

Theoretische Informatik II

Einheit 5.3

Funktionale & Logische Programme



1. Der λ -Kalkül
2. Arithmetische Repräsentierbarkeit
3. Die Churchsche These

DER λ -KALKÜL

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

DER λ -KALKÜL

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**
 - Funktionen werden definiert und angewandt

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden **definiert** und **angewandt**
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum **Namen** der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch **Einsetzen** von Werten

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**
 - Funktionen werden definiert und angewandt
 - Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
 - Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten
- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden **definiert** und **angewandt**
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum **Namen** der Funktion
- Funktionswerte werden **ausgerechnet** durch **Einsetzen** von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f(x) = 2*x+3$$

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} x \mapsto 2*x+3$$

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

Abstraktion von x

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

2. Anwendung der Funktion:

$$f(4)$$

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

2. Anwendung der Funktion:

$$f(4) \hat{=} (\lambda x. 2*x+3)(4)$$

Applikation

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

2. Anwendung der Funktion:

$$f(4) \hat{=} (\lambda x. 2*x+3)(4)$$

Applikation

3. Auswertung der Funktion:

$$(\lambda x. 2*x+3)(4)$$

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

2. Anwendung der Funktion:

$$f(4) \hat{=} (\lambda x. 2*x+3)(4)$$

Applikation

3. Auswertung der Funktion:

$$(\lambda x. 2*x+3)(4) \xrightarrow{\beta} 2*4+3$$

Reduktion

Grundlage funktionaler Programmiersprachen

- **Einfacher mathematischer Mechanismus**

- Funktionen werden definiert und angewandt
- Beschreibung des Funktionsverhaltens wird zum Namen der Funktion
- Funktionswerte werden ausgerechnet durch Einsetzen von Werten

- **Leicht zu verstehende Basiskonzepte**

1. Definition einer Funktion:

$$f \hat{=} \lambda x. 2*x+3$$

λ -Abstraktion

Name der Funktion irrelevant für Beschreibung des Verhaltens

2. Anwendung der Funktion:

$$f(4) \hat{=} (\lambda x. 2*x+3)(4)$$

Applikation

3. Auswertung der Funktion:

$$(\lambda x. 2*x+3)(4) \xrightarrow{\beta} 2*4+3 \xrightarrow{*} 11$$

Reduktion

- Einfache Programmiersprache: λ -Terme
 - Variablen x

- Einfache Programmiersprache: λ -Terme

- Variablen x

- $\lambda x.t$, wobei x Variable und t λ -Term

- Vorkommen von x in t werden gebunden

λ -Abstraktion

- Einfache Programmiersprache: λ -Terme

- Variablen x

- $\lambda x.t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

- Vorkommen von x in t werden gebunden

- $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x.t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

- **Einfache Programmiersprache: λ -Terme**

- Variablen x

- $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

- Vorkommen von x in t werden **gebunden**

- $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

- (t) , wobei t λ -Term

- **Prioritäten und Kurzschreibweisen**

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Beispiele für λ -Terme

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden **gebunden**

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Beispiele für λ -Terme

– x

Symbole sind immer Variablen

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden gebunden

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Beispiele für λ -Terme

– x

Symbole sind immer Variablen

– $\lambda f . \lambda x . f(x)$

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden gebunden

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Beispiele für λ -Terme

– x

Symbole sind immer Variablen

– $\lambda f . \lambda x . f(x)$

– $\lambda f . \lambda g . \lambda x . f(g x)$

Funktionen höherer Ordnung

● Einfache Programmiersprache: λ -Terme

– Variablen x

– $\lambda x . t$, wobei x Variable und t λ -Term

λ -Abstraktion

Vorkommen von x in t werden gebunden

– $f t$, wobei t und f λ -Terme

Applikation

– (t) , wobei t λ -Term

● Prioritäten und Kurzschreibweisen

– Applikation bindet stärker als λ -Abstraktion

– Applikation ist links-assoziativ:

$$f t_1 t_2 \hat{=} (f t_1) t_2$$

– Notation $f(t_1, \dots, t_n)$ steht für iterierte Applikation $f t_1 \dots t_n$

● Beispiele für λ -Terme

– x

Symbole sind immer Variablen

– $\lambda f . \lambda x . f(x)$

– $\lambda f . \lambda g . \lambda x . f g (g x)$

Funktionen höherer Ordnung

– $x(x)$

Selbstanwendung

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$\begin{aligned} & (\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x) \\ \longrightarrow & \llbracket \lambda f.\lambda x. n f (f x) \rrbracket [(\lambda f.\lambda x.x) / n] \end{aligned}$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$\begin{aligned} & (\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x) \\ \longrightarrow & \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x) \end{aligned}$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$\begin{aligned} & (\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x) \\ \longrightarrow & \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x) \end{aligned}$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. \llbracket (\lambda x.x) \rrbracket [f / f] (f x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. [x] [(f x) / x]$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (f x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (f x)$$

λ -KALKÜL – BERECHNUNG DURCH AUSWERTUNG

- Ersetze Funktionsparameter durch -argumente

- **Reduktion** $(\lambda x.t)(b) \xrightarrow{\beta} t[b/x]$

- **Substitution** $t[b/x]$: ersetze freie Vorkommen von x in t durch b

- Substitution und Reduktion am Beispiel

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda f.\lambda x.x) f (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (\lambda x.x) (f x)$$
$$\longrightarrow \lambda f.\lambda x. (f x)$$

$$(\lambda n.\lambda f.\lambda x. n f (f x)) (\lambda f.\lambda x.x) \xrightarrow{3} \lambda f.\lambda x. f x$$

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

- **Vorkommen von Variablen in λ -Termen**

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

- **Vorkommen von Variablen in λ -Termen**
 - x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
 - $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ frei}} \ x$$

x gebunden

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ frei}} \ x$$

x gebunden

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$$x[t/x] = t$$

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ frei}} \ x$$

x gebunden

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$$x[t/x] = t \qquad x[t/y] = x \qquad (y \neq x)$$

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ frei}} \ x$$

x gebunden

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$x[t/x]$	$= t$	$x[t/y]$	$= x$	$(y \neq x)$
$\lambda x . u[t/x]$	$= \lambda x . u$			

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ frei}} \ x$$

x gebunden

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$x[t/x]$	$= t$	$x[t/y]$	$= x$	$(y \neq x)$
$\lambda x . u[t/x]$	$= \lambda x . u$			
$\lambda x . u[t/y]$	$= \lambda z . u[z/x][t/y]$			*

*: $y \neq x$, y frei in u , x frei in t , z neue Variable

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ gebunden}} \ x$$

x frei

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$x[t/x]$	$= t$	$x[t/y]$	$= x$	$(y \neq x)$
$\lambda x . u[t/x]$	$= \lambda x . u$			
$\lambda x . u[t/y]$	$= \lambda z . u[z/x][t/y]^*$	$\lambda x . u[t/y]$	$= \lambda x . u[t/y]$	$**$

*: $y \neq x$, y frei in u , x frei in t , z neue Variable

** : $y \neq x$, y nicht frei in u oder x nicht frei in t

SUBSTITUTION PRÄZISIERT

● Vorkommen von Variablen in λ -Termen

- x die Variable x kommt frei vor; $y \neq x$ kommt nicht vor
- $\lambda x.t$: beliebige Vorkommen von x in t werden gebunden
Vorkommen von $y \neq x$ in t bleiben unverändert
- $f t$ freie Vorkommen von x in t_i bleiben frei
- (t) gebundene Vorkommen von x bleiben gebunden

$$\lambda f . \lambda x . \underbrace{(\lambda z . f \ x \ z)}_{x \text{ gebunden}} \ x$$

x frei

● Substitution $u[t/x]$ in λ -Termen

$x[t/x]$	$= t$	$x[t/y]$	$= x$	$(y \neq x)$
$\lambda x . u[t/x]$	$= \lambda x . u$			
$\lambda x . u[t/y]$	$= \lambda z . u[z/x][t/y]^*$	$\lambda x . u[t/y]$	$= \lambda x . u[t/y]$	$**$
$f u[t/x]$	$= f[t/x] u[t/x]$	$(u)[t/x]$	$= (u[t/x])$	

*: $y \neq x$, y frei in u , x frei in t , z neue Variable

** : $y \neq x$, y nicht frei in u oder x nicht frei in t

VOM λ -KALKÜL ZU ECHTEN PROGRAMMEN

- **λ -Kalkül ist der Basismechanismus**
 - Die Assemblersprache funktionaler Programme
 - Spezialhardware (**Lisp**-Maschinen) kann λ -Terme direkt auswerten

VOM λ -KALKÜL ZU ECHTEN PROGRAMMEN

- **λ -Kalkül ist der Basismechanismus**
 - Die Assemblersprache funktionaler Programme
 - Spezialhardware (**Lisp**-Maschinen) kann λ -Terme direkt auswerten
- **Programm- und Datenstrukturen werden codiert**
 - Nicht anders als in konventionellen Computern
 - Datenstrukturen werden als Bitketten codiert
 - Programmstrukturen werden in Sprungbefehle übersetzt

VOM λ -KALKÜL ZU ECHTEN PROGRAMMEN

- **λ -Kalkül ist der Basismechanismus**
 - Die Assemblersprache funktionaler Programme
 - Spezialhardware (**Lisp**-Maschinen) kann λ -Terme direkt auswerten
- **Programm- und Datenstrukturen werden codiert**
 - Nicht anders als in konventionellen Computern
 - Datenstrukturen werden als Bitketten codiert
 - Programmstrukturen werden in Sprungbefehle übersetzt
- **Die wichtigsten Strukturen sind leicht codierbar**
 - Boolesche Operationen: **T, F, if b then s else t**
 - Tupel / Projektionen: **(s, t) , $pair.1$, $pair.2$, let $(x, y) = pair$ in t**
 - Zahlen und arithmetische Operationen
 - Iteration oder Rekursion von Funktionen

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

if T then s else t

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$$\begin{array}{l} \text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t \\ \equiv \quad \mathbf{T} s t \end{array}$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$$\begin{aligned} & \text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t \\ \equiv & \quad \mathbf{T} s t \\ \equiv & \quad (\lambda x. \lambda y. x) s t \end{aligned}$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \equiv \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \equiv \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \equiv b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$$\begin{aligned} & \text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t \\ \equiv & \mathbf{T} s t \\ \equiv & (\lambda x. \lambda y. x) s t \\ \longrightarrow & (\lambda y. s) t \end{aligned}$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \equiv \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \equiv \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \equiv b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$$\begin{aligned} & \text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t \\ \equiv & \mathbf{T} s t \\ \equiv & (\lambda x. \lambda y. x) s t \\ \longrightarrow & (\lambda y. s) t \\ \longrightarrow & s \end{aligned}$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$$\begin{aligned} & \text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t \\ \equiv & \quad \mathbf{T} s t \\ \equiv & \quad (\lambda x. \lambda y. x) s t \\ \longrightarrow & \quad (\lambda y. s) t \\ \longrightarrow & \quad s \end{aligned}$$

$$\text{if } \mathbf{F} \text{ then } s \text{ else } t$$

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$\text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t$	$\text{if } \mathbf{F} \text{ then } s \text{ else } t$
$\equiv \mathbf{T} s t$	$\equiv \mathbf{F} s t$
$\equiv (\lambda x. \lambda y. x) s t$	
$\longrightarrow (\lambda y. s) t$	
$\longrightarrow s$	

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \equiv \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \equiv \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \equiv b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

$\text{if } \mathbf{T} \text{ then } s \text{ else } t$	$\text{if } \mathbf{F} \text{ then } s \text{ else } t$
$\equiv \mathbf{T} s t$	$\equiv \mathbf{F} s t$
$\equiv (\lambda x. \lambda y. x) s t$	$\equiv (\lambda x. \lambda y. y) s t$
$\longrightarrow (\lambda y. s) t$	
$\longrightarrow s$	

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

	if T then s else t		if F then s else t
\equiv	$T s t$		$F s t$
\equiv	$(\lambda x. \lambda y. x) s t$		$(\lambda x. \lambda y. y) s t$
\longrightarrow	$(\lambda y. s) t$		$(\lambda y. y) t$
\longrightarrow	s		

DARSTELLUNG BOOLESCHER OPERATOREN IM λ -KALKÜL

Zwei verschiedene Objekte und ein Konditional

$$\mathbf{T} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. x$$

$$\mathbf{F} \quad \equiv \quad \lambda x. \lambda y. y$$

$$\text{if } b \text{ then } s \text{ else } t \quad \equiv \quad b s t$$

Konditional ist invers zu T und F

	if T then s else t		if F then s else t
\equiv	$T s t$	\equiv	$F s t$
\equiv	$(\lambda x. \lambda y. x) s t$	\equiv	$(\lambda x. \lambda y. y) s t$
\longrightarrow	$(\lambda y. s) t$	\longrightarrow	$(\lambda y. y) t$
\longrightarrow	s	\longrightarrow	t

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \mathit{pair}.1 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. x) \\ \mathit{pair}.2 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. y) \\ \mathit{let} (x, y) = \mathit{pair} \mathit{in} t &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$(s, t) \equiv \lambda p. p s t$$

$$pair.1 \equiv pair (\lambda x. \lambda y. x)$$

$$pair.2 \equiv pair (\lambda x. \lambda y. y)$$

$$let (x, y) = pair in t \equiv pair (\lambda x. \lambda y. t)$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$let (x, y) = (u, v) in t$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \text{pair.1} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. x) \\ \text{pair.2} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. y) \\ \text{let } (x, y) = \text{pair in } t &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$\begin{aligned}&\text{let } (x, y) = (u, v) \text{ in } t \\ &\equiv (u, v) (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \text{pair.1} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. x) \\ \text{pair.2} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. y) \\ \text{let } (x, y) = \text{pair in } t &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$\begin{aligned}&\text{let } (x, y) = (u, v) \text{ in } t \\ &\equiv (u, v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\equiv (\lambda p. p u v) (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \mathit{pair}.1 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. x) \\ \mathit{pair}.2 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. y) \\ \mathit{let} (x, y) = \mathit{pair} \mathit{in} t &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$\begin{aligned}&\mathit{let} (x, y) = (u, v) \mathit{in} t \\ &\equiv (u, v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\equiv (\lambda p. p u v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\longrightarrow (\lambda x. \lambda y. t) u v\end{aligned}$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \mathit{pair}.1 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. x) \\ \mathit{pair}.2 &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. y) \\ \mathit{let} (x, y) = \mathit{pair} \mathit{in} t &\equiv \mathit{pair} (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$\begin{aligned}&\mathit{let} (x, y) = (u, v) \mathit{in} t \\ &\equiv (u, v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\equiv (\lambda p. p u v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\longrightarrow (\lambda x. \lambda y. t) u v \\ &\longrightarrow (\lambda y. t[u/x]) v\end{aligned}$$

BILDUNG UND ANALYSE VON PAAREN

$$\begin{aligned}(s, t) &\equiv \lambda p. p s t \\ \text{pair.1} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. x) \\ \text{pair.2} &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. y) \\ \text{let } (x, y) = \text{pair in } t &\equiv \text{pair } (\lambda x. \lambda y. t)\end{aligned}$$

Analyseoperator ist invers zur Paarbildung

$$\begin{aligned}&\text{let } (x, y) = (u, v) \text{ in } t \\ &\equiv (u, v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\equiv (\lambda p. p u v) (\lambda x. \lambda y. t) \\ &\longrightarrow (\lambda x. \lambda y. t) u v \\ &\longrightarrow (\lambda y. t[u/x]) v \\ &\longrightarrow t[u, v/x, y]\end{aligned}$$

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

- **Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme**
 - Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

- **Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme**

- Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen

- Repräsentiere die *Zahl* n durch den Term $\lambda f . \lambda x . \underbrace{f (f \dots (f x) \dots)}_{n\text{-mal}}$

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

● Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme

- Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen
- Repräsentiere die Zahl n durch den Term $\lambda f . \lambda x . \underbrace{f (f \dots (f x) \dots)}_{n\text{-mal}}$
- Notation: $\bar{n} \equiv \lambda f . \lambda x . f^n x$

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

● Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme

- Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen
- Repräsentiere die Zahl n durch den Term $\lambda f . \lambda x . \underbrace{f (f \dots (f x) \dots)}_{n\text{-mal}}$
- Notation: $\bar{n} \equiv \lambda f . \lambda x . f^n x$
- Bezeichnung: **Church Numerals**

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

● Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme

- Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen
- Repräsentiere die Zahl n durch den Term $\lambda f . \lambda x . \underbrace{f (f \dots (f x) \dots)}_{n\text{-mal}}$
- Notation: $\bar{n} \equiv \lambda f . \lambda x . f^n x$
- Bezeichnung: **Church Numerals**

● $f: \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$ λ -berechenbar:

- Es gibt einen λ -Term t mit der Eigenschaft

$$f(x_1, \dots, x_n) = m \Leftrightarrow t \overline{x_1} \dots \overline{x_n} = \overline{m}$$

OPERATIONEN AUF NATÜRLICHEN ZAHLEN

● Darstellung von Zahlen durch iterierte Terme

- Semantisch: wiederholte Anwendung von Funktionen
- Repräsentiere die Zahl n durch den Term $\lambda f . \lambda x . \underbrace{f (f \dots (f x) \dots)}_{n\text{-mal}}$
- Notation: $\overline{n} \equiv \lambda f . \lambda x . f^n x$
- Bezeichnung: **Church Numerals**

● $f: \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$ λ -berechenbar:

- Es gibt einen λ -Term t mit der Eigenschaft

$$f(x_1, \dots, x_n) = m \Leftrightarrow t \overline{x_1} \dots \overline{x_n} = \overline{m}$$

● Operationen müssen Termvielfachheit berechnen

- z.B. $\text{add } \overline{m} \overline{n}$ muß als Wert immer den Term $\overline{m+n}$ ergeben

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

- **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

- **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
 - Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$s \bar{n} \equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x)$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x) \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x) \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \quad \equiv \quad \overline{n+1} \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$s \bar{n} \equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \equiv \overline{n+1}$$

● **Addition:** $add \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$s \bar{n} \equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \equiv \overline{n+1}$$

● **Addition:** $add \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)$

● **Multiplikation:** $mul \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m (n f) x$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

● **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$s \bar{n} \equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x)$$

$$\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \equiv \overline{n+1}$$

● **Addition:** $add \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)$

● **Multiplikation:** $mul \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m (n f) x$

● **Test auf Null:** $zero \equiv \lambda n. n (\lambda n. F) T$

PROGRAMMIERUNG IM λ -KALKÜL

- **Nachfolgerfunktion:** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

– Zeige: Der Wert von $s \bar{n}$ ist der Term $\overline{n+1}$

$$\begin{aligned} s \bar{n} &\equiv (\lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)) (\lambda f. \lambda x. f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^n x) f (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^n x) (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^n (f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{n+1} x \equiv \overline{n+1} \end{aligned}$$

- **Addition:** $add \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)$

- **Multiplikation:** $mul \equiv \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m (n f) x$

- **Test auf Null:** $zero \equiv \lambda n. n (\lambda n. F) T$

- **Vorgängerfunktion:**

$$p \equiv \lambda n. (n (\lambda f x. (s, \text{let } (f, x) = f x \text{ in } f x)) (\lambda z. \bar{0}, \bar{0})).2$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- Zeige: $\text{add } \bar{m} \ \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\text{add } \bar{m} \bar{n} \equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \ \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \ \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m \ f \ (n \ f \ x)) \ \bar{m} \ \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} \ f \ (n \ f \ x)) \ \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} \ f \ (\bar{n} \ f \ x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m \ x) \ f \ (\bar{n} \ f \ x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m x) f (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m x) (\bar{n} f x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m x) f (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m x) (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m (\bar{n} f x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m x) f (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m x) (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. f^m ((\lambda f. \lambda x. f^n x) f x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m x) f (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m x) (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. f^m ((\lambda f. \lambda x. f^n x) f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m ((\lambda x. f^n x) x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \overline{m} \ \overline{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \overline{m} \ \overline{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m \ f \ (n \ f \ x)) \ \overline{m} \ \overline{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \overline{m} \ f \ (n \ f \ x)) \ \overline{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \overline{m} \ f \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m \ x) \ f \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m \ x) \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. f^m \ ((\lambda f. \lambda x. f^n \ x) \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ ((\lambda x. f^n \ x) \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ (f^n \ x) \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \bar{m} \bar{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \bar{m} \bar{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m f (n f x)) \bar{m} \bar{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (n f x)) \bar{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \bar{m} f (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m x) f (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m x) (\bar{n} f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m (\bar{n} f x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. f^m ((\lambda f. \lambda x. f^n x) f x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m ((\lambda x. f^n x) x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m (f^n x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{m+n} x \end{aligned}$$

KORREKTHEIT DES PROGRAMMS FÜR DIE ADDITION

- **Zeige:** $\text{add } \overline{m} \ \overline{n}$ reduziert zu $\overline{m+n}$

$$\begin{aligned} \text{add } \overline{m} \ \overline{n} &\equiv (\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m \ f \ (n \ f \ x)) \ \overline{m} \ \overline{n} \\ &\longrightarrow (\lambda n. \lambda f. \lambda x. \overline{m} \ f \ (n \ f \ x)) \ \overline{n} \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. \overline{m} \ f \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. (\lambda f. \lambda x. f^m \ x) \ f \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. (\lambda x. f^m \ x) \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ (\overline{n} \ f \ x) \\ &\equiv \lambda f. \lambda x. f^m \ ((\lambda f. \lambda x. f^n \ x) \ f \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ ((\lambda x. f^n \ x) \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^m \ (f^n \ x) \\ &\longrightarrow \lambda f. \lambda x. f^{m+n} \ x \qquad \equiv \qquad \overline{m+n} \end{aligned}$$

PROGRAMMIERUNG REKURSIVER FUNKTIONEN

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

- **Fixpunktkombinator**

- λ -Term R mit der Eigenschaft: $R t = t (R t)$ für beliebige Terme t

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

- **Fixpunktkombinator**

- λ -Term R mit der Eigenschaft: $R t = t (R t)$ für beliebige Terme t
- Definiert man eine Funktion f durch $F \equiv R (\lambda f . \lambda x . t[f, x])$, wobei im Programmkörper t sowohl f als auch x vorkommen können dann gilt $F x = (\lambda f . \lambda x . t[f, x]) F x \xrightarrow{*} t[F, x]$

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

● Fixpunktkombinator

- λ -Term R mit der Eigenschaft: $R t = t (R t)$ für beliebige Terme t
- Definiert man eine Funktion f durch $F \equiv R (\lambda f. \lambda x. t[f, x])$,
wobei im Programmkörper t sowohl f als auch x vorkommen können
dann gilt $F x = (\lambda f. \lambda x. t[f, x]) F x \xrightarrow{*} t[F, x]$
- Kurzschreibweise: $F \equiv \text{letrec } f(x) = t \quad (\equiv R(\lambda f. \lambda x. t))$

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

- **Fixpunktkombinator**

- λ -Term R mit der Eigenschaft: $R t = t (R t)$ für beliebige Terme t
- Definiert man eine Funktion f durch $F \equiv R (\lambda f . \lambda x . t[f, x])$, wobei im Programmkörper t sowohl f als auch x vorkommen können dann gilt $F x = (\lambda f . \lambda x . t[f, x]) F x \xrightarrow{*} t[F, x]$
- Kurzschreibweise: $F \equiv \text{letrec } f(x) = t \quad (\equiv R(\lambda f . \lambda x . t))$

- **Y-Kombinator:** $Y \equiv \lambda f . (\lambda x . f (x x)) (\lambda x . f (x x))$

- Bekanntester Fixpunktkombinator

Anwendung sogenannter Fixpunktkombinatoren

● Fixpunktkombinator

- λ -Term R mit der Eigenschaft: $R t = t (R t)$ für beliebige Terme t
- Definiert man eine Funktion f durch $F \equiv R (\lambda f . \lambda x . t[f, x])$, wobei im Programmkörper t sowohl f als auch x vorkommen können dann gilt $F x = (\lambda f . \lambda x . t[f, x]) F x \xrightarrow{*} t[F, x]$
- Kurzschreibweise: $F \equiv \text{letrec } f(x) = t \quad (\equiv R(\lambda f . \lambda x . t))$

● Y-Kombinator: $Y \equiv \lambda f . (\lambda x . f (x x)) (\lambda x . f (x x))$

- Bekanntester Fixpunktkombinator

$$\begin{aligned}
 Y t &\equiv (\lambda f . (\lambda x . f (x x)) (\lambda x . f (x x))) t \\
 &\longrightarrow (\lambda x . t (x x)) (\lambda x . t (x x)) \\
 &\longrightarrow t ((\lambda x . t (x x)) (\lambda x . t (x x)))
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 t (Y t) &\equiv t ((\lambda f . (\lambda x . f (x x)) (\lambda x . f (x x))) t) \\
 &\longrightarrow t ((\lambda x . t (x x)) (\lambda x . t (x x)))
 \end{aligned}$$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- Nachfolgerfunktion s : $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- Nachfolgerfunktion s : $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $pr_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. x_m$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- Nachfolgerfunktion s : $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $pr_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. x_m$
- Konstantenfunktion c_m^n : $c_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. \bar{m}$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- Nachfolgerfunktion s : $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $pr_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. x_m$
- Konstantenfunktion c_m^n : $c_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. \bar{m}$
- Komposition $f \circ (g_1, \dots, g_n)$:
 - $\equiv \lambda f. \lambda g_1. \dots \lambda g_n. \lambda x. f (g_1 x) \dots (g_n x)$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- **Nachfolgerfunktion s :** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
- **Projektionsfunktionen pr_m^n :** $pr_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. x_m$
- **Konstantenfunktion c_m^n :** $c_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. \bar{m}$
- **Komposition $f \circ (g_1, \dots, g_n)$:**
 $\circ \equiv \lambda f. \lambda g_1. \dots \lambda g_n. \lambda x. f (g_1 x) \dots (g_n x)$
- **Primitive Rekursion $Pr[f, g]$:**
 $PR \equiv \lambda f. \lambda g.$
 $\text{letrec } h(x) = \lambda y. \text{if zero } y \text{ then } f x \text{ else } g x (p y) (h x (p y))$

DER λ -KALKÜL IST TURING-MÄCHTIG

Alle μ -rekursiven Funktionen sind λ -berechenbar

- **Nachfolgerfunktion s :** $s \equiv \lambda n. \lambda f. \lambda x. n f (f x)$
- **Projektionsfunktionen pr_m^n :** $pr_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. x_m$
- **Konstantenfunktion c_m^n :** $c_m^n \equiv \lambda x_1. \dots \lambda x_n. \bar{m}$
- **Komposition $f \circ (g_1, \dots, g_n)$:**
 $\circ \equiv \lambda f. \lambda g_1. \dots \lambda g_n. \lambda x. f (g_1 x) \dots (g_n x)$
- **Primitive Rekursion $Pr[f, g]$:**
 $PR \equiv \lambda f. \lambda g.$
 $\text{letrec } h(x) = \lambda y. \text{if zero } y \text{ then } f x \text{ else } g x (p y) (h x (p y))$
- **Minimierung $\mu[f]$:**
 $Mu \equiv \lambda f. \lambda x. (\text{letrec } \text{min}(y) = \text{if zero}(f x y) \text{ then } y \text{ else } \text{min}(s y)) \bar{0}$

ARITHMETISCHE REPRÄSENTIERBARKEIT

ARITHMETISCHE REPRÄSENTIERBARKEIT

Rechtfertigung logischer Programmiersprachen

Rechtfertigung logischer Programmiersprachen

- **Spezifikation von Funktionen in logischem Kalkül**
 - Formeln repräsentieren Ein-/Ausgabeverhalten von Funktionen
 - Repräsentation muß eindeutig sein (nur eine Ausgabe pro Eingabe)
 - Eindeutigkeit muß ausschließlich aus logischen Axiomen beweisbar sein

Rechtfertigung logischer Programmiersprachen

- **Spezifikation von Funktionen in logischem Kalkül**
 - Formeln repräsentieren Ein-/Ausgabeverhalten von Funktionen
 - Repräsentation muß eindeutig sein (nur eine Ausgabe pro Eingabe)
 - Eindeutigkeit muß ausschließlich aus logischen Axiomen beweisbar sein
- **Zentraler Begriff: Gültigkeit in einer Theorie**
 - Logische **Theorie T** gegeben durch formale Sprache und Axiome

Rechtfertigung logischer Programmiersprachen

- **Spezifikation von Funktionen in logischem Kalkül**
 - Formeln repräsentieren Ein-/Ausgabeverhalten von Funktionen
 - Repräsentation muß eindeutig sein (nur eine Ausgabe pro Eingabe)
 - Eindeutigkeit muß ausschließlich aus logischen Axiomen beweisbar sein
- **Zentraler Begriff: Gültigkeit in einer Theorie**
 - Logische **Theorie T** gegeben durch formale Sprache und Axiome
 - Formel F ist **gültig in T** , wenn sie logisch aus den Axiomen folgt
 - Kurzschreibweise $\models_T F$

Rechtfertigung logischer Programmiersprachen

- **Spezifikation von Funktionen in logischem Kalkül**
 - Formeln repräsentieren Ein-/Ausgabeverhalten von Funktionen
 - Repräsentation muß eindeutig sein (nur eine Ausgabe pro Eingabe)
 - Eindeutigkeit muß ausschließlich aus logischen Axiomen beweisbar sein
- **Zentraler Begriff: Gültigkeit in einer Theorie**
 - Logische **Theorie T** gegeben durch formale Sprache und Axiome
 - Formel F ist **gültig in T** , wenn sie logisch aus den Axiomen folgt
 - Kurzschreibweise $\models_T F$
- **Berechenbarkeit: $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ repräsentierbar in T**
 - $f(i_1, \dots, i_k) = j$ g.d.w. $\models_T F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$ für eine Formel F
 - In der Theorie T ist beweisbar, ob f einen bestimmten Wert annimmt
 - \bar{n} ist ein **Term** der formalen Sprache, der die **Zahl n** codiert

● Formale Sprache

- Sprache der Prädikatenlogik (mit Gleichheit)
- Konstantensymbol $\bar{0}$
- Einstelliges Funktionssymbol s
- Zweistellige Funktionssymbole $+$ und $*$

DIE ARITHMETISCHE THEORIE \mathcal{Q}

● Formale Sprache

- Sprache der Prädikatenlogik (mit Gleichheit)
- Konstantensymbol $\bar{0}$
- Einstelliges Funktionssymbol s
- Zweistellige Funktionssymbole $+$ und $*$

● Semantik: Logik + 7 Axiome (ohne Induktion!)

$$Q_1: \forall x, y. s(x) = s(y) \Rightarrow x = y$$

$$Q_2: \forall x. s(x) \neq \bar{0}$$

$$Q_3: \forall x. x \neq \bar{0} \Rightarrow \exists y. x = s(y)$$

$$Q_4: \forall x. x + \bar{0} = x$$

$$Q_5: \forall x, y. x + s(y) = s(x + y)$$

$$Q_6: \forall x. x * \bar{0} = \bar{0}$$

$$Q_7: \forall x, y. x * s(y) = (x * y) + x$$

DIE ARITHMETISCHE THEORIE \mathcal{Q}

● Formale Sprache

- Sprache der Prädikatenlogik (mit Gleichheit)
- Konstantensymbol $\bar{0}$
- Einstelliges Funktionssymbol \mathbf{s}
- Zweistellige Funktionssymbole $+$ und $*$

● Semantik: Logik + 7 Axiome (ohne Induktion!)

$$Q_1: \forall x, y. \mathbf{s}(x) = \mathbf{s}(y) \Rightarrow x = y$$

$$Q_2: \forall x. \mathbf{s}(x) \neq \bar{0}$$

$$Q_3: \forall x. x \neq \bar{0} \Rightarrow \exists y. x = \mathbf{s}(y)$$

$$Q_4: \forall x. x + \bar{0} = x$$

$$Q_5: \forall x, y. x + \mathbf{s}(y) = \mathbf{s}(x + y)$$

$$Q_6: \forall x. x * \bar{0} = \bar{0}$$

$$Q_7: \forall x, y. x * \mathbf{s}(y) = (x * y) + x$$

● Axiome gelten auch für Nichtstandardzahlen

- Es sind auch andere Interpretationen der Symbole \mathbf{s} , $+$, $*$ möglich
Definiere Operationen \mathbf{s} , $+$, $*$ auf $\mathbb{N} \cup \{\infty, \infty'\}$
Kommutativität, Assoziativität müssen auf $\mathbb{N} \cup \{\infty, \infty'\}$ nicht gelten

DIE ARITHMETISCHE THEORIE \mathcal{Q}

● Formale Sprache

- Sprache der Prädikatenlogik (mit Gleichheit)
- Konstantensymbol $\bar{0}$
- Einstelliges Funktionssymbol \mathbf{s}
- Zweistellige Funktionssymbole $+$ und $*$

● Semantik: Logik + 7 Axiome (ohne Induktion!)

$$Q_1: \forall x, y. \mathbf{s}(x) = \mathbf{s}(y) \Rightarrow x = y$$

$$Q_2: \forall x. \mathbf{s}(x) \neq \bar{0}$$

$$Q_3: \forall x. x \neq \bar{0} \Rightarrow \exists y. x = \mathbf{s}(y)$$

$$Q_4: \forall x. x + \bar{0} = x$$

$$Q_5: \forall x, y. x + \mathbf{s}(y) = \mathbf{s}(x + y)$$

$$Q_6: \forall x. x * \bar{0} = \bar{0}$$

$$Q_7: \forall x, y. x * \mathbf{s}(y) = (x * y) + x$$

● Axiome gelten auch für Nichtstandardzahlen

- Es sind auch andere Interpretationen der Symbole \mathbf{s} , $+$, $*$ möglich
Definiere Operationen \mathbf{s} , $+$, $*$ auf $\mathbb{N} \cup \{\infty, \infty'\}$

Kommutativität, Assoziativität müssen auf $\mathbb{N} \cup \{\infty, \infty'\}$ nicht gelten

Dennoch kann man alle berechenbaren Funktionen in \mathcal{Q} repräsentieren

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

Multiplikation

$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0})))}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

Multiplikation

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

Vergleich \leq (*Hilfsprädikat für Funktionsbeschreibungen*)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

Multiplikation

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

Vergleich \leq (*Hilfsprädikat für Funktionsbeschreibungen*)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

Subtraktion

$$\text{SUB}(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (\text{LE}(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

Multiplikation $\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$

Vergleich \leq (*Hilfsprädikat für Funktionsbeschreibungen*) $\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$

$<$ $\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$

Subtraktion $\text{SUB}(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (\text{LE}(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$

Division $\text{DIV}(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. \text{LT}(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$

Divisionsrest/Modulo $\text{MOD}(x_1, x_2, y) \equiv \text{LT}(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

– Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $i_1, \dots, i_k, j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ genau dann, wenn } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j}) \quad (\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0}))\dots)}_{n\text{-mal}})$$

- **Beispiele repräsentierbarer Funktionen**

Addition: Bestimme 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

Einfach, da $+$ Teil der Sprache ist: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 + x_2$

Multiplikation

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

Vergleich \leq (*Hilfsprädikat für Funktionsbeschreibungen*)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

Subtraktion

$$\text{SUB}(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (\text{LE}(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$$

Division

$$\text{DIV}(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. \text{LT}(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$$

Divisionsrest/Modulo

$$\text{MOD}(x_1, x_2, y) \equiv \text{LT}(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$$

- **Repräsentierbarkeit in \mathcal{Q} ist Turing-mächtig**

– Alle μ -rekursiven Funktionen sind repräsentierbar in \mathcal{Q}

WEITERE MODELLE FÜR BERECHENBARKEIT

- **Abakus**

- Erweiterung des mechanischen Abakus: beliebig viele Stangen und Kugeln
- Zwei Operationen: Kugel hinzunehmen / Kugel wegnehmen

WEITERE MODELLE FÜR BERECHENBARKEIT

- **Abakus**

- Erweiterung des mechanischen Abakus: beliebig viele Stangen und Kugeln
- Zwei Operationen: Kugel hinzunehmen / Kugel wegnehmen

- **Registermaschinen**

- Direkter Zugriff auf endliche Zahl von Registern
- Register enthalten (unbegrenzte) natürliche Zahlen
- Befehle entsprechen elementarem Assembler

WEITERE MODELLE FÜR BERECHENBARKEIT

● **Abakus**

- Erweiterung des mechanischen Abakus: beliebig viele Stangen und Kugeln
- Zwei Operationen: Kugel hinzunehmen / Kugel wegnehmen

● **Registermaschinen**

- Direkter Zugriff auf endliche Zahl von Registern
- Register enthalten (unbegrenzte) natürliche Zahlen
- Befehle entsprechen elementarem Assembler

● **Mini-PASCAL**

- Basisversion einer imperativen höheren Programmiersprache
- Arithmetische Operationen, Fallunterscheidung, Schleifen
- Operationale Semantik erklärt Bedeutung der Befehle

WEITERE MODELLE FÜR BERECHENBARKEIT

● **Abakus**

- Erweiterung des mechanischen Abakus: beliebig viele Stangen und Kugeln
- Zwei Operationen: Kugel hinzunehmen / Kugel wegnehmen

● **Registermaschinen**

- Direkter Zugriff auf endliche Zahl von Registern
- Register enthalten (unbegrenzte) natürliche Zahlen
- Befehle entsprechen elementarem Assembler

● **Mini-PASCAL**

- Basisversion einer imperativen höheren Programmiersprache
- Arithmetische Operationen, Fallunterscheidung, Schleifen
- Operationale Semantik erklärt Bedeutung der Befehle

● **Markov-Algorithmen**

- Wie Typ-0 Grammatiken, aber mit fester Strategie für Regelanwendung
- Verarbeitet Eingabeworte, statt mit einem Startsymbol zu beginnen

WEITERE MODELLE FÜR BERECHENBARKEIT

● **Abakus**

- Erweiterung des mechanischen Abakus: beliebig viele Stangen und Kugeln
- Zwei Operationen: Kugel hinzunehmen / Kugel wegnehmen

● **Registermaschinen**

- Direkter Zugriff auf endliche Zahl von Registern
- Register enthalten (unbegrenzte) natürliche Zahlen
- Befehle entsprechen elementarem Assembler

● **Mini-PASCAL**

- Basisversion einer imperativen höheren Programmiersprache
- Arithmetische Operationen, Fallunterscheidung, Schleifen
- Operationale Semantik erklärt Bedeutung der Befehle

● **Markov-Algorithmen**

- Wie Typ-0 Grammatiken, aber mit fester Strategie für Regelanwendung
- Verarbeitet Eingabeworte, statt mit einem Startsymbol zu beginnen

Alle Modelle sind ebenfalls Turing-mächtig

DIE CHURCHSCHE THESE

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind äquivalent**
 - Keines kann mehr berechnen als Turingmaschinen

DIE CHURCHSCHE THESE

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind äquivalent**

- Keines kann mehr berechnen als Turingmaschinen
- Es ist keine Funktion bekannt, die man intuitiv als berechenbar ansehen würde, aber nicht mit einer Turingmaschine berechnen kann

DIE CHURCHSCHE THESE

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind äquivalent**
 - Keines kann mehr berechnen als Turingmaschinen
 - Es ist keine Funktion bekannt, die man intuitiv als berechenbar ansehen würde, aber nicht mit einer Turingmaschine berechnen kann
- **These von A. Church:** Die Klasse der Turing-berechenbaren Funktionen ist identisch mit der Klasse der intuitiv berechenbaren Funktionen

DIE CHURCHSCHE THESE

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind äquivalent**
 - Keines kann mehr berechnen als Turingmaschinen
 - Es ist keine Funktion bekannt, die man intuitiv als berechenbar ansehen würde, aber nicht mit einer Turingmaschine berechnen kann
- **These von A. Church: Die Klasse der Turing-berechenbaren Funktionen ist identisch mit der Klasse der intuitiv berechenbaren Funktionen**
 - **Unbeweisbar**, aber wahrscheinlich richtige Behauptung

DIE CHURCHSCHE THESE

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind äquivalent**
 - Keines kann mehr berechnen als Turingmaschinen
 - Es ist keine Funktion bekannt, die man intuitiv als berechenbar ansehen würde, aber nicht mit einer Turingmaschine berechnen kann
- **These von A. Church: Die Klasse der Turing-berechenbaren Funktionen ist identisch mit der Klasse der intuitiv berechenbaren Funktionen**
 - **Unbeweisbar**e, aber wahrscheinlich richtige Behauptung
 - **Arbeitshypothese** für theoretische Argumente erlaubt, intuitiv formulierte Programme in Beweisen zu verwenden

- **Es gibt viele äquivalente Modelle**

- Maschinen-basierte Modelle: Turingmaschinen, Registermaschinen, ...
- Programmiersprachen-basierte Modelle: Mini-PASCAL, Mini-Java, ...
- Abstrakte mathematische Beschreibung: rekursive Funktionen
- Funktionale Programmierung: λ -Kalkül
- Logische Programmierung: Arithmetische Repräsentierbarkeit

BERECHENBARKEITSMODELLE IM RÜCKBLICK

- **Es gibt viele äquivalente Modelle**

- Maschinen-basierte Modelle: Turingmaschinen, Registermaschinen, ...
- Programmiersprachen-basierte Modelle: Mini-PASCAL, Mini-Java, ...
- Abstrakte mathematische Beschreibung: rekursive Funktionen
- Funktionale Programmierung: λ -Kalkül
- Logische Programmierung: Arithmetische Repräsentierbarkeit

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind i.w. äquivalent**

BERECHENBARKEITSMODELLE IM RÜCKBLICK

- **Es gibt viele äquivalente Modelle**

- Maschinen-basierte Modelle: Turingmaschinen, Registermaschinen, ...
- Programmiersprachen-basierte Modelle: Mini-PASCAL, Mini-Java, ...
- Abstrakte mathematische Beschreibung: rekursive Funktionen
- Funktionale Programmierung: λ -Kalkül
- Logische Programmierung: Arithmetische Repräsentierbarkeit

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind i.w. äquivalent**

- **These:** Alle berechenbaren Funktionen sind Turing-berechenbar
(oder rekursiv, λ -berechenbar, arithmetisch repräsentierbar, ...)

- **Es gibt viele äquivalente Modelle**

- Maschinen-basierte Modelle: Turingmaschinen, Registermaschinen, ...
- Programmiersprachen-basierte Modelle: Mini-PASCAL, Mini-Java, ...
- Abstrakte mathematische Beschreibung: rekursive Funktionen
- Funktionale Programmierung: λ -Kalkül
- Logische Programmierung: Arithmetische Repräsentierbarkeit

- **Alle Berechenbarkeitsmodelle sind i.w. äquivalent**

- **These:** Alle berechenbaren Funktionen sind Turing-berechenbar (oder rekursiv, λ -berechenbar, arithmetisch repräsentierbar, ...)
- Die Theorie des Berechenbaren hängt nicht vom konkreten Modell ab, sondern basiert auf allgemeinen Eigenschaften, die alle Modelle (implizit) gemeinsam haben

ANHANG

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- Definiere **Numeral** $\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0})))}_{n\text{-mal}} \dots$
 - Codierung der Zahl n als Term der formalen Sprache von \mathcal{Q}

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- Definiere **Numeral** $\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0})))\dots}_{n\text{-mal}}$
 - Codierung der Zahl n als Term der formalen Sprache von \mathcal{Q}

- Definiere: $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $(i_1, \dots, i_k) \in \mathbb{N}^k$, $j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

$$f(i_1, \dots, i_k) \neq j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} \neg F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- Definiere **Numeral** $\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0})))\dots}_{n\text{-mal}}$

– Codierung der Zahl n als Term der formalen Sprache von \mathcal{Q}

- Definiere: $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $(i_1, \dots, i_k) \in \mathbb{N}^k$, $j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

$$f(i_1, \dots, i_k) \neq j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} \neg F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

In \mathcal{Q} ist beweisbar, ob f bei Eingabe i_1, \dots, i_k einen Wert j annimmt

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q}

- Definiere **Numeral** $\bar{n} \equiv \underbrace{s(\dots(s(\bar{0})))}_{n\text{-mal}}$

– Codierung der Zahl n als Term der formalen Sprache von \mathcal{Q}

- Definiere: $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ **repräsentierbar in \mathcal{Q}**

Es gibt eine $k+1$ -stellige Formel F , so daß für alle $(i_1, \dots, i_k) \in \mathbb{N}^k$, $j \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(i_1, \dots, i_k) = j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

$$f(i_1, \dots, i_k) \neq j \text{ impliziert } \models_{\mathcal{Q}} \neg F(\bar{i}_1, \dots, \bar{i}_k, \bar{j})$$

In \mathcal{Q} ist beweisbar, ob f bei Eingabe i_1, \dots, i_k einen Wert j annimmt

- **Konstruktion repräsentierbarer Funktionen**

- Angabe einer Formel F , die das Ein-/Ausgabeverhalten von f beschreibt
- Nachweis, daß F (nur) für gültige Ein-/Ausgabepaare in \mathcal{Q} beweisbar ist

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

- **Addition**

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest.

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=}$ $\text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

- Für $j = 0$ folgt $i=k$, also $\bar{i}=\bar{k}$ und über Axiom Q_4 : $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{0}=\bar{i}$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=}$ $\text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

- Für $j = 0$ folgt $i=k$, also $\bar{i}=\bar{k}$ und über Axiom Q_4 : $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{0}=\bar{i}$
- Es gelte $\models_{\mathcal{Q}} \bar{n}=\bar{i}+\bar{j}$ für alle n und $j=m \in \mathbb{N}$ mit $i+j=n$
- Es sei $j=m+1$, also $\bar{j}=\mathbf{s}(\bar{m})$ und es gelte $i+j=k$.

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

- Für $j = 0$ folgt $i=k$, also $\bar{i}=\bar{k}$ und über Axiom Q_4 : $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{0}=\bar{i}$
- Es gelte $\models_{\mathcal{Q}} \bar{n}=\bar{i}+\bar{j}$ für alle n und $j=m \in \mathbb{N}$ mit $i+j=n$
- Es sei $j=m+1$, also $\bar{j}=\mathbf{s}(\bar{m})$ und es gelte $i+j=k$.

Dann gilt $k = i+m+1 = n+1$ und $\bar{k}=\mathbf{s}(\bar{n})$.

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

- Für $j = 0$ folgt $i=k$, also $\bar{i}=\bar{k}$ und über Axiom Q_4 : $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{0}=\bar{i}$
- Es gelte $\models_{\mathcal{Q}} \bar{n}=\bar{i}+\bar{j}$ für alle n und $j=m \in \mathbb{N}$ mit $i+j=n$
- Es sei $j=m+1$, also $\bar{j}=\mathbf{s}(\bar{m})$ und es gelte $i+j=k$.

Dann gilt $k = i+m+1 = n+1$ und $\bar{k}=\mathbf{s}(\bar{n})$.

Mit Axiom Q_5 folgt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{j} = \bar{i}+\mathbf{s}(\bar{m}) = \mathbf{s}(\bar{i}+\bar{m}) = \mathbf{s}(\bar{n}) = \bar{k}$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN

● Addition

- Bestimme eine 3-stellige Formel **ADD** mit $i+j=k$ gdw. $\models_{\mathcal{Q}} \text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$
- Einfach, da Addition vordefiniert: $\text{ADD}(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

● Korrektheit der Repräsentation

- Zeige: für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j=k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k}=\bar{i}+\bar{j}$ ($\hat{=}$ $\text{ADD}(\bar{i}, \bar{j}, \bar{k})$)
und für alle $i, j, k \in \mathbb{N}$ mit $i+j \neq k$ gilt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$

Sei i beliebig, aber fest. Wir führen den Beweis durch Induktion über j :

- Für $j = 0$ folgt $i=k$, also $\bar{i}=\bar{k}$ und über Axiom Q_4 : $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{0}=\bar{i}$
- Es gelte $\models_{\mathcal{Q}} \bar{n}=\bar{i}+\bar{j}$ für alle n und $j=m \in \mathbb{N}$ mit $i+j=n$
- Es sei $j=m+1$, also $\bar{j}=\mathbf{s}(\bar{m})$ und es gelte $i+j=k$.

Dann gilt $k = i+m+1 = n+1$ und $\bar{k}=\mathbf{s}(\bar{n})$.

Mit Axiom Q_5 folgt $\models_{\mathcal{Q}} \bar{i}+\bar{j} = \bar{i}+\mathbf{s}(\bar{m}) = \mathbf{s}(\bar{i}+\bar{m}) = \mathbf{s}(\bar{n}) = \bar{k}$

Der Beweis für $i+j \neq k$ impliziert $\models_{\mathcal{Q}} \bar{k} \neq \bar{i}+\bar{j}$ ist analog

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- Multiplikation

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation**

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

- **Vergleich \leq** (Prädikat)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation**

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

- **Vergleich \leq** (Prädikat)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

- **Subtraktion**

$$\text{SUB}(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (\text{LE}(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation**

$$\text{MUL}(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$$

- **Vergleich \leq** (Prädikat)

$$\text{LE}(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$$

$<$

$$\text{LT}(x, y) \equiv \text{LE}(s(x), y)$$

- **Subtraktion**

$$\text{SUB}(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (\text{LE}(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$$

- **Division**

$$\text{DIV}(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. \text{LT}(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation** $MUL(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$
- **Vergleich** \leq (Prädikat) $LE(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$
 $<$ $LT(x, y) \equiv LE(s(x), y)$
- **Subtraktion** $SUB(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (LE(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$
- **Division** $DIV(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. LT(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$
- **Divisionsrest/Modulo** $MOD(x_1, x_2, y) \equiv LT(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation** $MUL(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$
- **Vergleich** \leq (Prädikat) $LE(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$
 $<$ $LT(x, y) \equiv LE(s(x), y)$
- **Subtraktion** $SUB(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (LE(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$
- **Division** $DIV(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. LT(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$
- **Divisionsrest/Modulo** $MOD(x_1, x_2, y) \equiv LT(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$
- **Teilbarkeit** (Prädikat) $DIVIDES(x_1, x_2) \equiv \exists z. x_1 * z = x_2$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation** $MUL(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$
- **Vergleich** \leq (Prädikat) $LE(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$
 $<$ $LT(x, y) \equiv LE(s(x), y)$
- **Subtraktion** $SUB(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (LE(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$
- **Division** $DIV(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. LT(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$
- **Divisionsrest/Modulo** $MOD(x_1, x_2, y) \equiv LT(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$
- **Teilbarkeit** (Prädikat) $DIVIDES(x_1, x_2) \equiv \exists z. x_1 * z = x_2$
- **Primzahleigenschaft** (Prädikat) $PRIME(x) \equiv \forall y. (LT(y, x) \wedge LT(\bar{1}, y)) \Rightarrow \neg DIVIDES(y, x)$

BEISPIELE REPRÄSENTIERBARER FUNKTIONEN (II)

- **Multiplikation** $MUL(x_1, x_2, y) \equiv y = x_1 * x_2$
- **Vergleich** \leq (Prädikat) $LE(x, y) \equiv \exists z. x + z = y$
 $<$ $LT(x, y) \equiv LE(s(x), y)$
- **Subtraktion** $SUB(x_1, x_2, y) \equiv x_1 = x_2 + y \vee (LE(x_1, x_2) \wedge y = \bar{0})$
- **Division** $DIV(x_1, x_2, y) \equiv \exists z. LT(z, x_2) \wedge x_2 * y + z = x_1$
- **Divisionsrest/Modulo** $MOD(x_1, x_2, y) \equiv LT(y, x_2) \wedge \exists z. x_2 * z + y = x_1$
- **Teilbarkeit** (Prädikat) $DIVIDES(x_1, x_2) \equiv \exists z. x_1 * z = x_2$
- **Primzahleigenschaft** (Prädikat) $PRIME(x) \equiv \forall y. (LT(y, x) \wedge LT(\bar{1}, y)) \Rightarrow \neg DIVIDES(y, x)$

Mehr Beispiele in den Übungen

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (I)

Definiere **Min-rekursive Funktionen**

Definition rekursiver Funktionen ohne primitive Rekursion

Definiere **Min-rekursive Funktionen**

Definition rekursiver Funktionen ohne primitive Rekursion

- **\mathcal{R}_{min}** : Menge der **min-rekursiven Funktionen**
 - Addition, Nachfolger, Projektions- oder Konstantenfunktion sowie
 - Alle Funktionen, die aus min-rekursiven Funktionen durch Komposition oder Minimierung entstehen

Definiere **Min-rekursive Funktionen**

Definition rekursiver Funktionen ohne primitive Rekursion

- **\mathcal{R}_{min} : Menge der min-rekursiven Funktionen**

- Addition, Nachfolger, Projektions- oder Konstantenfunktion sowie
- Alle Funktionen, die aus min-rekursiven Funktionen durch Komposition oder Minimierung entstehen

Wichtiger Sonderfall für Vergleiche mit anderen Modellen

Definiere **Min-rekursive Funktionen**

Definition rekursiver Funktionen ohne primitive Rekursion

- \mathcal{R}_{min} : Menge der **min-rekursiven Funktionen**
 - Addition, Nachfolger, Projektions- oder Konstantenfunktion sowie
 - Alle Funktionen, die aus min-rekursiven Funktionen durch Komposition oder Minimierung entstehen

Wichtiger Sonderfall für Vergleiche mit anderen Modellen

- $\mathcal{R}_{min} \subseteq \mathcal{R}$: min-rekursive Funktionen sind μ -rekursiv
 - Offensichtlich, da Addition μ -rekursiv ist

Definiere **Min-rekursive Funktionen**

Definition rekursiver Funktionen ohne primitive Rekursion

- \mathcal{R}_{min} : Menge der **min-rekursiven Funktionen**
 - Addition, Nachfolger, Projektions- oder Konstantenfunktion sowie
 - Alle Funktionen, die aus min-rekursiven Funktionen durch Komposition oder Minimierung entstehen

Wichtiger Sonderfall für Vergleiche mit anderen Modellen

- $\mathcal{R}_{min} \subseteq \mathcal{R}$: min-rekursive Funktionen sind μ -rekursiv
 - Offensichtlich, da Addition μ -rekursiv ist
- $\mathcal{R} \subseteq \mathcal{R}_{min}$: μ -rekursive Funktionen sind min-rekursiv
 - Beschreibe Abarbeitung des Stacks einer primitiven Rekursion
 - Suche nach erstem erzeugten Stack der Länge 1 (Details aufwendig)

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- Nachfolgerfunktion s : $S(x, y) \equiv y=s(x)$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- Nachfolgerfunktion s : $S(x, y) \equiv y=s(x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $PR_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=x_m$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- Nachfolgerfunktion s : $S(x, y) \equiv y=s(x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $PR_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=x_m$
- Konstantenfunktion c_m^n : $C_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=\bar{m}$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- Nachfolgerfunktion s : $S(x, y) \equiv y=s(x)$
- Projektionsfunktionen pr_m^n : $PR_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=x_m$
- Konstantenfunktion c_m^n : $C_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=\bar{m}$
- Addition add : $ADD(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- **Nachfolgerfunktion s :** $S(x, y) \equiv y=s(x)$
- **Projektionsfunktionen pr_m^n :** $PR_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=x_m$
- **Konstantenfunktion c_m^n :** $C_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=\bar{m}$
- **Addition add :** $ADD(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$
- **Komposition $f \circ (g_1, \dots, g_n)$:**

$$H(\vec{x}, z) \equiv \exists y_1, \dots, y_n. (G_1(\vec{x}, y_1) \wedge \dots \wedge G_n(\vec{x}, y_n) \wedge F(y_1, \dots, y_n, z))$$

H repräsentiert $f \circ (g_1, \dots, g_n)$, wenn F, G_1, \dots, G_n Repräsentationen von f, g_1, \dots, g_n

REPRÄSENTIERBARKEIT IN \mathcal{Q} IST TURING-MÄCHTIG (II)

Alle min-rekursiven Funktionen sind repräsentierbar

- **Nachfolgerfunktion s :** $S(x, y) \equiv y=s(x)$
- **Projektionsfunktionen pr_m^n :** $PR_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=x_m$
- **Konstantenfunktion c_m^n :** $C_m^n(x_1, \dots, x_n, y) \equiv y=\bar{m}$
- **Addition add :** $ADD(x_1, x_2, y) \equiv y=x_1+x_2$
- **Komposition $f \circ (g_1, \dots, g_n)$:**
$$H(\vec{x}, z) \equiv \exists y_1, \dots, y_n. (G_1(\vec{x}, y_1) \wedge \dots \wedge G_n(\vec{x}, y_n) \wedge F(y_1, \dots, y_n, z))$$

 H repräsentiert $f \circ (g_1, \dots, g_n)$, wenn F, G_1, \dots, G_n Repräsentationen von f, g_1, \dots, g_n
- **Minimierung $\mu[f]$:**
$$H(\vec{x}, y) \equiv \forall w. LE(w, y) \Rightarrow [F(\vec{x}, y, \bar{0}) \Leftrightarrow w=y]$$

H repräsentiert $\mu[f]$, wenn F Repräsentation von f