

# *Datenbanken:* Tutorium 7

Marvin Jahn

04.12.2019

# Rekursion in SQL

*“Bestimme die Vorgängervorlesungen der Vorlesung 'Der Wiener Kreis'.”*

# Rekursion in SQL

*“Bestimme die Vorgängervorlesungen der Vorlesung 'Der Wiener Kreis'.”*

```
select v2.Titel
from Voraussetzen vor, Vorlesungen v,
     Vorlesungen v2
where vor.Nachfolger = v.VorlNr
and v.Titel = 'Der Wiener Kreis'
and vor.Vorgaenger = v2.VorlNr
```

# Rekursion in SQL

*“Bestimme die Vor-Vorgängervorlesungen der Vorlesung ‘Der Wiener Kreis’.”*

# Rekursion in SQL

*“Bestimme die Vor-Vorgängervorlesungen der Vorlesung ‘Der Wiener Kreis’.”*

```
select v2.Titel
from Voraussetzen vor, Voraussetzen vor2,
     Vorlesungen v, Vorlesungen v2
where vor.Nachfolger = v.VorlNr
and v.Titel = 'Der Wiener Kreis'
and vor.Vorgaenger = vor2.Nachfolger
and vor2.Vorgaenger = v2.VorlNr
```

# Rekursion in SQL

*Wie bekommen wir alle Vorgängervorlesungen von 'Der Wiener Kreis'?*

# Rekursion in SQL

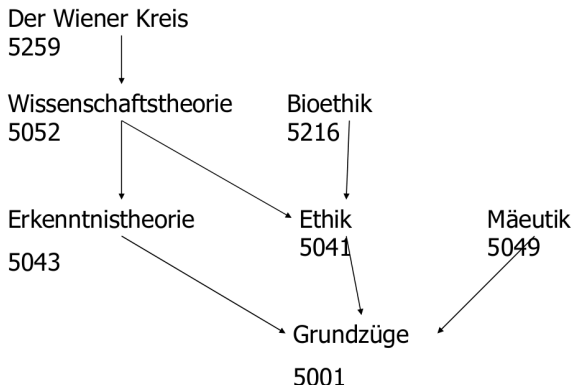
*Wie bekommen wir alle Vorgängervorlesungen von 'Der Wiener Kreis'?*

⇒ **Rekursion**

# Rekursion in SQL

*Wie bekommen wir alle Vorgängervorlesungen von 'Der Wiener Kreis'?*

⇒ **Rekursion**





Erstelle temporäre Relation, die zu jeder Vorlesung jeden (rekursiven) Vorgänger auflistet:

```
with recursive TransVorl (Vorg, Nachf) as
(
  select *
  from voraussetzen
  union
  select t.Vorg, v.Nachfolger
  from TransVorl t, voraussetzen v
  where t.Nachf = v.Vorgaenger)

```

# Rekursion in SQL

Dann einfach darauf zugreifen:

```
select Titel
from Vorlesungen
where VorlNr in
  (select Vorg
   from TransVorl
   where Nachf in
    (select VorlNr
     from Vorlesungen
     where Titel = 'Der Wiener Kreis'))
```

# Rekursion in SQL

Eine alternative Lösung für diesen Zugriff:

```
select distinct v.Titel
from TransVorl t, Vorlesungen v, Vorlesungen v2
where v.VorlNr = t.Vorg
and t.Nachf = v2.VorlNr
and v2.Titel = 'Der Wiener Kreis'
```

# Ein “schlechtes” Relationenschema

ProfVorl						
PersNr	Name	Rang	Raum	VorlNr	Titel	SWS
2125	Sokrates	C4	226	5041	Ethik	4
2125	Sokrates	C4	226	5049	Mäeutik	2
2125	Sokrates	C4	226	4052	Logik	4
...	...	...	...	...	...	...
2132	Popper	C3	52	5259	Der Wiener Kreis	2
2137	Kant	C4	7	4630	Die 3 Kritiken	4

# Ein “schlechtes” Relationenschema

ProfVorl						
PersNr	Name	Rang	Raum	VorlNr	Titel	SWS
2125	Sokrates	C4	226	5041	Ethik	4
2125	Sokrates	C4	226	5049	Mäeutik	2
2125	Sokrates	C4	226	4052	Logik	4
...	...	...	...	...	...	...
2132	Popper	C3	52	5259	Der Wiener Kreis	2
2137	Kant	C4	7	4630	Die 3 Kritiken	4

- *Update-Anomalien*: Was passiert, wenn Sokrates umzieht?

# Ein “schlechtes” Relationenschema

ProfVorl						
PersNr	Name	Rang	Raum	VorlNr	Titel	SWS
2125	Sokrates	C4	226	5041	Ethik	4
2125	Sokrates	C4	226	5049	Mäeutik	2
2125	Sokrates	C4	226	4052	Logik	4
...	...	...	...	...	...	...
2132	Popper	C3	52	5259	Der Wiener Kreis	2
2137	Kant	C4	7	4630	Die 3 Kritiken	4

- *Update-Anomalien*: Was passiert, wenn Sokrates umzieht?
- *Einfüge-Anomalien*: Was passiert, wenn ein neuer Professor ohne Vorlesung hinzugefügt werden soll?

# Ein “schlechtes” Relationenschema

ProfVorl						
PersNr	Name	Rang	Raum	VorlNr	Titel	SWS
2125	Sokrates	C4	226	5041	Ethik	4
2125	Sokrates	C4	226	5049	Mäeutik	2
2125	Sokrates	C4	226	4052	Logik	4
...	...	...	...	...	...	...
2132	Popper	C3	52	5259	Der Wiener Kreis	2
2137	Kant	C4	7	4630	Die 3 Kritiken	4

- *Update-Anomalien*: Was passiert, wenn Sokrates umzieht?
- *Einfüge-Anomalien*: Was passiert, wenn ein neuer Professor ohne Vorlesung hinzugefügt werden soll?
- *Lösch-Anomalien*: Was passiert, wenn ein Professor gelöscht wird?

# Funktionale Abhängigkeiten (FD, *functional dependency*)

*Definition:* Seien  $\alpha, \beta$  Attributmengen eines relationen Schemas  $R$ .  
Es gibt eine **FD**  $\alpha \rightarrow \beta$ , falls für alle Paare von Tupeln  $r, t \in R$  mit  $r.\alpha = t.\alpha$  gilt:  $r.\beta = t.\beta$ . Wir sagen, dass  $\beta$  **funktional** von  $\alpha$  **abhängt**.



# Funktionale Abhängigkeiten (FD, *functional dependency*)

*Definition:* Seien  $\alpha, \beta$  Attributmengen eines relationen Schemas  $R$ .  
Es gibt eine **FD**  $\alpha \rightarrow \beta$ , falls für alle Paare von Tupeln  $r, t \in R$  mit  $r.\alpha = t.\alpha$  gilt:  $r.\beta = t.\beta$ . Wir sagen, dass  $\beta$  **funktional** von  $\alpha$  **abhängt**.  
 $\beta$  hängt **voll funktional** von  $\alpha$  ab (Schreibweise:  $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ ), falls  $\alpha$  *minimal* mit dieser Eigenschaft ist, d.h. es existiert kein  $\alpha' \subset \alpha$  mit  $\alpha' \rightarrow \beta$ .

# Funktionale Abhängigkeiten (FD, *functional dependency*)

*Definition:* Seien  $\alpha, \beta$  Attributmengen eines relationalen Schemas  $R$ . Es gibt eine **FD**  $\alpha \rightarrow \beta$ , falls für alle Paare von Tupeln  $r, t \in R$  mit  $r.\alpha = t.\alpha$  gilt:  $r.\beta = t.\beta$ . Wir sagen, dass  $\beta$  **funktional** von  $\alpha$  **abhängt**.  $\beta$  hängt **voll funktional** von  $\alpha$  ab (Schreibweise:  $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ ), falls  $\alpha$  *minimal* mit dieser Eigenschaft ist, d.h. es existiert kein  $\alpha' \subset \alpha$  mit  $\alpha' \rightarrow \beta$ .

$R$			
$A$	$B$	$C$	$D$
a4	b2	c4	d3
a1	b1	c1	d1
a1	b1	c1	d2
a2	b2	c3	d2
a3	b2	c4	d3

$$\{A\} \rightarrow \{B\}$$

$$\{C, D\} \rightarrow \{B\}$$

$$\text{Nicht: } \{B\} \rightarrow \{C\}$$

*Notationskonvention:*

$$CD \rightarrow B$$

# Schlüssel

*Definition:* Sei  $R$  eine Relation.

Eine Attributmenge  $\kappa \subset R$  mit  $\kappa \rightarrow R$  heißt **Superschlüssel**.

Falls  $\kappa$  zusätzlich *minimal* ist (d.h. es gibt kein  $\kappa' \subset \kappa$  mit  $\kappa' \rightarrow R$ ), dann ist  $\kappa$  ein **Schlüssel**.

# Schlüssel

*Definition:* Sei  $R$  eine Relation.

Eine Attributmenge  $\kappa \subset R$  mit  $\kappa \rightarrow R$  heißt **Superschlüssel**.

Falls  $\kappa$  zusätzlich *minimal* ist (d.h. es gibt kein  $\kappa' \subset \kappa$  mit  $\kappa' \rightarrow R$ ), dann ist  $\kappa$  ein **Schlüssel**.

In anderen Worten:  $\kappa$  ist Schlüssel, falls  $\kappa \dot{\rightarrow} R$ .

Schlüssel werden auch **Kandidatenschlüssel** genannt, damit betont man, dass Schlüssel i.A. nicht eindeutig sind.

# Erste Normalform (1NF)

Ein relationales Schema ist in **1NF**, wenn alle Attribute atomare Werte annehmen.

# Erste Normalform (1NF)

Ein relationales Schema ist in **1NF**, wenn alle Attribute atomare Werte annehmen.

Nicht in 1NF:

Eltern		
Mutter	Vater	Kinder
Marie	Hans	{Ines, David}
...	...	...

In 1NF:

Eltern		
Mutter	Vater	Kind
Marie	Hans	Ines
Marie	Hans	David
...	...	...

## Zweite Normalform (2NF)

Ein Relationenschema ist in **2NF**, wenn es in 1NF ist und jedes Nichtschlüsselattribut *voll* funktional von jedem Schlüssel abhängt.

## Zweite Normalform (2NF)

Ein Relationenschema ist in **2NF**, wenn es in 1NF ist und jedes Nichtschlüsselattribut *voll* funktional von jedem Schlüssel abhängt.

StudentenBelegung			
MatrNr	VorlNr	Name	Semester
26120	5001	Fichte	10
27550	5001	Schopenhauer	6
27550	4052	Schopenhauer	6
28106	5041	Carnap	3
28106	5052	Carnap	3
28106	5216	Carnap	3
28106	5259	Carnap	3
...	...	...	...

Ist nicht in 2NF, denn es gilt bereits  $\{MatrNr\} \rightarrow \{Name\}$ .



# Dritte Normalform (3NF)

Ein Relationenschema  $R$  ist in **3NF**, wenn für jede FD  $\alpha \rightarrow \beta$  mind. eine der folgenden Eigenschaften gilt:

- $\alpha \rightarrow \beta$  ist *trivial*, d.h.  $\beta \subset \alpha$ .
- $\alpha$  ist ein Superschlüssel.
- Jedes Attribut von  $\beta$  ist in einem Schlüssel enthalten.

# Boyce-Codd Normalform (BCNF)

Ein Relationenschema  $R$  ist in **BCNF**, wenn für jede FD  $\alpha \rightarrow \beta$  mind. eine der folgenden Eigenschaften gilt:

- $\alpha \rightarrow \beta$  ist *trivial*, d.h.  $\beta \subset \alpha$ .
- $\alpha$  ist ein Superschlüssel.

# Boyce-Codd Normalform (BCNF)

*Beispiel:* Gegeben sei die Relation

*Staedte* :  $\{[Ort, Bundeland, Ministerpraesident, Einwohner]\}$

mit den FDs

$\{Ort, Bundeland\} \rightarrow \{Einwohner\}$

$\{Bundeland\} \rightarrow \{Ministerpraesident\}$

$\{Ministerpraesident\} \rightarrow \{Bundeland\}.$

# Boyce-Codd Normalform (BCNF)

*Beispiel:* Gegeben sei die Relation

*Staedte* :  $\{[Ort, Bundeland, Ministerpraesident, Einwohner]\}$

mit den FDs

$$\{Ort, Bundeland\} \rightarrow \{Einwohner\}$$
$$\{Bundeland\} \rightarrow \{Ministerpraesident\}$$
$$\{Ministerpraesident\} \rightarrow \{Bundeland\}.$$

Die Schlüssel sind also

$$\{Ort, Bundeland\}$$
$$\{Ort, Ministerpraesident\}.$$

# Boyce-Codd Normalform (BCNF)

*Beispiel:* Gegeben sei die Relation

*Staedte* :  $\{[Ort, Bundeland, Ministerpraesident, Einwohner]\}$

mit den FDs

$$\{Ort, Bundeland\} \rightarrow \{Einwohner\}$$
$$\{Bundeland\} \rightarrow \{Ministerpraesident\}$$
$$\{Ministerpraesident\} \rightarrow \{Bundeland\}.$$

Die Schlüssel sind also

$$\{Ort, Bundeland\}$$
$$\{Ort, Ministerpraesident\}.$$

Die Relation *Staedte* ist in 3NF, aber nicht in BCNF.

# Mehrwertige Abhängigkeiten (MVD, *multivalued dependencies*)

Es sei  $R$  ein Relationsschema und  $\alpha, \beta, \gamma \subset R$  mit  $\alpha \cup \beta \cup \gamma = R$ . Es gibt **MVD**  $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ , wenn gilt:

Für jedes Paar von Tupeln  $t_1, t_2 \in R$  mit  $t_1.\alpha = t_2.\alpha$  gibt es  $t_3 \in R$  mit  $t_3.\alpha = t_1.\alpha$  und  $t_3.\beta = t_1.\beta$  und  $t_3.\gamma = t_2.\gamma$ .

Anschaulich: Für alle Tupel mit gleichem Wert für  $\alpha$  treten alle möglichen  $\beta, \gamma$ -Kombinationen auf.

# Mehrwertige Abhängigkeiten (MVD, *multivalued dependencies*)

Visualisierung eines Spezialfalles:

$\alpha, \beta$  und  $\gamma$  enthalten jeweils nur ein Attribut.

R		
A	B	C
a	b	c
a	bb	cc
a	bb	c
a	b	cc

Hier gilt  $A \twoheadrightarrow B$ ,  $A \twoheadrightarrow C$ .

# Mehrwertige Abhängigkeiten (MVD, *multivalued dependencies*)

Beispiel:

Fähigkeiten		
PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Ada

Es gilt:

$$\{PersNr\} \twoheadrightarrow \{Sprache\}$$
$$\{PersNr\} \twoheadrightarrow \{ProgSprache\}.$$



# Vierte Normalform (4NF)

Ein Relationenschema ist in **4NF**, wenn für jede MVD  $\alpha \twoheadrightarrow \beta$  mind. eine der folgenden Eigenschaften gilt:

- $\alpha \twoheadrightarrow \beta$  ist *trivial*, d.h.  $\beta \subset \alpha$  oder  $\alpha \cup \beta = R$ .
- $\alpha$  ist ein Superschlüssel.