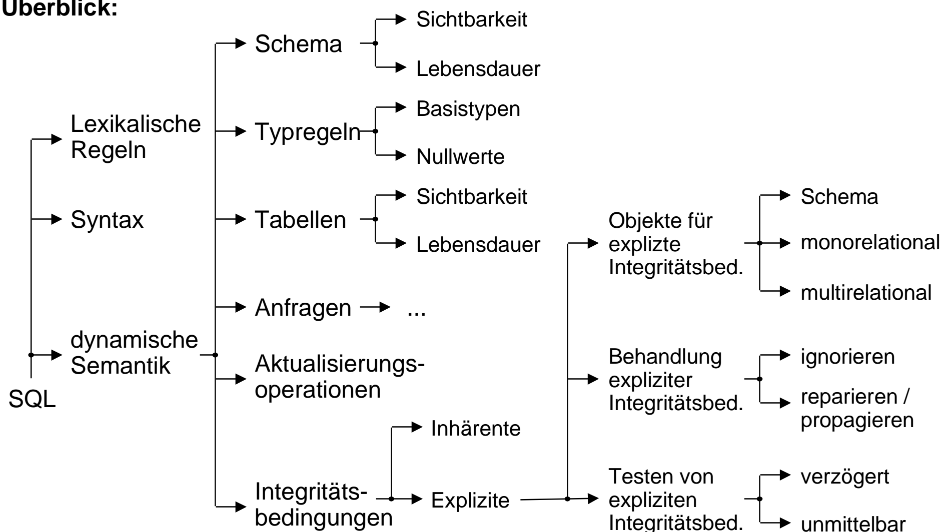
# Kapitel 3: Das relationale DB-Modell & SQL

| | Relationales Datenmodell (RDM) | Netzwerk- und Hierarchisches Datenmodell (NDM, HDM) | Objekt-orientierte Datenmodelle (OODM) | Objekt-relationale Datenmodelle |
|---|---|---|---|---|
| Überblick über die Konzepte | | | | |
| Darstellung von Assoziationen | | | | |
| Datendefinition | 3.1 | 4.1 4.2 | 5.1 | 6.1 |
| Anfragen | | | | |
| Aktualisierungs-operationen | | | | |
| Spezifika | 3.2 SQL | | 5.2 ODMG | 6.2, 6.3 |



# 3.2 SQL und relationale DB im Detail



# SQL und relationale DB im Detail

❑ Lernziel: Vertiefung der Spezifika des RDM

❑ SQL ist weit verbreitet und genießt in der Praxis eine hohe Akzeptanz. ("intergalactical dataspeak" )

❑ SQL wurde ursprünglich für relationale Systeme entwickelt, fand aber auch Eingang in andere Systeme.

❑ Es gibt aber zahlreiche herstellerspezifische SQL-Dialekte.

❑ Nachfolgend wird der SQL-92 Standard zugrunde gelegt.

❑ Die Darstellung orientiert sich an der Beschreibung "normaler" Programmiersprachen.

❑ Literatur:

- SQL Standard (s. nächste Folie)



# SQL-Standards

**SQL-86:**

- ANSI X3.135-1986 Database Language SQL, 1986
- ISO/IEC 9075:1986 Database Language SQL, 1986

**SQL-89:**

- ANSI X3.135-1989 Database Language SQL, 1989
- ISO/IEC 9075:1989 Database Language SQL, 1989

**SQL-92:**

Hier behandelt

- ANSI X3.135-1992 Database Language SQL, 1992
- ISO/IEC 9075:1992 Database Language SQL, 1992
- DIN 66315 Informationstechnik - Datenbanksprache SQL, Aug. 1993

**SQL3:**

- ISO/ANSI Working Draft. Database Language SQL (SQL3), Aug. 1993
- ...

# Lexikalische und syntaktische Regeln (1)

SQL besitzt eine sehr umfangreiche Syntax, die sich durch eine hohe Anzahl optionaler Klauseln und schlüsselwortbasierter Operatoren auszeichnet.

Ein SQL-Quelltext wird von der Syntaxanalyse in eine Folge von Symbolen (→ *Lexeme, Token*) zerlegt.

- ❏ Nicht-druckbare Steuerzeichen (z.B. Zeilenvorschub) und Kommentare werden wie Leerzeichen behandelt.
- ❏ Kommentare beginnen mit "`--`" und reichen bis zum Zeilenende.
- ❏ Kleinbuchstaben werden in Großbuchstaben umgewandelt, falls sie nicht in Zeichenketten-Konstanten auftreten.

Aufgrund der zahlreichen *Modalitäten*, in denen SQL eingesetzt wird, kann es im Einzelfall weitere lexikalische Regeln geben.



# Lexikalische und syntaktische Regeln (2)

Es gibt die folgenden SQL-Symbole:

- ❏ **Reguläre Namen** beginnen mit einem Buchstaben gefolgt von evtl. weiteren Buchstaben, Ziffern und "_".

`Peter, mary33`

- ❏ **Schlüsselworte**: SQL definiert über 210 Namen als Schlüsselworte, die nicht kontextsensitiv sind.

**`create, select`**

- ❏ **Begrenzte Namen** sind Zeichenketten in doppelten Anführungszeichen. Durch begrenzte Namen kann verhindert werden, daß neu hinzugekommene Schlüsselworte mit gewählten Bezeichnern kollidieren. (→ *Syntaxerweiterungsproblematik*)

`"intersect", "create"`

- ❏ **Literale** dienen zur Benennung von Werten der SQL-Basistypen

```
'abc'       character(3)
123         smallint
B'101010'   bit(6)
```

- ❏ weitere Symbole (Operatoren etc.)

```
<, >, =, %, &, (, ),
*, +, ...
```

# Dynamische DDL Anweisungen (1)

In SQL findet keine strikte Trennung in *data definition language* zur Schemadefinition und eine separate *data manipulation language* zur Datenmanipulation statt.

Alle Anweisungen werden in SQL dynamisch zur Laufzeit ausgewertet.

**Vorteile:**

❏ Operationen und Deklarationen können innerhalb von Transaktionen zu einer atomaren Operation zusammengefaßt werden.

❏ Deklarationen können zur Laufzeit durch Werte einer Gastsprache parametrisiert werden (Tabellen- und Spaltennamen, Typen, Integritätsbeziehungen ...).

❏ Deklarationen können innerhalb zusammengesetzter Anweisungen und Schleifen einer Gastsprache auftreten.

**Nachteile:**

❏ **Dynamische Bindung**: Alle globalen Namen müssen zur Laufzeit dynamisch (in Schemata und Katalogen) identifiziert werden.

```
select * from Mitrabeiter
```

Tippfehler wird erst zur Laufzeit erkannt



# Dynamische DDL Anweisungen (2)

**Nachteile:**

❏ **Dynamische Typisierung**: Die Kompatibilität zwischen Anfragen und der Struktur der von ihnen benutzten globalen SQL-Objekte kann erst zur Laufzeit getestet werden.

```
select * from Mitarbeiter
  where Gehalt > Betrag
```

- Hat `Mitarbeiter` die Spalten `Gehalt` und `Betrag` ?
- Besitzen `Gehalt` und `Betrag` einen kompatiblen Basistyp ?
- Welche Vergleichsoperation muß verwendet werden ?
- Welche Spalten besitzt das Ergebnis ?

Moderne Datenbankmodelle lösen dieses Dilemma zwischen Flexibilität und statischer Konsistenzkontrolle beim Datenbankzugriff, indem sie eine Trennung zwischen der statischen Definition von Schemainformationen und der dynamischen Instantiierung von Datenobjekten einführen.

# Schemata und Kataloge (1)

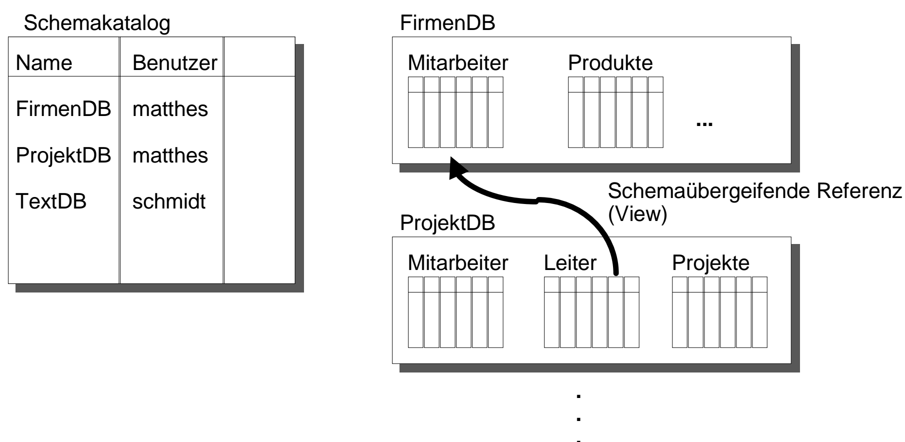
- ❑ Ein SQL-Schema ist ein *dynamischer Sichtbarkeitsbereich* für die Namen geschachtelter (lokaler) SQL-Objekte (Tabellen, Sichten, Regeln ...)
- ❑ Bindungen von Namen an Objekten können durch Anweisungen explizit erzeugt und gelöscht werden (↔ blockstrukturierte Programmiersprachen).

```
create schema FirmenDB;
  create table Mitarbeiter ...;
  create table Produkte ... ;

create schema ProjektDB;
  create table Mitarbeiter ...;
  create view Leiter ...;
  create table Projekte ...;
  create table Test ...;
  drop table Test;

drop schema FirmenDB;
```

- ❑ Die Integration separat entwickelter Datenbankschemata und die Arbeit in verteilten und föderativen Datenbanken erfordert den simultanen Zugriff auf SQL-Objekte mehrerer Schemata (*multibases*).



# Schemata und Kataloge (2)



# Schemata und Kataloge (3)

❑ Schemanamen können zur eindeutigen Benennung dienen.

```
FirmenDB.Mitarbeiter
ProjektDB.Mitarbeiter
```

❑ Schemata werden

- zur Übersetzungszeit von SQL-Modulen oder
- dynamisch als Seiteneffekt von Anweisungen

```
create schema FirmenDB
connect FirmenDB
```

definiert und kommen damit der Forderung nach dynamischer Bindung zwischen informationsverarbeitenden Algorithmen und persistenten Informationsbeständen nach (s. Folie 1.16).

❑ Ein SQL-Schema ist persistent.

❑ Anlegen und Löschen eines SQL-Schemas impliziert Anlegen bzw. Löschen der Datenbank, die das Schema implementiert.

❑ Die Lebensdauer geschachtelter SQL-Objekte ist durch die Lebensdauer ihrer Schemata begrenzt.

```
drop schema FirmenDB
```



# Schemata und Kataloge (4)

❑ *Schemaabhängigkeiten* entstehen durch Referenzen von SQL-Objekten eines Schemas in ein anderes Schema. (s. Abbildung auf Folie 3.2.10)

```
create view ProjektDB.Leiter as
  select * from FirmenDB.Mitarbeiter
  where ...
```

❑ Schemaabhängigkeiten müssen beim Löschen eines Schemas berücksichtigt werden. **`cascade`** erzwingt das transitive Löschen der abhängigen SQL-Objekte (`Leiter`).

```
drop schema FirmenDB cascade
```

❑ Schemata sind wiederum in Sichtbarkeitsbereichen enthalten, den Katalogen.

❑ Kataloge enthalten weitere Information wie z.B. Zugriffsrechte, Speichermedium, Datum des letzten Backup, ...

# Schemata und Kataloge (5)

- ❏ Die Namen von Katalogen sind in Katalogen abgelegt, von denen einer als *Wurzelkatalog* ausgezeichnet ist.
- ❏ Ein SQL-Objekt kann somit über eine mehrstufige Qualifizierung von Katalognamen, einen Schemanamen und einen Objektnamen ausgehend vom Wurzelkatalog eindeutig identifiziert werden.
- ❏ Katalogverwaltung wird teilweise an standardisierte Netzwerkdatendienste delegiert.



# Basisdatentypen und Typkompatibilität (1)

- ❏ Die formale Definition des relationalen Datenmodells basiert auf einer Menge von Domänen, der die atomaren Werte der Attribute entstammen.
- ❏ Anforderungen an die algebraische Struktur einer Domäne *D*:
  - Existenz einer Äquivalenzrelation auf *D* zur Definition der Relationensemantik (→ *Duplikatelimination*) und des Begriffs der funktionalen Abhängigkeit.
  - Existenz weiterer Boolescher Prädikate (`>`, `<`, `>=`, **`substring`**, **`odd`**, ...) auf *D* zur Formulierung von Selektions- und Joinausdrücken über Attribute (optional).
- ❏ Moderne erweiterbare Datenbankmodelle unterstützen auch benutzerdefinierte Domänen.

# Basisdatentypen und Typkompatibilität (2)

SQL hält den Datenbankzustand und die Semantik von Anfragen unabhängig von speziellen Programmen und Hardwareumgebungen. Es definiert daher ein festes Repertoire an anwendungsorientierten *vordefinierten Basisdatentypen*, deren Definition folgendes umfaßt:

- **Lexikalische Regeln** für Literale
- **Evaluationsregeln** für unäre, binäre und n-äre Operatoren (Wertebereich, Ausnahmebehandlung, Behandlung von Nullwerten)
- **Typkompatibilitätsregeln** für gemischte Ausdrücke
- **Wertkonvertierungsregeln** für den bidirektionalen Datenaustausch mit typisierten Programmiersprachenvariablen bei der Gastspracheneinbettung.
- Spezifikation des **Speicherbedarfs** (minimal, maximal) für Werte eines Typs.

SQL bietet zahlreiche standardisierte Operatoren auf Basisdatentypen und erhöht damit die Portabilität der Programme.



# Basisdatentypen und Typkompatibilität (3)

Die SQL-92 Basisdatentypen lassen sich folgendermaßen klassifizieren:

- **Exact numerics** bieten exakte Arithmetik und gestatten teilweise die Angabe einer Gesamtlänge und der Nachkommastellenzahl.

```
integer, smallint,
numeric(p,s),
decimal(p,s)
```

- **Approximate numerics** bieten aufgrund ihrer Fließkommadarstellung einen flexiblen Wertebereich, sind jedoch wegen der Rundungsproblematik nicht für kaufmännische Anwendungen geeignet.

```
real,
double precision,
float(p)
```

- **Character strings** beschreiben mit Leerzeichen aufgefüllte Zeichenketten fester Länge oder variabel lange Zeichenketten mit fester Maximallänge.

```
character(n),
character varying(n)
```

- **Bit strings** beschreiben mit Null aufgefüllte Bitmuster fester Länge oder variabel lange Bitfelder mit fester Maximallänge.

```
bit(n),
bit varying(n)
```

# Basisdatentypen und Typkompatibilität (4)

- **Datetime** Basistypen beschreiben Zeit(punkt)werte vorgegebener Granularität.

```
date, time(p), timestamp,
time(p) with time zone,
```

- **Time intervals** beschreiben Zeitintervalle vorgegebener Dimension und Granularität.

```
interval year(2) to month
```

SQL unterstützt sowohl die implizite Typanpassung (*coercion*), als auch die explizite Typanpassung (*casting*).

> Durch die große Zahl von Basisdatentypen und die damit verbundenen Evaluations- und Typkompatibilitätsregeln besitzt ein Datenbanksystem eine hohe algorithmische Komplexität.



# Nullwerte und Wahrheitswerte (1)

Bei der Datenmodellierung und -programmierung können Situationen auftreten, in denen anstelle eines Wertes eines Basisdatentyps ein ausgezeichneter *Nullwert* benötigt wird. Z.B.:

- Ein Tabellenschema definiert, daß in jeder Reihe der Tabelle *Mitarbeiter* die Spalte *Alter* einen Wert des Typs `integer` besitzt. Ist das Alter *unbekannt*, so kann dies mit dem Wert `null` gekennzeichnet werden.
- Ein Tabellenschema definiert, daß in jeder Reihe der Tabelle *Abteilungen* die Spalte *Oberabt* einen Wert des Typs `string` besitzt. Ist *bekannt*, daß eine Abteilung *keine* Oberabteilung besitzt, so kann diese Information mit dem Wert `null` repräsentiert werden.

Jeder SQL-Basisdatentyp ist zur Unterstützung solcher Modellierungssituationen um den ausgezeichneten Wert `null` erweitert, der von jedem anderen Wert dieses Typs verschieden ist.

Das Auftreten von Nullwerten in Attributen oder Variablen kann verboten werden.

```
integer not null
```

# Nullwerte und Wahrheitswerte (2)

**Vorteile**:

- Explizite und konsistente Behandlung von Nullwerten durch alle Applikationen (im Gegensatz zu ad hoc Lösungen, bei denen z.B. der Wert -1, -*MaxInt* oder die leere Zeichenkette als Nullwert eingesetzt wird)
- Exakte Definition der Semantik von Datenbankoperatoren (Zuweisung, Vergleich, Arithmetik) auf Nullwerten.

**Nachteile**:

- Eine Erweiterung eines Datentyps um Nullwerte steht oft im *Konflikt* mit den algebraischen Eigenschaften (Existenz von Nullelementen, Assoziativität, Kommutativität, Ordnung, ...) des nicht-erweiterten Datentyps.
  (... -2 < -1 < 0 < **`null`** < 1 < 2 < ... ?)
- Algebraische Eigenschaften werden häufig zur *Anfrageoptimierung* ausgenutzt. Eine Anfrage, die Werte eines Datentyps `T` verwendet, bietet im Regelfall weniger Optimierungsspielraum als eine Anfrage mit Werten des Datentyps `T` **`not null.`**



# Nullwerte und Wahrheitswerte (3)

**Nachteile** (Fortsetzung):

- Die Einführung von Nullwerten für Variablen führt zu einem *Schneeballeffekt*, indem Nullwerte als (Zwischen-)ergebnisse von beliebigen Ausdrücken auftreten können und separat behandelt werden müssen.
- Beim Datenaustausch zwischen SQL-Datenbanken und Programmiersprachen werden SQL-Attribute eines Typs `T`, der auch Nullwerte annehmen kann, durch ein Paar bestehend aus einer Programmiersprachenvariablen des Typs `T` und einer (Booleschen) *Indikatorvariable* dargestellt, die angibt, ob der SQL-Wert **`null`** ist. → Höhere Komplexität der Anwendungsprogramme

Bei Datentypen für Wahrheitswerte führen Nullwerte zu einer *dreiwertigen Logik* (**`true, false, null`**), in der die Restriktion aller Operatoren (**`and, or, not`**) auf die Argumente *true* und *false* die übliche Boolesche Semantik besitzt.

# Nullwerte und Wahrheitswerte (4)

Wahrheitstabellen der dreiwertigen SQL-Logik:

| OR | true | false | null |
|---|---|---|---|
| true | *true* | *true* | *true* |
| false | *true* | *false* | *null* |
| null | *true* | *null* | *null* |

| AND | true | false | null |
|---|---|---|---|
| true | *true* | *false* | *null* |
| false | *false* | *false* | *false* |
| null | *null* | *false* | *null* |

| x | not x | x is null | x is not null |
|---|---|---|---|
| true | *false* | *false* | *true* |
| false | *true* | *false* | *true* |
| null | *null* | *true* | *false* |

Schwierigkeiten bei der konsistenten Erweiterung einer Domäne um Nullwerte werden bereits am einfachen Beispiel der Booleschen Werte und der grundlegenden logischen Äquivalenz **`x and not x = false`** deutlich, die bei der Erweiterung der Domäne um Nullwerte verletzt wird (**`null and not null = null`**)



# Nullwerte und Wahrheitswerte (5)

Nullwerte haben in der Theorie und Praxis eine hohe Bedeutung erlangt.

- ❏ Dies ist zum Teil auf die eingeschränkte Datenstrukturflexibilität des RDM zurückzuführen (homogene Mengen flacher Tupel).
- ❏ Modellierungsaufgaben, die im RDM Nullwerte erfordern, können in anderen Modellen durch speziellere Konzepte gelöst werden (Vereinigungstypen, Subtypisierung, Vererbungsbeziehungen).

In der Forschung wurden alternative Modelle für Nullwerte und mehrwertige Logiken vorgeschlagen (z.B. eine Studie der *DataBase Systems Study Group* mit 29 alternativen Bedeutungen für Nullwerte).

Bei der Entwicklung zukünftiger SQL-Standards sind zusätzliche Nullwerte und benutzerdefinierte Nullwerte in der Diskussion.

# Tabellendefinition (1)

Eine Tabellendefinition umfaßt die folgenden Teilschritte in einem syntaktischen Konstrukt:

- ❑ **Typdefinition**: Definition einer Tabellenstruktur (Spaltennamen, Spaltentypen)
- ❑ **Variablendefinition**: Definition eines Namens für eine Tabelle dieser Struktur im aktuellen Schema.
- ❑ **Variableninstantiierung**: Dynamisches Anlegen einer Variablen dieser Struktur in der aktuellen Datenbank. Eine Variable wird in SQL mit der leeren Tabelle instantiiert.

```
create table Mitarbeiter (
    Name   char(29),
    Gehalt integer,
    Urlaub smallint);
```

Die statisch fixierte Anzahl der Spalten wird als *Grad* der Tabelle bezeichnet.

- ❑ Die Reihenfolge der Spalten ist signifikant.
- ❑ Tabellen mit dem Grad 0 sind nicht erlaubt.



# Tabellendefinition (2)

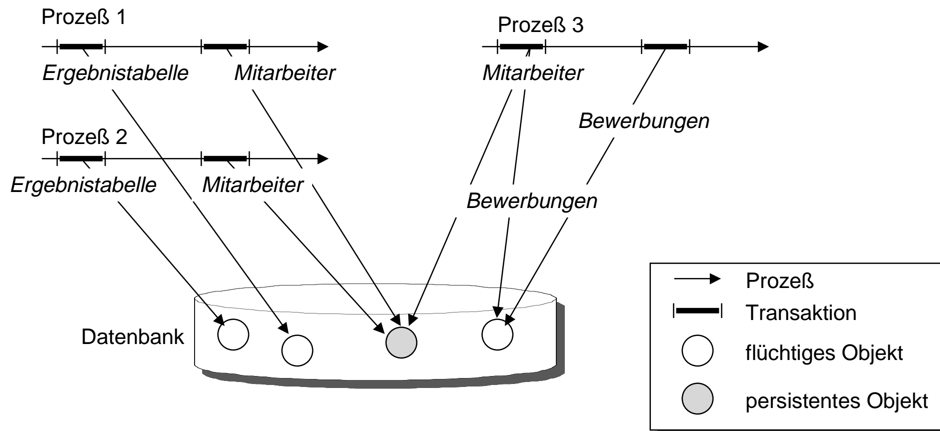
- ❑ Die dynamisch variierende Zahl der Reihen bezeichnet man mit *Kardinalität*.
- ❑ Im Gegensatz zum RDM sind in Tabellen Duplikate erlaubt.
- ❑ Eine Reihe ist ein Duplikat einer anderen Reihe, wenn beide in allen Spalten gemäß der Äquivalenzrelation der jeweiligen Spaltentypen übereinstimmen.
- ❑ Tabellen mit Kardinalität 0 heißen leer.
- ❑ Die Reihenfolge der Reihen ist unspezifiziert.

Tabellendefinitionen können dynamisch modifiziert werden:

```
alter table Mitarbeiter
  add column Adresse varchar(40)
  alter column Name unique
  drop column Urlaub;
drop table Mitarbeiter;
```

# Lebensdauer, Sichtbarkeit, gemeinsame Nutzung (1)

Die gleiche Datenbank kann von verschiedenen informationsverarbeitenden Prozessen simultan oder sequentiell nacheinander benutzt werden.




Transaktionen schützen simultanen Zugriff (s. Kapitel 8)



# Lebensdauer, Sichtbarkeit, gemeinsame Nutzung (2)

Bei der Deklaration von Datenbankobjekten wie SQL-Tabellen sind drei Objekteigenschaften zu definieren:

- ❏ **Lebensdauer** (*extent*): Der Zustand eines Objektes kann *flüchtig* oder *persistent* gespeichert werden.
- ❏ **Sichtbarkeit** (*scope*): Der Name eines Objektes kann *global* für alle Prozesse, die eine Datenbank benutzen oder nur *lokal* für einen Prozeß sichtbar sein. Der Sichtbarkeitsbereich eines Prozesses kann durch SQL-Module noch weiter partitioniert werden.
- ❏ **Gemeinsame Nutzung** (*sharing*): Ein Name kann entweder eine *Referenz* auf ein für mehrere Prozesse zugreifbares Objekt oder eine *prozeßlokale Kopie* eines Objektes bezeichnen. Referenzen und Kopien unterscheiden sich in der Wirkung von Seiteneffekten.

**Beachte:** Diese Objekteigenschaften sind nicht vollständig orthogonal.
**Und:** Namen mit globaler Sichtbarkeit können Objekte mit flüchtiger Lebensdauer bezeichnen (→ *dangling reference*).

# Lebensdauer, Sichtbarkeit, gemeinsame Nutzung (3)

Historisch gesehen haben sich Datenbanksysteme auf *persistente globale* Datenobjekte konzentriert.

Vorteile durch Unterstützung flüchtiger lokaler Objekte:

- ❏ Vermeidung von *Namenskonflikten* im globalen Sichtbarkeitsbereich der Datenbank.
- ❏ Automatische *Speicherfreigabe* durch das Datenbanksystem am Prozedur-, Transaktions- bzw. Prozeßende.
- ❏ Effizienzgewinn durch die Möglichkeit zur *prozeßlokalen Speicherung* (z.B. im Hauptspeicher)
- ❏ Effizienzgewinn durch die *Vermeidung von Synchronisationsoperationen* (Sperren, Nachrichten, ...) zwischen Prozessen.

```
on commit preserve rows
on commit delete rows
```

Für *temporäre Tabellen* läßt sich die Lebensdauer auf einen gesamten Prozeß oder nur eine Transaktion einschränken. Dabei müssen keine aufwendigen Fehlererholungsinformationen zum Rücksetzen des Tabellenzustandes im Falle eines Fehlers gespeichert werden.



# Standardwerte für Spalten

```
insert into Mitarbeiter
  (Name, Gehalt, Urlaub)
values ("Peter", 3000)
```

Beim Einfügen von Reihen in eine Tabelle können einzelne Spalten unspezifiziert bleiben.

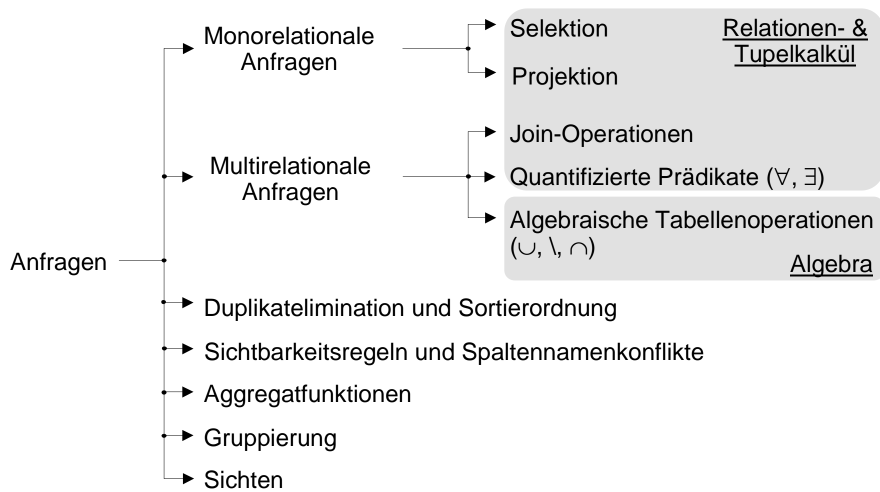
Die fehlenden Werte werden mit **null** oder mit bei r Tabellenerzeugung angegebenen Standardwerten belegt.

- ❏ Standardwerte können Literale eines Basisdatentyps sein.
- ❏ Standardwerte können eine parameterlose SQL-Funktion sein, die zum Einfügezeitpunkt ausgewertet wird.

Standardwerte leisten einen nicht zu unterschätzenden Beitrag zur *Datenunabhängigkeit* und *Schemaevolution*:

- ❏ Existierende Anwendungsprogramme können auch nach dem Erweitern einer Relation konsistent mit neu erstellten Anwendungen interagieren.

# Anfragen: Überblick






# Grundlegendes SQL-Sprachkonstrukt

❏ *Mengenorientierte* select from where-Anfrage, die aus

- einer *Projektionsliste*,
- einer Liste von *Bereichstabellen*
- und einem *Selektionsprädikat*

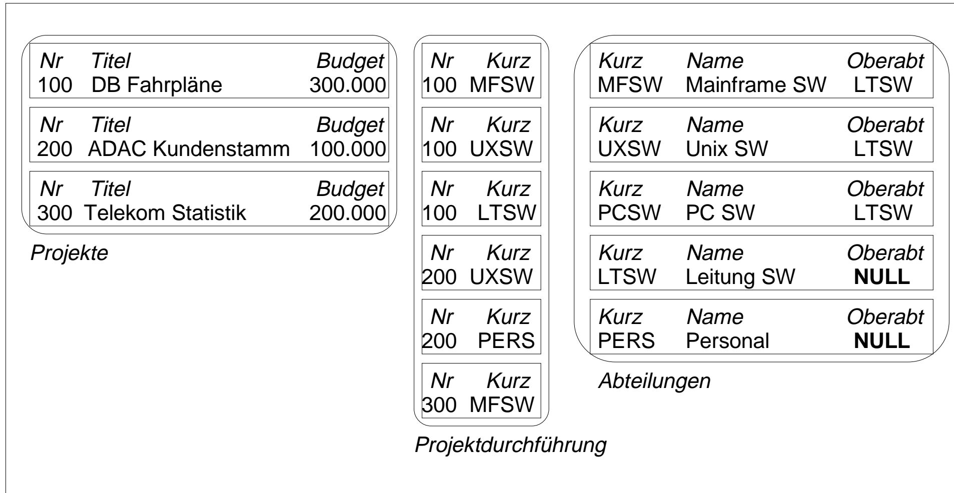
besteht.

```
select Projektionsliste
from Bereichstabelle(n)
where Selektionsprädikat;
```

❏ Anfrageergebnis: Tabelle

❏ Iterationsabstraktion (deklarativ)

# Zur Erinnerung: Projektdatenbank




Projektdatenbank

(vgl. Folie 4.1.10)



# Monorelationale Anfragen (1)

- ❑ Anfrage mit Bezug auf *eine Bereichstabelle*
- ❑ Ergebnis: Flüchtige, anonyme Tabelle, deren Spaltenstruktur durch die *Projektionsliste* bestimmt wird.
- ❑ Die *Projektionsliste* besteht aus einer durch Kommata getrennten Liste von Ausdrücken, die Werte der *SQL-Basisdatentypen* liefern müssen.
- ❑ Das *Selektionsprädikat* ist ein beliebiger Boolescher Ausdruck, der zu *true, false* oder *null* evaluieren kann.
- ❑ Für jede Zeile der *Bereichstabelle*, die das *Selektionsprädikat* erfüllt, wird die *Projektionsliste* ausgewertet und eine neue Zeile mit den berechneten Spaltenwerten in die Ergebnistabelle eingefügt.
- ❑ Undefinierte Reihenfolge der Zeilen in der Ergebnistabelle

```
select Projektionsliste
from Bereichstabelle
where Selektionsprädikat;
```

```
select Name, Kurz
from Abteilungen
where Oberabt
        = 'LTSW';
```

# Monorelationale Anfragen (2)

❑ Beispiel: SQL-Anfrage zur Bestimmung der Namen und des Kürzels aller Abteilungen, die der Abteilung "Leitung Software" mit dem Kürzel *LTSW* untergeordnet sind

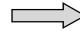
```
select Name, Kurz
from Abteilungen
where Oberabt = 'LTSW';
```

Ergebnistabelle

| *Name* | *Kurz* |
|---|---|
| Mainframe SW | MFSW |
| Unix SW | UXSW |
| PC SW | PCSW |

**Selektion:** Aufzählung *aller* Spalten (durch * in der *Projektionsliste*) der Bereichstabelle unter Beibehaltung der Spaltenreihenfolge

```
select *
from Abteilungen
where Oberabt
      = 'LTSW';
```



Ergebnistabelle

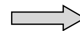
| *Kurz* | *Name* | *Oberabt* |
|---|---|---|
| MFSW | Mainframe SW | LTSW |
| UXSW | Unix SW | LTSW |
| PCSW | PC SW | LTSW |



# Monorelationale Anfragen (3)

**Projektion:** Entsteht durch Weglassen der where-Klausel (entspricht der Angabe des *Selektionsprädikats true*, so daß für jede Zeile der *Bereichstabelle* eine Zeile in der Ergebnistabelle existiert).

```
select Oberabt
from Abteilungen;
```



Ergebnistabelle

| *Oberabt* |
|---|
| LTSW |
| LTSW |
| LTSW |
| **NULL** |
| **NULL** |

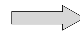
**Flüchtige Kopie einer Datenbanktabelle T:**

```
select * from T;
```

# Monorelationale Anfragen (4)

**Explizite Definition der Spaltennamen der Ergebnistabelle in der *Projektionsliste:***

```
select Kurz as Unter,
       Oberabt as Ober
from Abteilungen;
```



Ergebnistabelle

| *Unter* | *Ober* |
|---|---|
| MFSW | LTSW |
| UXSW | LTSW |
| PCSW | LTSW |
| LTSW | **NULL** |
| PERS | **NULL** |



# Multirelationale Anfragen (1)

- Anfragen, bei denen Spalten und Zeilen mehrerer *Bereichsrelationen* ($T_1$, ..., $T_n$) miteinander verknüpft werden.
- Ziel: Formulierung von Anfragen über *Objektbeziehungen* im Relationalen Modell
- Typisierungs- und Auswertungsregeln siehe "Monorelationale Anfragen" mit dem Unterschied, daß das *Selektionsprädikat* und die *Projektionslisten* für alle möglichen Kombinationen der Zeilen der n *Bereichstabellen* ausgewertet werden.
- Konzeptionell findet also eine Selektion und Projektion über das *Kartesische Produkt* der angegebenen Bereichstabellen statt.
- Beispiel: **Equi-Join** mit zwei Tabellen (s. nächste Folie)

```
select Projektionsliste
from T1, ..., Tn
where Selektionsprädikat;
```

**lokale Bereichsvariable**
(s. Folie 3.2.40)

```
select p.*, pd.Nr as Nr2,
       pd.Kurz
from Projekte as p,
     Projektdurchführung
     as pd
where p.Nr = pd.Nr;
```

# Multirelationale Anfragen (2)

**Beispiel: Projekte $\bowtie_{(Nr = Nr)}$ Projektdurchführung**

Projekte

| *Nr* | *Titel* | *Budget* |
|---|---|---|
| 100 | DB Fahrpläne | 300.000 |
| 200 | ADAC Kundenstamm | 100.000 |
| 300 | Telekom Statistik | 200.000 |

Projektdurchführung (Ausschnitt)

| *Nr* | *Kurz* |
|---|---|
| 100 | MFSW |
| 200 | PERS |
| 300 | MFSW |

Ergebnisrelation

| *Nr* | *Titel* | *Budget* | *Nr2* | *Kurz* |
|---|---|---|---|---|
| 100 | DB Fahrpläne | 300.000 | 100 | MFSW |
| | | | | |
| | | | | |
| | | | | |
| 200 | ADAC Kundenstamm | 100.000 | 200 | PERS |
| | | | | |
| | | | | |
| | | | | |
| 300 | Telekom Statistik | 200.000 | 300 | MFSW |



# Multirelationale Anfragen (3)

- Verwendet man einen Stern (`*`) in der *Projektionsliste*, so besitzt die Ergebnistabelle alle Spalten der *Bereichstabellen* in der Reihenfolge, in der die *Bereichstabellen* in der from-Klausel aufgelistet wurden.
- Festlegung der *Join-Bedingung* in der where-Klausel der Anfrage
- **n-Weg-Join:** Anfragen über $n \geq 2$ *Bereichstabellen*
- **Equi-Join:** Als *Selektionsprädikat* wird ein Gleicheitstest (=) zwischen Spaltenwerten benutzt.
- **Theta-Join:** Als *Selektionsprädikat* wird ein anderes Boolesches Prädikat anstatt des Gleichheitstests benutzt ($<$, $>$, $\geq$, $\leq$, $\neq$, `like`, ...).
- Details zu Joinoperationen s. Folie 3.1.29

# Sichtbarkeitsregeln und Spaltennamenkonflikte (1)

**Sichtbarkeitsregeln für *lokale* Namen (z.B. Spalten-, Bereichsvariablennamen) innerhalb kalkülorientierter SQL-Anfragen:**

- ❏ In den Teilausdrücken *P*, *S*, $T_1$, ..., $T_n$ sind alle globalen Namen von SQL-Objekten (z.B. Tabellen, Sichten, Schemata, Kataloge) sichtbar.
- ❏ Im *Selektionsprädikat S* und in der *Projektionsliste P* sind zusätzlich die *lokalen* Namen aller Spalten aller *Bereichstabellen* $T_i$ sichtbar.
- ❏ Analoge Sichtbarkeitsregeln für any und some-Anweisung
- ❏ Ein lokaler Name überdeckt dabei einen globalen Namen.

```
select P
from T1, ..., Tn
where S;
```



# Sichtbarkeitsregeln und Spaltennamenkonflikte (2)

**Definition *lokaler Bereichsvariablen* (correlation names, alias names):**

- ❏ Zur Vermeidung von Namenskonflikten zwischen den Spaltennamen verschiedener Tabellen sowie zwischen Spaltennamen und globalen Namen
- ❏ Einsetzung der *lokalen Bereichsvariablen* zur Qualifizierung von Spaltennamen mittels Punktnotation im *Selektionsprädikat* und der *Projektionsliste*
- ❏ Ziel bei der Verwendung von *Bereichsvariablen* in SQL-Anfragen:
  - Lesbarkeit: Zu welcher *Bereichstabelle* gehört ein Spaltenname?
  - Wartbarkeit: Keine Probleme durch Verdecken von Tabellennamen bei Schemaänderungen
  - Ausdrucksmächtigkeit: → *reflexive Anfragen* (s. nächste Folie)

```
select P
from T1 as X1, ...,
     Tn as Xn
where S;
```

```
select m.*
from Mitarbeiter as m,
     Projekte as p
where m.Projekte =
      p.Nr;
```

# Sichtbarkeitsregeln und Spaltennamenkonflikte (3)

**Beispiel: Reflexive Anfrage**

- ❏ Hier: Tabelle der Ober- und Unterabteilungen

```
select o.Name as Oberabteilung,
       u.Name as Unterabteilung
from Abteilungen as o,
     Abteilungen as u
where u.Oberabteilung = o.Kurz;
```

- ❏ Verallgemeinerung:
  - Rekursive Anfragen → in SQL nicht möglich

| *Oberabteilung* | *Unterabteilung* |
|---|---|
| Leitung SW | Mainframe SW |
| Leitung SW | Unix SW |
| Leitung SW | PC SW |



# Quantifizierte Prädikate

**Universelle Quantifizierung:**

- ❏ $\{ x \in R \mid \forall y \in S : x \theta y \}$
- ❏ Hier: Tabelle aller Projekte $x$, die ein höheres Budget als *alle* externen Projekte $y$ haben.

```
select *
from Projekte as x
where x.Budget > all
       (select y.Budget
        from ExterneProjekte
             as y);
```

**Existentielle Quantifizierung:**

- ❏ $\{ x \in R \mid \exists y \in S : x \theta y \}$
- ❏ Hier: Tabelle aller Projekte $x$, die mindestens an *einer* Projektdurchführung $y$ beteiligt sind.

```
select *
from Projekte as x
where x.Nr = some
       (select y.Nr
        from Projektdurchführung
             as y);
```

# Algebraische Tabellenoperationen (1)

**Vereinigung $R \cup S$:**

- ❏ Alle Tupel zweier Relationen werden in einer Ergebnisrelation zusammengefaßt.
- ❏ Das Ergebnis enthält keine Duplikate (→ union-Befehl).

$$R \cup S := \{ r \mid r \in R \vee r \in S \}$$

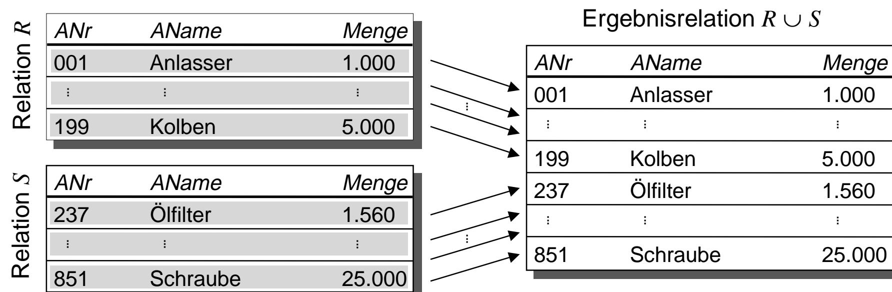
- ❏ Möchte man eventuelle Duplikate nicht beseitigen, so ist der Befehl **`union all`** zu verwenden.
- ❏ Voraussetzung für Verknüpfung mit einer algebraischen Tabellenoperation: Kompatibilität der Spaltenstruktur der beteiligten Tabelle (→ gleiche Spaltennamen und Datentypen)
- ❏ <u>Beispiel:</u> $R \cup S$ (s. nächste Folie)
- ❏ Unterdrückung der Kompatibilitätsforderung durch corresponding-Klausel



# Algebraische Tabellenoperationen (2)

**Beispiel für eine Vereinigung:**

```
select *
from R
union
select *
from S;
```




Relation $R$:

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| ⋮ | ⋮ | ⋮ |
| 199 | Kolben | 5.000 |

Relation $S$:

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 237 | Ölfilter | 1.560 |
| ⋮ | ⋮ | ⋮ |
| 851 | Schraube | 25.000 |

Ergebnisrelation $R \cup S$:

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| ⋮ | ⋮ | ⋮ |
| 199 | Kolben | 5.000 |
| 237 | Ölfilter | 1.560 |
| ⋮ | ⋮ | ⋮ |
| 851 | Schraube | 25.000 |

# Algebraische Tabellenoperationen (3)

**Differenz $R \setminus S$:**

- ❏ Die Tupel zweier Relationen werden miteinander verglichen.
- ❏ Die in der ersten, nicht aber in der zweiten Relation befindlichen Tupel werden in die Ergebnisrelation aufgenommen.

$$R \setminus S := \{ r \mid r \in R \wedge r \notin S \}$$

- ❏ Differenzbildung mit dem Operator `except`, Verwendung s. union-Befehl
- ❏ Beispiel: $R \setminus S$ (s. nächste Folie)



# Algebraische Tabellenoperationen (4)

**Beispiel für eine Differenzbildung:**

```
select *
from R
except
select *
from S;
```

Relation $R$

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| 237 | Ölfilter | 1.560 |
| 199 | Kolben | 5.000 |

Relation $S$

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 851 | Schraube | 25.000 |
| 232 | Gummiring | 2.000 |
| 001 | Anlasser | 1.000 |

Ergebnisrelation $R \setminus S$

| ANr | AName | Menge |
|---|---|---|
| 237 | Ölfilter | 1.560 |
| 199 | Kolben | 5.000 |

# Algebraische Tabellenoperationen (5)

**Durchschnitt $R \cap S$:**

- ❑ Alle Tupel, die sowohl in der Relationen $R$ als auch in der Relation $S$ enthalten sind, werden in der Ergebnisrelation zusammengefaßt.

$$R \cap S := \{ r \mid r \in R \wedge r \in S \}$$

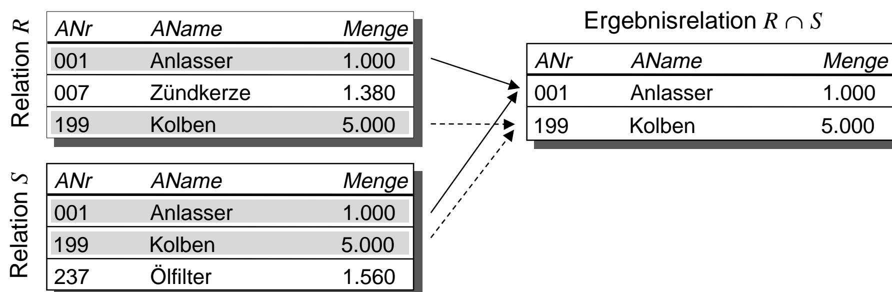
- ❑ Durchschnittbildung mit dem Operator **`intersect`**, Verwendung s. union-Befehl
- ❑ Beispiel: $R \cap S$ (s. nächste Folie)



# Algebraische Tabellenoperationen (6)

**Beispiel für eine Durchschnittsbildung:**

```
select *
from R
intersect
select *
from S;
```



Relation $R$

| *ANr* | *AName* | *Menge* |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| 007 | Zündkerze | 1.380 |
| 199 | Kolben | 5.000 |

Relation $S$

| *ANr* | *AName* | *Menge* |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| 199 | Kolben | 5.000 |
| 237 | Ölfilter | 1.560 |

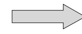
Ergebnisrelation $R \cap S$

| *ANr* | *AName* | *Menge* |
|---|---|---|
| 001 | Anlasser | 1.000 |
| 199 | Kolben | 5.000 |

# Duplikatelimination und Sortierordnung (1)

**Elimination von Duplikaten im Anfrageergebnis mit dem Schlüsselwort `distinct`:**

```
select distinct Oberabt
from Abteilungen;
```

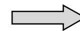


| *Oberabt* |
|---|
| LTSW |
| **NULL** |

Hier: Umwandlung einer Ergebnistabelle in eine *Ergebnismenge*

**Erkennung und Vermeidung von Nullwerten in Spalten durch das Prädikat `is null`:**

```
select distinct Oberabt
from Abteilungen
where Oberabt is not null;
```



| *Oberabt* |
|---|
| LTSW |



# Duplikatelimination und Sortierordnung (2)

**Sortierte Darstellung der Anfrageergebnisse über die order by-Klausel mit den Optionen `asc` (*ascending, aufsteigend*) und `desc` (descending, absteigend):**

```
select *
from Abteilungen
where Oberabt
      = 'LTSW'
order by Kurz asc;
```

Ergebnistabelle

| *Kurz* | *Name* | *Oberabt* |
|---|---|---|
| MFSW | Mainframe SW | LTSW |
| PCSW | PC SW | LTSW |
| UXSW | Unix SW | LTSW |

**Die Sortierung kann mehrere Spalten umfassen:**

- Aufsteigende Sortierung aller Abteilungen gemäß des Kürzels ihrer Oberabteilung.
- Anschließend werden innerhalb einer Oberabteilung die Abteilungen absteigend gemäß ihres Kürzels sortiert.

```
select *
from Abteilungen
order by Oberabt asc,
         Kurz desc;
```

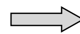
# Aggregatfunktionen

❑ Nutzung in der select-Klausel einer SQL-Anwendung

❑ Berechnung aggregierter Werte (z.B. Summe über alle Werte einer Spalte einer Tabelle)

❑ Beispiel: Summe und Maximum der Budgets aller Projekte

```
select sum(p.Budget),
       max(p.Budget)
from Projeke as p;
```



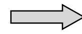
*p.Budget*

| *sum* | *max* |
|---|---|
| 600.000 | 300.000 |

❑ Außerdem Funktionen für Minimum (`min`), Durchschnitt (`avg`) und zum Zählen der Tabellenwerte einer Spalte (`count`) bzw. der Anzahl der Tupel (`count(*)`)

❑ Beispiel: Anzahl der Tupel in der Relation Abteilungen

```
select count(*)
from Abteilungen;
```



| *count(*)* |
|---|
| 5 |

Duplikatelimination möglich (s. Folie 3.2.50)



# Gruppierung (1)

❑ Zusammenfassung von Zeilen einer Tabelle in Abhängigkeit von Werten in bestimmten Spalten, den *Gruppierungsspalten*

❑ Alle Zeilen einer Gruppe enthalten in dieser Spalte bzw. diesen Spalten den gleichen Wert

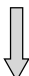
❑ Mit Hilfe der group-Klausel erhält man auf diese Weise eine Tabelle von Gruppen, für die die Projektionsliste ausgewertet wird.

❑ Beispiel: Gib zu jeder Oberabteilung die Anzahl der Unterabteilungen an (s. nächste Folie)

# Gruppierung (2)

**Beispiel (Fortsetzung):**

```
select Oberabt,
       count(Kurz)
from Abteilungen
group by Oberabt;
```



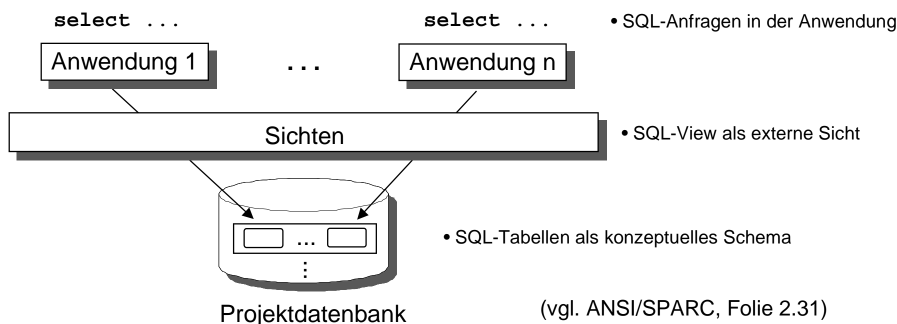
| *Kurz* | *Name* | *Oberabt* |
|---|---|---|
| MFSW | Mainframe SW | LTSW |
| UXSW | Unix SW | LTSW |
| PCSW | PC SW | LTSW |
| LTSW | Leitung SW | **NULL** |
| PERS | Personal | **NULL** |

Ergebnistabelle

| *Oberabt* | *count(Kurz)* |
|---|---|
| LTSW | 3 |
| **NULL** | 2 |



# Sichten (1)




• SQL-Anfragen in der Anwendung

• SQL-View als externe Sicht

• SQL-Tabellen als konzeptuelles Schema

(vgl. ANSI/SPARC, Folie 2.31)

**Ziel:**

❏ Kapselung der Anwendung

❏ Entkopplung ... (Schemaevolution)

- Anwendung: Externe Sicht
- DB: Konzeptuelle Sicht

```
create view ReicheProjekte
as select *
from Projekte
where Budget ≥ 200000;
```

# Sichten (2)

**Möglichkeiten zur monorelationalen Sichtendefinition:**

- ❏ Strukturelle Einschränkung
- ❏ Prädikative Einschränkung
- ❏ Operationale Einschränkung

**Multirelationale Sichtendefinition:**

- ❏ Problem: Propagierung von Änderung der Sicht auf die Datenbank ("View-Update-Problematik")
- ❏ Eine Lösung: get/set-Methoden in OODM
- ❏ Weitere Informationen:
  - F. Matthes, J.W. Schmidt. Datenbankmodelle und Datenbanksprachen. Springer, Berlin u.a., 1997.



# Aktualisierungsoperationen (1)

**update-Anweisung:**

- ❏ Zur Modifikation von Attributwerten
- ❏ Festlegung der zu ändernden Tupel durch ein in der where-Klausel spezifiziertes Prädikat
- ❏ Beispiel:

```
update Projekte
set Budget = 500000
where Titel = 'DB Fahrpläne';
```

- ❏ Fehlt die where-Klausel, werden alle Tupel der Tabelle modifiziert.
- ❏ Prädikat kann sehr komplex sein.
- ❏ Mengenorientierte Berechnung des Ergebnisses vor der Duchführung des eigentlichen Updates

# Aktualisierungsoperationen (2)

**insert-Anweisung:**

❏ Unspezifizierte Position des einzuführenden Tuples in der Tabelle (abhängig von der Implementierung des DBMS)

❏ Beispiel: Direkte Aufnahme eines neuen Tupels

```
insert into Projekte
       (Nr, Titel, Budget)
values (471, 'Mensaabrechnung', 900000);
```

❏ Auf die Angabe der Attributnamen kann bei korrekter Reihenfolge der Attributwerte verzichtet werden.

❏ Vorteile der Angabe von Attributnamen:

- Vermeidung von Fehlern in der Datenbank
- Verbesserung der Robustheit gegen Schemamodifikationen
- Erhöhung der Lesbarkeit der Operationen



# Aktualisierungsoperationen (3)

**insert-Anweisung (Fortsetzung):**

❏ Ganze Tabellen oder Teile davon können in andere kopiert werden.

❏ Beispiel:

```
insert into Projekte
select Nr, Titel, Budget
from ExterneProjekte
where Budget > 500000;
```

# Aktualisierungsoperationen (4)

**delete-Anweisung:**

❏ Zum Löschen einzelner Tupel aus einer Tabelle

❏ Aufbau siehe select from where-Klausel

❏ Aber: Beschränkung aller Modifikationsoperationen auf *eine* Tabelle
(→ Angabe *mehrerer* Tabellen in der from-Klausel ist unzulässig)

❏ Beispiel:

```
delete
from Projekte
where Titel = 'Mensaabrechnung';
```



# Aktualisierungsoperationen (5)

**delete-Anweisung (Fortsetzung):**

❏ Löschen von Objekten unterschiedlicher *Granularität* :

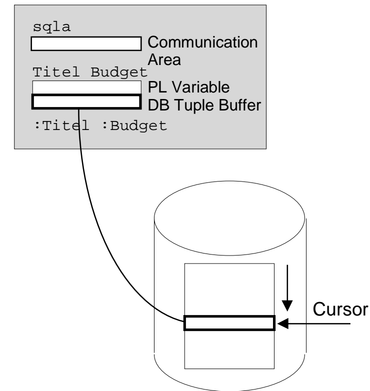
- Einzelne Attributwerte können zum Löschen mit der update-Anweisung auf den Wert **`null`** gesetzt werden.
- Löschen einzelner oder mehrerer Tupel mit Hilfe der delete-Anweisung. Die where-Klausel spezifiziert, welche Tupel gelöscht werden sollen.
- Löschen aller Werte einer Spalte
- Löschen ganzer Spalten (→ **`alter table`** ... **`drop`** ...)
- Löschen des gesamten Inhalts einer Tabelle ohne where-Klausel
- Löschen einer gesamten Tabelle mitsamt der Datenstruktur (→ **`drop table`** ...)

❏ Weitere Informationen:

- SQL-92 Standard

# SQL Programmierspracheneinbettung (1)

```
program reicheProjekte (input, output);
EXEC SQL INCLUDE SQLCA;  {global decl.}
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
var
  Titel: string;
  Budget: float4;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
EXEC SQL DECLARE bpcursor FOR
  SELECT Titel, Budget
  FROM Projekte
  WHERE Budget > 200000;
begin
  EXEC SQL CONNECT FirmenDB;
  EXEC SQL OPEN bpcursor;
  while (sqla.sqlcode = 0) do begin
    EXEC SQL FETCH bpcursor
             INTO :Titel, :Budget;
    writeln(Titel, Budget);
  end;
  EXEC SQL CLOSE bpcursor;
  EXEQ SQL DISCONNECT
end.
```



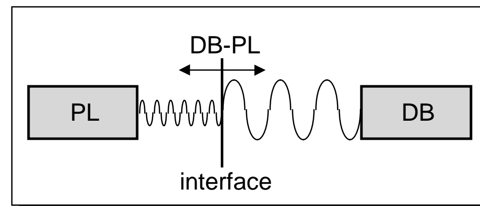

- Datenbank:
  Mengenorientierte Verarb.
- Programmiersprache:
  Tupelorientierte Verarb.



# SQL Programmierspracheneinbettung (2)

**Programmlaufzeit**

- ❑ Langsame Interprozeßkommunikation
- ❑ Wiederholte Namensbindung und Typüberprüfung
- ❑ Komplizierte Cursornavigation und Fehlerbehandlung




**Programmentwicklungszeit**

- ❑ Programmierer müssen zwei Sprachen sowie zusätzliche Regeln für ihre Kompatibilität erlernen.
- ❑ Aufwendige Codierung des Datenaustauschs zwischen Hauptspeicher und Sekundärspeicher (30 % des Gesamtcode)
- ❑ "Low-level" Typkonversionen
- ❑ Ungeeignete Werkzeuge für Schemaänderungen und Debugging

# Integritätssicherung in SQL (1)

SQL erzwingt die folgenden *SQL-inhärenten Integritätsbedingungen* durch textuelle Analyse der Anweisungen unter Benutzung der Schemainformationen (→ *statische Typisierung* in Programmiersprachen):

- **Typisierung der Spalten**: In einer Spalte können nur typkompatible Werte gespeichert werden.
- **Homogenität der Reihen**: Alle Reihen einer Tabelle besitzen eine identische Spaltenstruktur.

Zur *applikationsspezifischen Integritätssicherung* stehen zwei syntaktische Konstrukte zur Verfügung, die beide Boole' sche Prädikate zur *deklarativen* Integritätssicherung benutzen und zur Laufzeit erzwungen werden:

```
create table Tabellenname (...
  constraint Zusicherungsname
    check (Prädikat))
```

- **Tabellenzusicherungen** werden syntaktisch in Tabellendefinitionen geschachtelt. Sie garantieren, daß die Auswertung des Prädikats in jedem Datenbankzustand den Wert *true* liefert (universelle Quantifizierung).



# Integritätssicherung in SQL (2)

```
create assertion Zusicherungsname
  check(Prädikat);
```

- **Schemazusicherungen** sind SQL-Objekte, die dynamisch dem aktuellen SQL-Schema hinzugefügt werden können. Sie garantiert, daß in jedem Datenbankzustand die Auswertung des Prädikats den Wert *true* liefert.

Ein Datenbankzustand heißt konsistent, wenn er alle im Schema deklarierten Zusicherungen erfüllt. Logisch gesehen sind alle Tabellen- und Schemazusicherungen konjunktiv verknüpft.

# Spaltenwertintegrität und Domänendeklaration

Eine Tabellenzusicherung, deren Prädikat sich nur auf einen Spaltennamen bezieht, garantiert die Spaltenintegrität und wird in folgenden Modellierungssituationen eingesetzt:

- ❏ Vermeidung von Nullwerten `check(Alter is not null)`
- ❏ Definition von Unterbereichstypen `check(Alter >=0 and Alter <=150)`
- ❏ Definition von Formatinformationen durch Stringvergleiche `check(Postleitzahl like 'D-_____')`
- ❏ Definition von Aufzählungstypen `check(Note in (1,2,3,4,5,6))`

Basistypen mit zugehörigen Zusicherungen können in Form benannter *SQL-Domänen* im aktuellen Schema definiert werden:

```
create domain Schulnote integer
  constraint NoteDefiniert check(value is not null)
  constraint NoteZwischen1und6 check(value in(1,2,3,4,5,6));
```



# Reihenintegrität

Eine Tabellenzusicherung, deren Prädikat sich auf mehrere Spaltennamen bezieht, definiert eine Reihenintegritätsbeziehung, die von jeder Reihe einer Tabelle erfüllt sein muß.

```
check(Ausgaben <= Einnahmen)

check((HatVordiplom, HatDiplom) in values(
  ('nein', 'nein')
  ('ja',   'nein')
  ('ja',   'ja')))
```

# Tabellenintegrität (1)

Die Überprüfung quantifizierter Prädikate kann im Gegensatz zu den bisher besprochenen Zusicherungen im schlimmsten Fall die Auswertung einer kompletten mengenorientierten Anfrage zur Folge haben:

```
check((select sum(Budget) from Projekte) >= 0)

check(exists(select * from Abteilung
    where Oberabt = 'LTSW')
```

Einige in der Praxis häufig vorkommenden quantifizierten Zusicherungen können mittels *Indexstrukturen* (B-Bäume, Hash-Tabelle, s. Kapitel 9) effizient überprüft werden und sogar zu einem *Effizienzgewinn* bei Anfragen und Änderungsoperationen führen.



# Tabellenintegrität (2)

Für häufig auftretende Muster von quantifizierten Zusicherungen bietet SQL syntaktische Konstrukte an, was die *Lesbarkeit* erhöht und *optimierende Implementierung* ermöglicht:

1. **Spaltenwerteindeutigkeit**: Die Eindeutigkeit von Spaltenwertkombinationen in einer Tabelle gestattet eine wertbasierte Identifikation von Tabellenelementen (→ *Schlüsselkandidat*).

Beispiel zweier semantisch äquivalenter Zusicherungen:

```
create table Projekte(...
  unique(Name))
```

```
create table Projekte(...
  check(all x, all y: ...
  ((x.Name <> y.Name) or
    x = y))
```

Eine Tabelle kann mehrere Schlüsselkandidaten besitzen, die durch separate unique-Klauseln beschrieben werden.

# Tabellenintegrität (3)

**2. Primärschlüsselintegrität**: Ein Schlüsselkandidat, in dessen Spalten keine Nullwerte auftreten dürfen, kann als Primärschlüssel ausgezeichnet werden. Eine Tabelle kann nur einen Primärschlüssel besitzen.

Beispiel zweier semantisch äquivalenter Zusicherungen:

```
create table Projekte (...
  primary key(Nr))
```

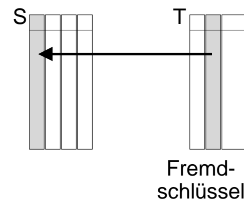
```
create table Projekte(...
  unique Nr
  check(Nr is not null),)
```

**3. Referentielle Integrität** (Fremdschlüsselintegrität): Diese Zusicherung bezieht sich auf den Zustand zweier Tabellen (s. nächste Folien)

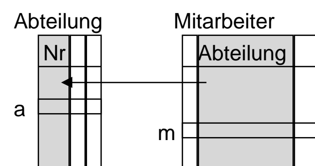


# Referentielle Integrität (1)

Referentielle Integrität ist eine Zusicherung über den Zustand zweier Tabellen, die dann erfüllt ist, wenn zu jeder Reihe in Tabelle *T* eine zugehörige Reihe in Tabelle *S* existiert, die den Fremdschlüsselwert von *T* als Wert ihres Schlüsselkandidaten besitzt.




Beispiel zweier semantisch äquivalenter Zusicherungen:




```
create table Mitarbeiter
  (...
   constraint MitarbeiterHatAbteilung
   foreign key(Abteilung)
     references Abteilung(Nr))
```

```
create constraint MitarbeiterHatAbteilung
  check(not exists(select * from Mitarbeiter m where
       not exists(select * from Abteilung a where m.Abteilung = a.Nr)
```

# Referentielle Integrität (2)

Im allgemeinen besteht ein Fremdschlüssel einer Tabelle T aus einer Liste von Spalten, der eine typkompatible Liste von Spalten in S entspricht:

```
create table T
  (...
   constraint Name
     foreign key(A1, A2, ..., An) references (S(B1, B2, ..., Bn))
```

Sind $B_1, B_2, ..., B_n$ die Primärschlüsselspalten von T, kann ihre Angabe entfallen.

**Beachte**: Rekursive Beziehungen (z.B. Abteilung : Oberabteilung) führen zu reflexiven Fremdschlüsseldeklarationen (S = T).



# Behandlung von Integritätsverletzungen (1)

- Ohne spezielle Maßnahmen wird eine SQL-Anweisung, die eine Zusicherung verletzt, vom DBMS ignoriert. Eine Statusvariable signalisiert, welche Zusicherung verletzt wurde.
- Bei der commit-Anweisung wird im Falle einer gescheiterten verzögerten Integritätsbedingung ein Transaktionsabbruch (**rollback**) ausgelöst. Es kann daher sinnvoll sein, vor dem Transaktionsende mit der Anweisung **set constraints all immediate** eine unmittelbare Überprüfung aller verzögerbaren Zusicherungen zu erzwingen und Integritätsbedingungen explizit programmgesteuert zu behandeln.
- Fremdschlüsselintegrität zwischen zwei Tabellen *S* und *T* kann durch vier Operationen verletzt werden:
  1. **insert into** T
  2. **update** T **set** ...
  3. **delete from** S
  4. **update** S **set** ...

## Behandlung von Integritätsverletzungen (2)

- Im Fall 1 und 2 führt der Versuch in *T* einen Fremdschlüsselwert einzufügen, der nicht in *S* definiert ist dazu, daß keine Folgeaktionen ausgelöst werden und die Anweisung ignoriert wird.
- Wird im Falle 3 oder 4 versucht, eine Reihe zu löschen, deren Schlüsselwert noch als Fremdschlüsselwert in einer oder mehrerer Reihen der Tabelle *T* auftritt, wird eine der folgenden Aktion ausgeführt, die am Ende der reference-Klausel spezifiziert wurde; folgende Aktionsalternativen sind möglich:
  - **`set null`**: Der Fremdschlüsselwert aller betroffener Reihen von *T* wird durch **`null`** erstetzt.
  - **`set default`**: Der Fremdschlüsselwert aller betroffener Reihen von *T* wird durch den Standardwert der Fremdschlüsselspalte ersetzt.
  - **`cascade`**: Im Fall 3 (**`delete`**) werden alle betroffenen Reihen von *T* gelöscht. Im Falle 4 (**`update`**) werden die Fremdschlüsselwerte aller betroffener Reihen von *T* durch die neuen Schlüsselwerte der korrespondierenden Reihen ersetzt.
  - **`no action`**: Es wird keine Folgeaktion ausgelöst, die Anweisung wird ignoriert.



## Zeitpunkt der Integritätsprüfung

Bezieht sich eine Zusicherung auf mehrere Zustandsvariablen, die jedoch nicht simultan überprüft werden können, muß der Zeitpunkt der Integritätsprüfung genau spezifiziert werden.

Dazu existieren zwei Modi der Integritätsprüfung:

- **`not deferrable`** kennzeichnet eine nicht verzögerbare Zusicherung, die unmittelbar nach jeder SQL-Anweisung überprüft wird.
- **`deferrable`** kennzeichnet eine verzögerbare Zusicherung. Man kann ein Flag auf den Wert
  - **`immediate`** setzen, wenn nach der nächsten SQL-Anweisung geprüft werden soll oder auf den Wert
  - **`deferred`**, wenn die Prüfung aufgeschoben werden soll.
  - Zusätzlich wird bei jedem Umschalten auf den Wert **`immediate`** und am Transaktionsende überprüft.

Optimierungen können den tatsächlichen Zeitpunkt beeinflussen.