

# Formale Systeme

Prof. Dr. Bernhard Beckert, WS 2014/2015

Prädikatenlogik: Normalformen

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK

# Quiz

Welche der folgenden logischen Folgerungen sind korrekt?

$p$  einstellige Prädikatszeichen

$c, d$  Konstantensymbole

$x, y, z$  Variablen

# Quiz

Welche der folgenden logischen Folgerungen sind korrekt?

$p$  einstellige Prädikatszeichen

$c, d$  Konstantensymbole

$x, y, z$  Variablen

$$\begin{array}{ll}
 p(c) & \models \forall x p(x) \\
 \forall x p(x) & \models p(c) \\
 \forall x \exists y A & \models \exists y \forall x A \\
 \exists x \forall y A & \models \forall y \exists x A \\
 & \models \forall x \exists y A \rightarrow \exists y \forall x A \\
 & \models \exists x \forall y A \rightarrow \forall y \exists x A
 \end{array}$$

# Quiz

Welche der folgenden logischen Folgerungen sind korrekt?

$p$  einstellige Prädikatszeichen

$c, d$  Konstantensymbole

$x, y, z$  Variablen

|                         |                                                                   |             |
|-------------------------|-------------------------------------------------------------------|-------------|
| $p(c)$                  | $\models \forall x p(x)$                                          | <i>nein</i> |
| $\forall x p(x)$        | $\models p(c)$                                                    | <i>ja</i>   |
| $\forall x \exists y A$ | $\models \exists y \forall x A$                                   | <i>nein</i> |
| $\exists x \forall y A$ | $\models \forall y \exists x A$                                   | <i>ja</i>   |
|                         | $\models \forall x \exists y A \rightarrow \exists y \forall x A$ | <i>nein</i> |
|                         | $\models \exists x \forall y A \rightarrow \forall y \exists x A$ | <i>ja</i>   |

# Prädikatenlogische Normalformen

# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

1. eine **Negationsnormalform**, wenn jedes Negationszeichen in  $A$  vor einer atomaren Teilformel steht (insbesondere keine Teilformel der Form  $\neg\neg B$ ) und keine Implikation in  $A$  vorkommt

# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

1. eine **Negationsnormalform**, wenn jedes Negationszeichen in  $A$  vor einer atomaren Teilformel steht (insbesondere keine Teilformel der Form  $\neg\neg B$ ) und keine Implikation in  $A$  vorkommt
2. *bereinigt*, wenn

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

1. eine **Negationsnormalform**, wenn jedes Negationszeichen in  $A$  vor einer atomaren Teilformel steht (insbesondere keine Teilformel der Form  $\neg\neg B$ ) und keine Implikation in  $A$  vorkommt
2. *bereinigt*, wenn
  - ▶  $\text{Frei}(A) \cap \text{Bd}(A) = \emptyset$



# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

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

# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

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

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine logisch äquivalente*

# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

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

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine logisch äquivalente*

1. *Formel  $B$  in Negationsnormalform.*

# Negationsnormalform

## Definition

Eine Formel  $A \in \text{For}$  heißt

1. eine **Negationsnormalform**, wenn jedes Negationszeichen in  $A$  vor einer atomaren Teilformel steht (insbesondere keine Teilformel der Form  $\neg\neg B$ ) und keine Implikation in  $A$  vorkommt
2. *bereinigt*, wenn
  - ▶  $\text{Frei}(A) \cap \text{Bd}(A) = \emptyset$
  - ▶ 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.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$A \wedge Qx B \leftrightarrow Qx(A \wedge B) \quad x \notin \text{Frei}(A)$$

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$A \wedge Qx B \leftrightarrow Qx(A \wedge B) \quad x \notin \text{Frei}(A)$$

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$\begin{array}{ll} A \wedge Qx B \leftrightarrow Qx(A \wedge B) & x \notin \text{Frei}(A) \\ A \vee Qx B \leftrightarrow Qx(A \vee B) & x \notin \text{Frei}(A) \end{array}$$



## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$\begin{array}{ll} A \wedge QxB \leftrightarrow Qx(A \wedge B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ A \vee QxB \leftrightarrow Qx(A \vee B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (A \rightarrow QxB) \leftrightarrow Qx(A \rightarrow B)) & x \notin \text{Frei}(A) \end{array}$$

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$\begin{array}{ll} A \wedge QxB \leftrightarrow Qx(A \wedge B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ A \vee QxB \leftrightarrow Qx(A \vee B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (A \rightarrow QxB) \leftrightarrow Qx(A \rightarrow B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (\exists xB \rightarrow A) \leftrightarrow \forall x(B \rightarrow A) & x \notin \text{Frei}(A) \end{array}$$

## Theorem

*Zu jeder Formel  $A$  gibt es eine äquivalente in Pränex-Normalform.*

Die Pränex-Normalform läßt sich aus  $A$  durch sukzessive Anwendung der Tautologien

$$\begin{array}{ll} A \wedge QxB \leftrightarrow Qx(A \wedge B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ A \vee QxB \leftrightarrow Qx(A \vee B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (A \rightarrow QxB) \leftrightarrow Qx(A \rightarrow B)) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (\exists xB \rightarrow A) \leftrightarrow \forall x(B \rightarrow A) & x \notin \text{Frei}(A) \\ (\forall xB \rightarrow A) \leftrightarrow \exists x(B \rightarrow A) & x \notin \text{Frei}(A) \end{array}$$

erhalten

## Beispiel

Aus

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

erhält man sukzessive:

## Beispiel

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:

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

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

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

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

## Eindeutigkeit?

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

sowohl  
als auch  
erhalten.

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

$$\exists x \forall y (p(x) \rightarrow q(y))$$

$$\forall y \exists x (p(x) \rightarrow q(y))$$

## 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

## Definition

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

- ▶ geschlossen ist
- ▶ die Gestalt  $\forall x_1 \dots \forall x_n B$  hat mit quantorenfreiem  $B$

## 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  $\Sigma_{sk}$  von  $\Sigma$  und eine Formel  $A_{sk} \in \text{For}_{\Sigma_{sk}}$  mit*

- $A_{sk}$  ist in Skolem-Normalform*



## Theorem

*Zu jedem  $A \in \text{For}_\Sigma$  gibt es eine endliche Erweiterung  $\Sigma_{sk}$  von  $\Sigma$  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.*

## Theorem

*Zu jedem  $A \in \text{For}_\Sigma$  gibt es eine endliche Erweiterung  $\Sigma_{sk}$  von  $\Sigma$  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.*

## Allgemeine Konstruktionsvorschrift

0. All-Abschluss der freien Variablen
1. Transformation in pränex Normalform:  $Q_1 x_1 \dots Q_n x_n B$
2. Skolemisierung
  - (a) Signatur-Erweiterung von  $\Sigma$  zu  $\Sigma_{sk}$ :  
Für jedes  $i$ ,  $1 \leq i \leq n$ , so daß  $Q_i = \exists$  wird ein neues  $k$ -stelliges Funktionszeichen  $f_i$  hinzugefügt, wobei  $k$  die Anzahl der  $Q_j$  mit  $Q_j = \forall$  und  $j < i$
  - (b) Für alle  $Q_i = \exists$ :
    - Lasse  $\exists x_i$  weg
    - Substituiere  $x_i$  in  $B$  durch  $f_i(\bar{x}_i)$ , wobei  $\bar{x}_i$  das Tupel aller Variablen  $x_j$  mit  $1 \leq j < i$  und  $Q_j = \forall$  ist.
3. Transformation der Matrix der Formel in KNF.

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:

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

# 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 quantoremfreiem  $B$  eine geschlossenen Formel.

## Grundinstanzen

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

mit quantoremfreiem  $B$  eine geschlossenen Formel.

Eine **Grundinstanz** von  $A$  ist eine Formel

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

mit Grundtermen  $t_1, \dots, t_n$ .

## 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  $\Sigma$  enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation  $(D, I)$  von  $\Sigma$  heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

## Definition

Die Signatur  $\Sigma$  enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation  $(D, I)$  von  $\Sigma$  heißt *Herbrand-Interpretation* oder *Herbrand-Struktur*, wenn

1.  $D = \text{Term}_{\Sigma}^0 =$  Menge der Grundterme.

## Definition

Die Signatur  $\Sigma$  enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation  $(D, I)$  von  $\Sigma$  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  $t_1, \dots, t_n$ .

## Definition

Die Signatur  $\Sigma$  enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation  $(D, I)$  von  $\Sigma$  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  $t_1, \dots, t_n$ .



# Herbrand-Strukturen

## Definition

Die Signatur  $\Sigma$  enthalte mindestens eine Konstante.

Eine Interpretation  $(D, I)$  von  $\Sigma$  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,

$$\text{val}_{D,I}(t) = t$$

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

## Theorem

*$\Sigma$  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*

## Theorem

*$\Sigma$  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*

## Theorem

*$\Sigma$  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*

## Theorem

*$\Sigma$  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*

## Theorem

*$\Sigma$  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  $2 \Rightarrow 4$ .

Es genügt zusätzlich noch zu zeigen, daß  $3 \Rightarrow 2$ .

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



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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole  $p$  einer Stelligkeit  $n$ .

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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

für Prädikatsymbole  $p$  einer Stelligkeit  $n$ .

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

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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

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  $A$ .

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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

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

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

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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

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

$$\begin{aligned} val_{\mathcal{D}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) &= W && \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n \\ val_{\mathcal{H}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) &= W && \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n \end{aligned}$$

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

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

$$J(p) := \{(t_1, \dots, t_n) \mid t_i \in Term_{\Sigma}^0, val_{\mathcal{D}}(p(t_1, \dots, t_n)) = W\}$$

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

$$\begin{aligned} val_{\mathcal{D}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) &= W && \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n \\ val_{\mathcal{H}}(\{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}B) &= W && \text{für alle Grundinstanzen } t_1, \dots, t_n \\ val_{\mathcal{H}}(\forall x_1 \dots \forall x_n B) &= W \end{aligned}$$

# Einschub:

## Endlichkeitssatz (Kompaktheitssatz) der Aussagenlogik

### Theorem

*Sei  $U$  eine unendliche Menge aussagenlogischer Formeln.  
 $U$  ist genau dann unerfüllbar, wenn  
es eine endliche Teilmenge  $E \subset U$  gibt, die unerfüllbar ist.*

Beweis später

## 2. Form

Sei  $\phi$  eine quantorenfreie Formel ohne Gleichheit mit (nur) einer freien Variablen  $x$ . Dann gilt

1.

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

gdw

es gibt ein  $n \in \mathbb{N}$  und  
Grundterme  $t_1, \dots, t_n$ ,  
so dass

$\phi(t_1) \vee \dots \vee \phi(t_n)$

allgemeingültig ist.

2.

$\forall x \phi$  ist unerfüllbar

gdw

es gibt ein  $n \in \mathbb{N}$  und  
Grundterme  $t_1, \dots, t_n$ ,  
so dass

$\phi(t_1) \wedge \dots \wedge \phi(t_n)$

unerfüllbar ist.



# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x\phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg\exists x\phi$  ist unerfüllbar

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg \exists x \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \forall x \neg \phi$  ist unerfüllbar

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg \exists x \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \forall x \neg \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \{ \neg \phi(t) \mid t \text{ Grundterm} \}$  ist unerfüllbar

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg \exists x \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \forall x \neg \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \{ \neg \phi(t) \mid t \text{ Grundterm} \}$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow$  es gibt ein  $n$  und  $t_1, \dots, t_n$  so daß  
 $\{ \neg \phi(t_1), \dots, \neg \phi(t_n) \}$  ist unerfüllbar

(Anwendung des Endlichkeitssatzes der Aussagenlogik)

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg \exists x \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \forall x \neg \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \{ \neg \phi(t) \mid t \text{ Grundterm} \}$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow$  es gibt ein  $n$  und  $t_1, \dots, t_n$  so daß  
 $\{ \neg \phi(t_1), \dots, \neg \phi(t_n) \}$  ist unerfüllbar  
(Anwendung des Endlichkeitssatzes der Aussagenlogik)

$\Leftrightarrow \neg \phi(t_1) \wedge \dots \wedge \neg \phi(t_n)$  ist unerfüllbar

# Beweis der 2. Form des Satzes von HERBRAND

1.:

$\exists x \phi$  ist allgemeingültig

$\Leftrightarrow \neg \exists x \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \forall x \neg \phi$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow \{ \neg \phi(t) \mid t \text{ Grundterm} \}$  ist unerfüllbar

$\Leftrightarrow$  es gibt ein  $n$  und  $t_1, \dots, t_n$  so daß  
 $\{ \neg \phi(t_1), \dots, \neg \phi(t_n) \}$  ist unerfüllbar  
(Anwendung des Endlichkeitssatzes der Aussagenlogik)

$\Leftrightarrow \neg \phi(t_1) \wedge \dots \wedge \neg \phi(t_n)$  ist unerfüllbar

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

2.: Analog