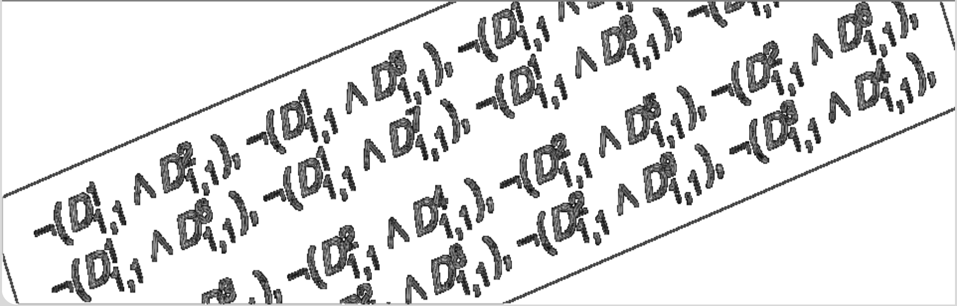
Formale Systeme

Prädikatenlogik: Normalformen

Prof. Dr. Bernhard Beckert | WS 2009/2010

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Negationsnormalform

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.*

Pränexe Normalform

Definition

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

$$Q_1 x_1 \ldots Q_n x_n B$$

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

Pränexe Normalform

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

$$\forall x p(x) \to \forall y q(y)$$

sowohl $\exists x \forall y (p(x) \to q(y))$

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

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

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

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

$$\forall y(\exists x({\color{red}\forall z}\ p(x,z) \to \exists u\ r(u,y)))$$

$$\forall y(\exists x({\color{blue}\exists z(}\ p(x,z) \to \exists u\ r(u,y){\color{blue})})))$$

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

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

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

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

Pränexe Normalform

Aus

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

erhält man sukzessive:

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

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

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

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

Quantoren gegen Funktionszeichen

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.

Skolem-Normalform

Definition

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

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

Skolem-Normalform

Definition

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

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

Skolem-Normalform

Definition

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

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

Skolem-Normalform

Theorem

Zu jedem $A \in For_\Sigma$ gibt es eine endliche Erweiterung Σ_{sk} von Σ und eine Formel $A_{sk} \in For_{\Sigma_{sk}}$ 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.

Skolem-Normalform

Theorem

Zu jedem $A \in For_\Sigma$ gibt es eine endliche Erweiterung Σ_{sk} von Σ und eine Formel $A_{sk} \in For_{\Sigma_{sk}}$ 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.

Skolem-Normalform

Theorem

Zu jedem $A \in For_\Sigma$ gibt es eine endliche Erweiterung Σ_{sk} von Σ und eine Formel $A_{sk} \in For_{\Sigma_{sk}}$ 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:

$$\exists x(p(w,x) \lor \forall y(q(w,x,y) \land \exists z\, r(y,z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w\, \exists x(p(w,x) \lor \forall y(q(w,x,y) \land \exists z r(y,z)))$$

Beispiel 2

Gegeben:

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

All-Abschluß:

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

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:

$$\exists x(p(w,x) \lor \forall y(q(w,x,y) \land \exists z\, r(y,z)))$$

All-Abschluß:

$$\forall w\, \exists x(p(w,x) \lor \forall y(q(w,x,y) \land \exists z r(y,z)))$$

Pränex Normalform:

$$\forall w\, \exists x\, \forall y\, \exists z(p(w,x) \lor (q(w,x,y) \land r(y,z)))$$

Skolemisierung:

$$\forall w\, \forall y(p(w,f_1(w)) \lor (q(w,f_1(w),y) \land r(y,f_2(w,y))))$$

Matrix in KNF, Skolem Normalform:

$$\forall w\, \forall y(\quad (p(w,f_1(w)) \lor q(w,f_1(w),y)) \quad \land \quad (p(w,f_1(w)) \lor r(y,f_2(w,y))))$$

Definition

Grundinstanzen

Sei $A := \forall x_1 \ldots \forall x_n B$
mit quantoremfreiem B eine geschlossenen Formel.
Eine **Grundinstanz** von A ist eine Formel

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

mit Grundtermen $t_1, \ldots, t_n$.
Ist M eine Menge geschlossener, universell quantifizierter Formeln, so sei

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

die Menge aller Grundinstanzen aller Formeln in M.

Definition

Grundinstanzen

Sei $A := \forall x_1 \ldots \forall x_n B$
mit quantoremfreiem B eine geschlossenen Formel.
Eine **Grundinstanz** von A ist eine Formel

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

mit Grundtermen $t_1, \ldots, t_n$.
Ist M eine Menge geschlossener, universell quantifizierter Formeln, so sei

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

die Menge aller Grundinstanzen aller Formeln in M.

Definition

Grundinstanzen

Sei $A := \forall x_1 \ldots \forall x_n B$
mit quantoremfreiem B eine geschlossenen Formel.
Eine **Grundinstanz** von A ist eine Formel

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

mit Grundtermen $t_1, \ldots, t_n$.
Ist M eine Menge geschlossener, universell quantifizierter Formeln, so sei

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

die Menge aller Grundinstanzen aller Formeln in M.

Herbrand-Strukturen

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.
Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

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

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.

Herbrand-Strukturen

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.
Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

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

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.

Herbrand-Strukturen

Karlsruhe Institute of Technology

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.
Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

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

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.

Herbrand-Strukturen

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.
Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

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

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.

Herbrand-Strukturen

Definition

Die Signatur Σ enthalte mindestens eine Konstante.
Eine Interpretation (D, I) von Σ heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

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

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.

Satz von Herbrand

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.*

Satz von Herbrand

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.*

Satz von HERBRAND

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.*

Satz von HERBRAND

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.*

Satz von HERBRAND

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.*

Beweisübersicht

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

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

die Implikationen $1 \Rightarrow 3$ und $2 \Rightarrow 4$.
Wir brauchen nur noch zu zeigen, daß $3 \Rightarrow 2$.

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_\mathcal{D}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_\mathcal{H}(A) = val_\mathcal{D}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_\mathcal{D}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_\mathcal{H}(A) = val_\mathcal{D}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_\mathcal{D}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

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

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

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

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

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_\mathcal{H}(A) = val_\mathcal{D}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_\mathcal{D}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_\mathcal{H}(A) = val_\mathcal{D}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_\mathcal{D}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$
für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_\mathcal{H}(A) = val_\mathcal{D}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_\mathcal{D}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$

$val_\mathcal{H}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Beweis

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

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

$$J(p) \quad := \quad \{(t_1, \ldots, t_n) | \quad t_i \in Term^0_\Sigma, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \ldots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole p einer Stelligkeit n.

Für jedes geschlossene Atom A gilt also $val_{\mathcal{H}}(A) = val_{\mathcal{D}}(A)$
Durch Induktion beweist man diese Relation für alle geschlossenen, quantorenfreien Formeln A.

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

$val_{\mathcal{D}}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_{\mathcal{H}}(\{x_1/t_1, \ldots, x_n/t_n\}B) = W$ für alle Grundinstanzen $t_1, \ldots, t_n$
$val_{\mathcal{H}}(\forall x_1 \ldots x_n B) = W$

Satz von HERBRAND
2. Form

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 $t_1, \ldots, t_n$, sodaß
> $\phi(t_1) \vee \ldots \vee \phi(t_n)$
> 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)

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

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

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 $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)
$\Leftrightarrow$ $\neg\phi(t_1) \wedge \ldots \wedge \neg\phi(t_n)$ besitzt kein Modell
$\Leftrightarrow$ $\phi(t_1) \vee \ldots \vee \phi(t_n)$ ist allgemeingültig

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 $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)

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

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

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 $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)

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

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

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 $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)

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

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

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

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

$\Leftrightarrow$ es gibt ein n und $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)

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

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

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 $t_1, \ldots, t_n$ so daß $\{\neg\phi(t_1), \ldots, \neg\phi(t_n)\}$ kein Modell besitzt (Anwendung des Endlichkeitssatzes)

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

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