INF2080 – Logikk og beregninger

Forelesning 19: Databaser 1: Relasjonsmodellen

UiO : Institutt for informatikk

Sist oppdatert: 2012-05-02 23:13

19.1 Oppsummering

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks

Overført til databaser:

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens

Overført til databaser:

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring
  - $\forall x(\text{spørring} \rightarrow \text{spørring})$ = "constraint"

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring
  - $\forall x$(spørring $\rightarrow$ spørring) = "constraint"
- Tolkning:

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring
  - $\forall x$(spørring $\rightarrow$ spørring) = “constraint”
- Tolkning:
  - Instans (dvs data) = modell

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring
  - $\forall x$(spørring $\rightarrow$ spørring) = "constraint"
- Tolkning:
  - Instans (dvs data) = modell
  - Sannhet av åpen formel = svar på spørring

Logikk i et nøtteskall:

- Signatur: Symboler, syntaks
- Tolkning: Sannhet, gyldighet, konsekvens
- Kalkyle: Deduksjon, bevis

Overført til databaser:

- Signatur = databaseskjema
  - åpen formel = spørring
  - $\forall x(\text{spørring} \rightarrow \text{spørring})$ = “constraint”
- Tolkning:
  - Instans (dvs data) = modell
  - Sannhet av åpen formel = svar på spørring
- Kalkyle: Ingen i det generelle tilfellet!

19.2 Relasjonsmodellen

Skjema

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**

Hvis $\mathbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler

Hvis $\mathbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler
- En tellbar uendelig mengde attributt-symboler

Hvis $\mathbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler
- En tellbar uendelig mengde attributt-symboler
- En funksjon **sort** som mapper hvert relasjonssymbol til en mengde attributter

Hvis $\mathbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler
- En tellbar uendelig mengde attributt-symboler
- En funksjon **sort** som mapper hvert relasjonssymbol til en mengde attributter

Hvis $\textbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

- $R[U]$

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler
- En tellbar uendelig mengde attributt-symboler
- En funksjon **sort** som mapper hvert relasjonssymbol til en mengde attributter

Hvis $\mathbf{sort}(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

- $R[U]$
- $R[A_1, \ldots, A_n]$

Skjema

Vi antar følgende som gitt:

- En tellbar uendelig mengde konstanter **dom**
- En tellbar uendelig mengde relasjons-symboler
- En tellbar uendelig mengde attributt-symboler
- En funksjon **sort** som mapper hvert relasjonssymbol til en mengde attributter

Hvis **sort**$(R) = U = \{A_1, \ldots, A_n\}$ kan vi skrive

- $R[U]$
- $R[A_1, \ldots, A_n]$

Definisjon 19.1

Et skjema er en endelig mengde $R_1[U_1], \ldots, R_n[U_n]$

Instanser

Instanser

La R ha aritet n:

- n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in$ **dom**

Instanser

La R ha aritet n:

- n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in$ **dom**
- Relasjon over R: mengde n-tupler

Instanser

La R ha aritet n:

- n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom}$
- Relasjon over R: mengde n-tupler

Definisjon 19.2

En instans $\mathbf{I}(R)$ *over* R *er relasjon over* R. *En instans over et skjema er gitt ved en instans over hvert av skjemaets relasjonssymboler*

Konjunktive spørringer

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter

Formler over et relasjonsskjema:

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $\mathtt{R}(u)$, u åpent tuppel

Formler over et relasjonsskjema:

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $R(u)$, u åpent tuppel
- $FV(R(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $R(u)$, u åpent tuppel
- $FV(R(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

- Et atom er en formel

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $R(u)$, u åpent tuppel
- $FV(R(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

- Et atom er en formel
- $\varphi \wedge \psi$ formel hvis φ, ψ er formler

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $\mathsf{R}(u)$, u åpent tuppel
- $FV(\mathsf{R}(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

- Et atom er en formel
- $\varphi \wedge \psi$ formel hvis φ, ψ er formler
  - $FV(\varphi \wedge \psi) = FV(\varphi) \cup FV(\psi)$

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $R(u)$, u åpent tuppel
- $FV(R(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

- Et atom er en formel
- $\varphi \wedge \psi$ formel hvis φ, ψ er formler
  - $FV(\varphi \wedge \psi) = FV(\varphi) \cup FV(\psi)$
- $\exists x \varphi$ formel hvis $varphi$ er formel

Konjunktive spørringer

Gitt en tellbar mengde av variable Var:

- Åpent tuppel: tuppel som kan inneholde variable i tillegg til konstanter
- Atom: $R(u)$, u åpent tuppel
- $FV(R(u))$: mengden av variable i u

Formler over et relasjonsskjema:

- Et atom er en formel
- $\varphi \wedge \psi$ formel hvis φ, ψ er formler
  - $FV(\varphi \wedge \psi) = FV(\varphi) \cup FV(\psi)$
- $\exists x \varphi$ formel hvis $varphi$ er formel
  - $FV(\exists x \varphi) = FV(\varphi) \setminus \{x\}$

Konjunktive spørringer

Konjunktive spørringer

Definisjon 19.3

En spørring i den konjunktive kalkylen er et uttrykk på formen

$$\{u \mid \varphi\}$$

der

Konjunktive spørringer

Definisjon 19.3

En spørring i den konjunktive kalkylen er et uttrykk på formen

$$\{u \mid \varphi\}$$

der

- $u = \langle e_1, \ldots, e_n \rangle$ *er fritt tuppel*

Konjunktive spørringer

Definisjon 19.3

En spørring i den konjunktive kalkylen er et uttrykk på formen

$$\{u \mid \varphi\}$$

der

- $u = \langle e_1, \ldots, e_n \rangle$ *er fritt tuppel*
- $FV(u) = FV(\varphi)$

Valuasjoner

Valuasjoner

Definisjon 19.4

En valuasjon over $V \subseteq \mathit{Var}$ *er funksjon*

$$v : V \to \mathit{Var}$$

$\mathbf{I}$ *oppfyller* φ *under* v, $\mathbf{I} \models \varphi[v]$, *hvis*

der v *er valuasjon over* $FV(\varphi)$.

Valuasjoner

Definisjon 19.4

En valuasjon over $V \subseteq Var$ *er funksjon*

$$v : V \to Var$$

$\mathbf{I}$ *oppfyller* φ *under* v, $\mathbf{I} \models \varphi[v]$, *hvis*

- $\varphi = R(u)$ *og* $v(u) \in \mathbf{I}(R)$

der v *er valuasjon over* $FV(\varphi)$.

Valuasjoner

Definisjon 19.4

En valuasjon over $V \subseteq Var$ *er funksjon*

$$v : V \to Var$$

$\mathbf{I}$ *oppfyller* φ *under* v, $\mathbf{I} \models \varphi[v]$, *hvis*

- $\varphi = R(u)$ *og* $v(u) \in \mathbf{I}(R)$
- $\varphi = \psi \land \xi$ *og* $\mathbf{I} \models \psi[v|_{FV(\psi)}]$ *og* $\mathbf{I} \models \xi[v|_{FV(\xi)}]$

der v *er valuasjon over* $FV(\varphi)$.

Valuasjoner

Definisjon 19.4

En valuasjon over $V \subseteq Var$ *er funksjon*

$$v : V \to Var$$

$\mathbf{I}$ *oppfyller* φ *under* v, $\mathbf{I} \models \varphi[v]$, *hvis*

- $\varphi = R(u)$ *og* $v(u) \in \mathbf{I}(R)$
- $\varphi = \psi \land \xi$ *og* $\mathbf{I} \models \psi[v|_{FV(\psi)}]$ *og* $\mathbf{I} \models \xi[v|_{FV(\xi)}]$
- $\varphi = \exists x \psi$ *og for en* $c \in \mathbf{dom}$, $\mathbf{I} \models \psi[v \cup \{x/c\}]$

der v *er valuasjon over* $FV(\varphi)$.

Bilde og ekvivalens

Bilde og ekvivalens

La $q = \{u \mid \varphi\}$ og $q' = \{u' \mid \varphi'\}$.

Definisjon 19.5

$q(\mathbf{I}) = \{v(u) \mid \mathbf{I} \models \varphi[v] \textit{ og } v \textit{ valuasjon over } FV(\varphi)\}$

Merk: Kvantifiserer over endelige modeller

Bilde og ekvivalens

La $q = \{u \mid \varphi\}$ og $q' = \{u' \mid \varphi'\}$.

Definisjon 19.5

$q(\mathbf{I}) = \{v(u) \mid \mathbf{I} \models \varphi[v]$ *og* v *valuasjon over* $FV(\varphi)\}$

Definisjon 19.6

q *er inneholdt i* q', $q \subseteq q'$, *hvis*

q *og* q' *er ekvivalente hvis* $q \subseteq q'$ *og* $q' \subseteq q$

Merk: Kvantifiserer over endelige modeller

Bilde og ekvivalens

La $q = \{u \mid \varphi\}$ og $q' = \{u' \mid \varphi'\}$.

Definisjon 19.5

$q(\mathbf{I}) = \{\nu(u) \mid \mathbf{I} \models \varphi[\nu]$ *og* ν *valuasjon over* $FV(\varphi)\}$

Definisjon 19.6

q *er inneholdt i* q', $q \subseteq q'$, *hvis*

- $FV(q) = FV(q')$

q *og* q' *er ekvivalente hvis* $q \subseteq q'$ *og* $q' \subseteq q$

Merk: Kvantifiserer over endelige modeller

Bilde og ekvivalens

La $q = \{u \mid \varphi\}$ og $q' = \{u' \mid \varphi'\}$.

Definisjon 19.5

$q(\mathbf{I}) = \{v(u) \mid \mathbf{I} \models \varphi[v]$ *og* v *valuasjon over* $FV(\varphi)\}$

Definisjon 19.6

q *er inneholdt i* q', $q \subseteq q'$, *hvis*

- $FV(q) = FV(q')$
- $q(\mathbf{I}) \subseteq q'(\mathbf{I})$ *for hver* $\mathbf{I}$.

q *og* q' *er ekvivalente hvis* $q \subseteq q'$ *og* $q' \subseteq q$

Merk: Kvantifiserer over endelige modeller

Enkle resultater

Enkle resultater

Aktivt domene:

- adom(φ): Mengde konstanter i φ

Enkle resultater

Aktivt domene:

- $\text{adom}(\varphi)$: Mengde konstanter i φ
- $\text{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \text{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Enkle resultater

Aktivt domene:

- $\text{adom}(\varphi)$: Mengde konstanter i φ
- $\text{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \text{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Teorem 19.7

La q *være konjunktiv spørring:*

Enkle resultater

Aktivt domene:

- $\text{adom}(\varphi)$: Mengde konstanter i φ
- $\text{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \text{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Teorem 19.7

La q *være konjunktiv spørring:*

- $adom(\mathrm{q}(\mathbf{I})) \subseteq adom(\mathrm{q}, \mathbf{I})$

Enkle resultater

Aktivt domene:

- $\mathsf{adom}(\varphi)$: Mengde konstanter i φ
- $\mathsf{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \mathsf{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Teorem 19.7

La q være konjunktiv spørring:

- $\mathit{adom}(\mathsf{q}(\mathbf{I})) \subseteq \mathit{adom}(\mathsf{q}, \mathbf{I})$
- $\mathsf{q}(\mathbf{I}) = \mathsf{q}(\mathit{adom}(\mathsf{q}(\mathbf{I})))$

Enkle resultater

Aktivt domene:

- adom(φ): Mengde konstanter i φ
- $\mathrm{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \mathrm{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Teorem 19.7

La q *være konjunktiv spørring:*

- $adom(\mathrm{q}(\mathbf{I})) \subseteq adom(\mathrm{q}, \mathbf{I})$
- $\mathrm{q}(\mathbf{I}) = \mathrm{q}(adom(\mathrm{q}(\mathbf{I})))$
- q *er monoton: Hvis* $\mathbf{I} \subseteq \boldsymbol{J}$*, så* $\mathrm{q}(\mathbf{I}) \subseteq \mathrm{q}(\boldsymbol{J})$

Enkle resultater

Aktivt domene:

- $\mathrm{adom}(\varphi)$: Mengde konstanter i φ
- $\mathrm{adom}(\varphi, \mathbf{I}) = \mathrm{adom}(\varphi) \cup \mathbf{I}$

Teorem 19.7

La q være konjunktiv spørring:

- $adom(\mathrm{q}(\mathbf{I})) \subseteq adom(\mathrm{q}, \mathbf{I})$
- $\mathrm{q}(\mathbf{I}) = \mathrm{q}(adom(\mathrm{q}(\mathbf{I})))$
- q *er monoton: Hvis* $\mathbf{I} \subseteq \boldsymbol{J}$*, så* $\mathrm{q}(\mathbf{I}) \subseteq \mathrm{q}(\boldsymbol{J})$
- q *er oppfyllbar: Det finnes en* $\mathbf{I}$ *slik at* $\mathrm{q}(\mathbf{I}) \neq \emptyset$

Enkle resultater

Enkle resultater

Teorem 19.8

En konjunktiv spørring er ekvivalent med en spørring på normalform:

$$\exists x_1, \ldots, x_m (R(u_1), \ldots, R(u_n))$$

Regelnotsjon for spørring på normalform:

$$\mathrm{ans}(u) \leftarrow R(u_1), \ldots, R(u_n)$$

der alle variable i u forekommer i minst en u_i.

Sammensatte spørringer

Sammensatte spørringer

Et *view* er en presentasjon av et utvalg fra databasen

- Et view kan betraktes som en spørring

Spørringer mot view genererer sammensatte spørringer:

$$S_1(u_1) \leftarrow B_1$$

$$\vdots$$

$$S_n(u_n) \leftarrow B_n$$

der S_i kan forekomme i B_j hvis $i < j$.

Sammensatte spørringer

Et *view* er en presentasjon av et utvalg fra databasen

- Et view kan betraktes som en spørring
- View kan materialiseres, men trenger ikke

Spørringer mot view genererer sammensatte spørringer:

$$\begin{gathered} S_1(u_1) \leftarrow B_1 \\ \vdots \\ S_n(u_n) \leftarrow B_n \end{gathered}$$

der S_i kan forekomme i B_j hvis $i < j$.

Sammensatte spørringer

Et *view* er en presentasjon av et utvalg fra databasen

- Et view kan betraktes som en spørring
- View kan materialiseres, men trenger ikke

Spørringer mot view genererer sammensatte spørringer:

$$\begin{gathered} S_1(u_1) \leftarrow B_1 \\ \vdots \\ S_n(u_n) \leftarrow B_n \end{gathered}$$

der S_i kan forekomme i B_j hvis $i < j$.

Teorem 19.9

For enhver sammensatt spørring finnes det en ekvivalent konjunktiv spørring (dvs som gir u_n som svar).

Sammensatte spørringer

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
  - $\mathrm{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
    - $\text{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$
    - Ved transitiv tillukking kan vi lett teste konsistens

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
  - $\mathrm{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$
  - Ved transitiv tillukking kan vi lett teste konsistens
  - Hvis konsisten kan likhet elimineres

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
  - $\text{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$
  - Ved transitiv tillukking kan vi lett teste konsistens
  - Hvis konsisten kan likhet elimineres
- Vi kan få resultater som ikke er instanser:

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
  - $\text{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$
  - Ved transitiv tillukking kan vi lett teste konsistens
  - Hvis konsisten kan likhet elimineres
- Vi kan få resultater som ikke er instanser:
  - $\text{ans}(x, y) \leftarrow R(x), y = z$

Sammensatte spørringer

Identitet gir mer uttrykkskraft:

- Merk: Unique Name Assumption! $a = b$ er alltid usann
- Vi kan få inkonsistente spørringer:
  - $\text{ans}(x) \leftarrow R(x), x = a, x = b$
  - Ved transitiv tillukking kan vi lett teste konsistens
  - Hvis konsisten kan likhet elimineres
- Vi kan få resultater som ikke er instanser:
  - $\text{ans}(x, y) \leftarrow R(x), y = z$
  - Krav: En term $y = t$ krever at y er lik en term i en $R_i(u_i)$

Tablåer

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R
- Tablå over et skjema = tablå over hver av skjemaets relasjonssymboler

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R
- Tablå over et skjema = tablå over hver av skjemaets relasjonssymboler

Definisjon 19.10

En tablåspørring er et par $(\mathbf{T}, u)$ *der hver variabel i* u *forekommer i* $\mathbf{T}$.

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R
- Tablå over et skjema = tablå over hver av skjemaets relasjonssymboler

Definisjon 19.10

En tablåspørring er et par $(\mathbf{T}, u)$ *der hver variabel i* u *forekommer i* $\mathbf{T}$.

- Tablåer er en hendig syntaktisk variant av regel-notasjonen

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \dots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R
- Tablå over et skjema = tablå over hver av skjemaets relasjonssymboler

Definisjon 19.10

En tablåspørring er et par $(\mathbf{T}, u)$ *der hver variabel i* u *forekommer i* $\mathbf{T}$.

- Tablåer er en hendig syntaktisk variant av regel-notasjonen
- I tablåer betraktes spørringer som instanser

Tablåer

Tablåer er instanser som kan ha forekomster av variable:

- fritt n-tuppel: $\langle t_1, \ldots, t_n \rangle$, hver $t_i \in \mathbf{dom} \cup \mathrm{Var}$
- *Tablå* $\mathbf{T}(R)$ over R: mengde frie n-tupler over R
- Tablå over et skjema = tablå over hver av skjemaets relasjonssymboler

Definisjon 19.10

En tablåspørring er et par $(\mathbf{T}, u)$ *der hver variabel i* u *forekommer i* $\mathbf{T}$.

- Tablåer er en hendig syntaktisk variant av regel-notasjonen
- I tablåer betraktes spørringer som instanser
- En spørring anvendt på et tablå gir en homomorfi!

Homomorfiteoremet

Homomorfiteoremet

Gitt $q = (\mathbf{T}, u)$ og $q' = (\mathbf{T}', u')$ over samme skjema.

Definisjon 19.11

En substitutsjon Θ *er en homomorfi fra* q' *til* q *hvis* $\theta(\mathbf{T}') \subseteq \mathbf{T}$ *og* $\theta(u') = u$.

Homomorfiteoremet

Gitt $q = (\mathbf{T}, u)$ og $q' = (\mathbf{T}', u')$ over samme skjema.

Definisjon 19.11

En substitutsjon Θ *er en homomorfi fra* q' *til* q *hvis* $\theta(\mathbf{T}') \subseteq \mathbf{T}$ *og* $\theta(u') = u$.

Teorem 19.12

$q \subseteq q'$ *hviss det finnes en homomorfi fra* q' *til* q.

Homomorfiteoremet

Gitt $q = (\mathbf{T}, u)$ og $q' = (\mathbf{T}', u')$ over samme skjema.

Definisjon 19.11

En substitutsjon Θ *er en homomorfi fra* q' *til* q *hvis* $\theta(\mathbf{T}') \subseteq \mathbf{T}$ *og* $\theta(u') = u$.

Teorem 19.12

$q \subseteq q'$ *hviss det finnes en homomorfi fra* q' *til* q.

Teorem 19.13

$q \subseteq q'$ *hviss* $u \in q'(\mathbf{T})$.