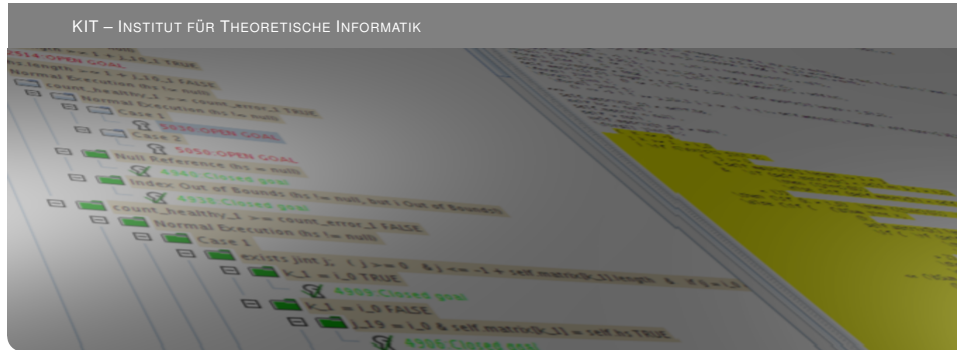


Formale Systeme

Prof. Dr. Bernhard Beckert, WS 2015/2016

Peano-Arithmetik

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK





- ▶ Geboren 1858 in Spinetta
- ▶ Gestorben 1932 in Turin
- ▶ Beiträge zur Mathematik und Linguistik
- ▶ Eine zentrale Publikation:
Arithmetices principia: nova methodo
exposita
erschienen 1889 im Verlag Augustae
Taurinorum
online Version <http://www.archive.org/stream/arithmeticespri00peangoog#page/n6/mode/2up>

- ▶ Konstantensymbole 0, 1 für *Null* und *Eins*
- ▶ zweistelliges Funktionszeichen für + für Addition
- ▶ zweistelliges Funktionszeichen für * für Multiplikation

Die Peano Axiome PA (prädikatenlogische Version)

1. $\forall x(x + 1 \neq 0)$
2. $\forall x \forall y(x + 1 \doteq y + 1 \rightarrow x \doteq y)$
3. $\forall x(x + 0 \doteq x)$
4. $\forall x \forall y(x + (y + 1) \doteq (x + y) + 1)$
5. $\forall x(x * 0 \doteq 0)$
6. $\forall x \forall y(x * (y + 1) \doteq (x * y) + x)$
7. Für jede Σ_{PA} -Formel ϕ
 $\forall \bar{z}((\phi(0) \wedge \forall x(\phi(x) \rightarrow \phi(x + 1))) \rightarrow \forall x(\phi))$

Induktionsaxiom

Axiom 7 ist ein Axiomenschema.

Beispiel

Für die Formel $\phi = x + z \doteq z + x$ ergibt sich die Instanziierung des Induktionsschemas:

$$\begin{aligned}
 &\forall z(\\
 &\quad 0 + z \doteq z + 0 \wedge \\
 &\quad \forall x(x + z \doteq z + x \rightarrow (x + 1) + z \doteq z + (x + 1)) \\
 &\rightarrow \forall x(x + z \doteq z + x))
 \end{aligned}$$

- ▶ Induktionsvariable x
- ▶ Parameter z
- ▶ Induktionsanfang $x = 0$
- ▶ Induktionsschritt $x \rightsquigarrow x + 1$

Die folgenden beiden Formeln sind aus PA ableitbar:

1. $\forall w(w + 0 \doteq 0 + w)$
2. $0 \neq 1$

Folgerung von 2. aus 1.

Aus Axiom 3 $\forall x(x + 0 \doteq x)$

- | | | |
|---|-----------------------------------|------------------|
| 1 | folgt für $x \rightsquigarrow 1$ | $1 + 0 \doteq 1$ |
| 2 | Teil 1 mit $w \rightsquigarrow 1$ | $0 + 1 \doteq 1$ |
| | Axiom 1 $\forall x(x + 1 \neq 0)$ | |
| 3 | mit $x \rightsquigarrow 0$ | $0 + 1 \neq 0$ |
| 4 | aus 2 und 3 folgt | $1 \neq 0$ |

$$PA \vdash \forall w (w + 0 \doteq 0 + w)$$

Induktionsanfang

$$0 + 0 \doteq 0 + 0 \quad \text{Gleichheitsaxiom der Logik}$$

Induktionsschritt

$$\begin{aligned} (w + 1) + 0 &\doteq w + 1 && \text{Axiom 3 von links nach rechts} \\ & && \text{mit } x \rightsquigarrow (w + 1) \\ &\doteq (w + 0) + 1 && \text{Axiom 3 von rechts nach links} \\ & && \text{mit } x \rightsquigarrow w \\ &\doteq (0 + w) + 1 && \text{Induktionsvoraussetzung} \\ &\doteq 0 + (w + 1) && \text{Axiom 4 von rechts nach links} \\ & && \text{mit } x \rightsquigarrow 0, y \rightsquigarrow w \end{aligned}$$

Assoziativität der Addition

$$PA \vdash \forall u \forall v \forall w ((u + v) + w \doteq u + (v + w))$$

Induktion nach w Induktionsanfang: $(u + v) + 0 \doteq u + (v + 0)$

$$\begin{array}{lll} (u + v) + 0 & \doteq & u + v & \text{Ax 3} \\ & & & x \rightsquigarrow (u + v) \\ v + 0 & \doteq & v & \text{Ax 3} \\ & & & x \rightsquigarrow v \end{array}$$

Induktionshypothese $(u + v) + w \doteq u + (v + w)$

Induktionsbehauptung $(u + v) + (w + 1) \doteq u + (v + (w + 1))$

$$\begin{array}{lll} (u + v) + (w + 1) & \doteq & ((u + v) + w) + 1 & \text{Ax 4} \\ & & & x, y \rightsquigarrow (u + v), w \\ & \doteq & (u + (v + w)) + 1 & \text{IndHyp} \\ & \doteq & (u + ((v + w) + 1)) & \text{Ax 4} \\ & & & x, y \rightsquigarrow u, v + w \end{array}$$

Vollständigkeit von PA ?

Kann man alle wahren Aussagen über die Struktur $\mathcal{N} = \langle \mathbb{N}, +, *, 0, 1 \rangle$ aus den Axiomen PA herleiten?

Notation:

$$\begin{aligned}Th(\mathcal{N}) &= \{ \phi \in Fml_{\Sigma_{PA}} \mid \mathcal{N} \models \phi \} \\Cn(PA) &= \{ \phi \in Fml_{\Sigma_{PA}} \mid PA \vdash \phi \}\end{aligned}$$

Fakten:

1. $Cn(PA) \subseteq Th(\mathcal{N})$
2. $Cn(PA)$ ist rekursiv aufzählbar

Frage: $Cn(PA) = Th(\mathcal{N})$

Antwort: Nein. Denn:

$Th(\mathcal{N})$ ist nicht rekursiv aufzählbar (nicht axiomatisierbar)

1. Gödelscher Unvollständigkeitssatz

Bemerkung

Für alle $\phi \in \text{Fml}_{\Sigma_{PA}}$ gilt:

$$\phi \in \text{Th}(\mathcal{N}) \text{ oder } \neg\phi \in \text{Th}(\mathcal{N})$$

Darum:

Wäre $\text{Th}(\langle \mathbb{N}, +, 0, 1 \rangle)$ rekursiv aufzählbar,
dann wäre $\text{Th}(\langle \mathbb{N}, +, 0, 1 \rangle)$ auch entscheidbar.

Presburger Arithmetik

$\text{Th}(\langle \mathbb{N}, +, 0, 1 \rangle)$ (ohne Multiplikation)
ist rekursiv aufzählbar und entscheidbar

$$Cn(PA) \subsetneq Th(\mathcal{N})$$

Bedeutung der Lücke zwischen $Cn(PA)$ und $Th(\mathcal{N})$ für die Praxis? **Gering!**

- ▶ Wenig relevante/verständliche Beispiele für ϕ mit

$$\phi \in Th(\mathcal{N}) \text{ und } \phi \notin Cn(PA)$$

- ▶ Nichtstandardmodelle von PA sind alle „seltsam“ (Modelle, die nicht isomorph zu \mathcal{N} sind)

Satz von Tennenbaum:

In allen Nichtstandardmodellen von PA sind Addition und Multiplikation nicht-berechenbare Funktionen.