

Formale Systeme

Prädikatenlogik: Normalformen

Prof. Dr. Bernhard Beckert | WS 2010/2011

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



Definition

Eine Formel $A \in For$ heißt

- 1 eine **Negationsnormalform**, wenn jedes Negationszeichen in A vor einer atomaren Teilformel steht. (Insbesondere kommt keine Teilformel der Form $\neg\neg B$ in A vor)
- 2 *bereinigt*, wenn
 - $Frei(A) \cap Bd(A) = \emptyset$
 - die hinter Quantoren stehenden Variablen paarweise verschieden sind.

Theorem

Zu jeder Formel A gibt es eine logisch äquivalente

- 1 *Formel B in Negationsnormalform.*
- 2 *bereinigte Formel B .*

Definition

$A \in \text{For}$ heißt eine *Pränexe Normalform*, wenn A die Gestalt hat

$$Q_1 x_1 \dots Q_n x_n B$$

mit $Q_i \in \{\forall, \exists\}$, $x_i \in \text{Var}$ und B quantorenfrei. Man nennt B die *Matrix* von A .

Theorem

Zu jeder Formel A gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform. Sie läßt sich aus A algorithmisch ableiten.

Abhängig von der Reihenfolge der angewandten Äquivalenzen kann man z. B. aus

sowohl $\forall x p(x) \rightarrow \forall y q(y)$
als auch $\exists x \forall y (p(x) \rightarrow q(y))$
 $\forall y \exists x (p(x) \rightarrow q(y))$ erhalten.

Aus

$$\forall y (\forall x (\forall y p(x, y)) \rightarrow \exists x r(x, y))$$

erhält man sukzessive:

$$\forall y (\forall x (\forall z p(x, z)) \rightarrow \exists u r(u, y))$$

Aus

$$\forall y (\forall x (\forall y p(x, y)) \rightarrow \exists x r(x, y))$$

erhält man sukzessive:

$$\forall y (\forall x (\forall z p(x, z)) \rightarrow \exists u r(u, y))$$

$$\forall y (\exists x (\forall z p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y)))$$

Aus

$$\forall y (\forall x (\forall y p(x, y)) \rightarrow \exists x r(x, y))$$

erhält man sukzessive:

$$\forall y (\forall x (\forall z p(x, z)) \rightarrow \exists u r(u, y))$$

$$\forall y (\exists x (\forall z p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y)))$$

$$\forall y (\exists x (\exists z (p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y))))$$

Aus

$$\forall y (\forall x (\forall y p(x, y)) \rightarrow \exists x r(x, y))$$

erhält man sukzessive:

$$\forall y (\forall x (\forall z p(x, z)) \rightarrow \exists u r(u, y))$$

$$\forall y (\exists x (\forall z p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y)))$$

$$\forall y (\exists x (\exists z (p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y))))$$

$$\forall y (\exists x (\exists z (\exists u (p(x, z) \rightarrow r(u, y))))))$$

Aus

$$\forall y (\forall x (\forall y p(x, y)) \rightarrow \exists x r(x, y))$$

erhält man sukzessive:

$$\forall y (\forall x (\forall z p(x, z)) \rightarrow \exists u r(u, y))$$

$$\forall y (\exists x (\forall z p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y)))$$

$$\forall y (\exists x (\exists z (p(x, z) \rightarrow \exists u r(u, y))))$$

$$\forall y \exists x \exists z \exists u (p(x, z) \rightarrow r(u, y))$$

Darstellung mit Existenzquantor

- 1 $\forall x \exists y (y \doteq x + x)$
- 2 $\forall x \exists y (x < y)$
- 3 $\forall x \forall y \exists z (x < y \rightarrow x + z \doteq y)$

Darstellung mit Funktionszeichen

- 1 $\forall x (do(x) \doteq x + x)$
- 2 $\forall x (x < gr(x))$
- 3 $\forall x \forall y (x < y \rightarrow x + diff(x, y) \doteq y)$

Noch einmal die Funktionszeichen mit ihren Interpretationen

Darstellung mit Funktionszeichen

- 1 $\forall x(do(x) \doteq x + x)$
- 2 $\forall x(x < gr(x))$
- 3 $\forall x \forall y(x < y \rightarrow x + diff(x, y) \doteq y)$

Interpretationen

- 1 $do^{\mathcal{N}_1}(d) = d + d$ (einzige Möglichkeit)
- 2 etwa: $gr^{\mathcal{N}_2}(d) = d + 1$
- 3 etwa:

$$diff^{\mathcal{N}_3}(d_1, d_2) = \begin{cases} d_2 - d_1 & \text{falls } d_1 < d_2 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

Der Wert im Fall $d_2 \leq d_1$ ist willkürlich gewählt.

Definition

Eine Formel ist in *Skolem-Normalform*, wenn sie

- geschlossen ist
- die Gestalt $\forall x_1 \dots \forall x_n B$ hat mit quantorenfreiem B
- die Matrix B in KNF ist.

Theorem

Zu jedem $A \in \text{For}_\Sigma$ gibt es eine endliche Erweiterung Σ_{sk} von Σ und eine Formel $A_{sk} \in \text{For}_{\Sigma_{sk}}$ mit

- A_{sk} ist in Skolem-Normalform
- A_{sk} hat ein Modell genau dann, wenn A ein Modell hat.

A_{sk} läßt sich aus A algorithmisch erhalten.

Beispiel 1

Gegeben:

$$\forall x(\exists y(p(y)) \wedge \exists z(q(x, z)))$$

Pränex Normalform:

$$\forall x \exists y \exists z (p(y) \wedge q(x, z))$$

Skolem Normalform:

$$\forall x (p(f_1(x)) \wedge q(x, f_2(x)))$$

Beispiel 2

Gegeben:

$$\exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w \exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

Beispiel 2

Gegeben:

$$\exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w \exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

Pränex Normalform:

$$\forall w \exists x \forall y \exists z(p(w, x) \vee (q(w, x, y) \wedge r(y, z)))$$

Beispiel 2

Gegeben:

$$\exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w \exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

Pränex Normalform:

$$\forall w \exists x \forall y \exists z(p(w, x) \vee (q(w, x, y) \wedge r(y, z)))$$

Skolemisierung:

$$\forall w \forall y(p(w, f_1(w)) \vee (q(w, f_1(w), y) \wedge r(y, f_2(w, y))))$$

Beispiel 2

Gegeben:

$$\exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w \exists x(p(w, x) \vee \forall y(q(w, x, y) \wedge \exists z r(y, z)))$$

Pränex Normalform:

$$\forall w \exists x \forall y \exists z(p(w, x) \vee (q(w, x, y) \wedge r(y, z)))$$

Skolemisierung:

$$\forall w \forall y(p(w, f_1(w)) \vee (q(w, f_1(w), y) \wedge r(y, f_2(w, y))))$$

Matrix in KNF, Skolem Normalform:

$$\forall w \forall y((p(w, f_1(w)) \vee q(w, f_1(w), y)) \wedge (p(w, f_1(w)) \vee r(y, f_2(w, y))))$$

Grundinstanzen

Sei $A := \forall x_1 \dots \forall x_n B$

mit quantorenfreiem B eine geschlossenen Formel.

Eine **Grundinstanz** von A ist eine Formel

$$\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}(B)$$

mit Grundtermen t_1, \dots, t_n .

Ist M eine Menge geschlossener, universell quantifizierter Formeln, so sei

$$\text{Grundinstanzen}(M)$$

die Menge **aller** Grundinstanzen **aller** Formeln in M .

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

- 1 $D = \text{Term}_{\Sigma}^0 =$ Menge der Grundterme.
- 2 $I(f)(t_1, \dots, t_n) = f(t_1, \dots, t_n)$
für alle Funktionssymbole $f \in \Sigma$
und beliebige Grundterme t_1, \dots, t_n .

In einer Herbrand-Struktur wird jeder Grundterm t als er selbst interpretiert,

$$I(t) = t$$

Spielraum für *verschiedene* Herbrand-Strukturen gibt es nur bei der Interpretation der Prädikatsymbole.

Theorem

Σ enthalte mindestens eine Konstante, und es sei M eine Menge geschlossener, universell quantifizierter Formeln. Ferner enthalte keine Formel in M das Gleichheitssymbol \doteq . Dann sind äquivalente Aussagen

- 1 M hat ein Modell
- 2 M hat ein Herbrand-Modell
- 3 Grundinstanzen(M) hat ein Modell
- 4 Grundinstanzen(M) hat ein Herbrand-Modell.

- 1 M hat ein Modell
- 2 M hat ein Herbrand-Modell
- 3 Grundinstanzen(M) hat ein Modell
- 4 Grundinstanzen(M) hat ein Herbrand-Modell.

Die Implikationen $4 \Rightarrow 3$ und $2 \Rightarrow 1$ sind trivial;
ebenso wegen der Allgemeingültigkeit von

$$\forall x_1 \dots \forall x_n B \rightarrow \{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}(B)$$

die Implikationen $1 \Rightarrow 3$ und $2 \Rightarrow 4$.

Wir brauchen nur noch zu zeigen, daß $3 \Rightarrow 2$.

Es sei \mathcal{D} ein Modell von Grundinstanzen(M).

Wir definieren eine Herbrand-Interpretation $\mathcal{H} = (\text{Term}_{\Sigma}^0, J)$.

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in \text{Term}_{\Sigma}^0, \text{val}_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n .

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $\text{val}_{\mathcal{H}}(A) = \text{val}_{\mathcal{D}}(A)$

Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A .

Für $\forall x_1 \dots \forall x_n B \in M$ gilt

$$\text{val}_{\mathcal{D}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) = W \quad \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n$$

$$\text{val}_{\mathcal{H}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) = W \quad \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n$$

$$\text{val}_{\mathcal{H}}(\forall x_1 \dots \forall x_n B) = W$$

Sei ϕ eine quantorenfreie Formel ohne Gleichheit mit einer freien Variablen x . Dann gilt

$\exists x\phi$ ist allgemeingültig

gdw

es gibt eine natürliche Zahl n
und Grundterme t_1, \dots, t_n , sodaß
 $\phi(t_1) \vee \dots \vee \phi(t_n)$
allgemeingültig ist.

Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

$\exists x\phi$ ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg\exists x\phi$ besitzt kein Modell

$\Leftrightarrow \forall x\neg\phi$ besitzt kein Modell

$\Leftrightarrow \{\neg\phi(t) \mid t \text{ Grundterm}\}$ besitzt kein Modell

\Leftrightarrow es gibt ein n und t_1, \dots, t_n so daß

$\{\neg\phi(t_1), \dots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt

(Anwendung des Endlichkeitssatzes der Aussagenlogik)

$\Leftrightarrow \neg\phi(t_1) \wedge \dots \wedge \neg\phi(t_n)$ besitzt kein Modell

$\Leftrightarrow \phi(t_1) \vee \dots \vee \phi(t_n)$ ist allgemeingültig