

Logik II

Markus Lohrey

Universität Siegen

Sommersemester 2020

Organisatorisches zur Vorlesung

Informationen finden Sie unter

<http://www.eti.uni-siegen.de/ti/lehre/ss20/logikii/>

z. B.

- ▶ Aktuelle Version der Folien
- ▶ Übungsblätter

Literaturempfehlung:

- ▶ Schöning: Logik für Informatiker, Spektrum Akademischer Verlag
- ▶ Ebbinghaus, Flum, Thomas: Einführung in die mathematische Logik, Spektrum Akademischer Verlag

Die **Übungen** werden von Herrn Carl Philipp Reh organisiert.

Wiederholung aus GTI

Definition (semi-entscheidbar)

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist **semi-entscheidbar**, falls es gibt einen Algorithmus mit folgenden Eigenschaften gibt:

Für alle $x \in \Sigma^*$ gilt:

- ▶ Wenn $x \in L$, dann terminiert der Algorithmus bei Eingabe x .
- ▶ Wenn $x \notin L$, dann terminiert der Algorithmus bei Eingabe x nicht.

Äquivalenter Begriff: Rekursiv aufzählbar.

Definition (rekursiv aufzählbar)

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist **rekursiv aufzählbar**, falls es gibt eine berechenbare totale Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow \Sigma^*$ gibt mit $L = \{f(i) \mid i \in \mathbb{N}\}$.

Wiederholung aus GTI

Definition (entscheidbar und unentscheidbar)

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist **entscheidbar**, falls es gibt einen Algorithmus mit folgenden Eigenschaften gibt: Für alle $x \in \Sigma^*$ gilt:

- ▶ Wenn $x \in L$, dann terminiert der Algorithmus bei Eingabe x mit der Ausgabe "Ja".
- ▶ Wenn $x \notin L$, dann terminiert der Algorithmus bei Eingabe x mit der Ausgabe "Nein".

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist **unentscheidbar**, falls sie nicht entscheidbar ist.

Satz

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist entscheidbar genau dann, wenn L und $\Sigma^* \setminus L$ beide semi-entscheidbar sind.

Wiederholung aus Logik I

Eine prädikatenlogische Formel F ist:

- ▶ **erfüllbar**, falls es eine zu F passende Struktur \mathcal{A} mit $\mathcal{A} \models F$ gibt (d.h. F ist wahr in der Struktur \mathcal{A}).
- ▶ **gültig**, falls $\mathcal{A} \models F$ für jede zu F passende Struktur \mathcal{A} gilt.

Konsequenz aus dem Satz von Gilmore

Die Menge der unerfüllbaren prädikatenlogischen Formeln ist semi-entscheidbar.

Korollar

Die Menge der gültigen prädikatenlogischen Formeln ist semi-entscheidbar.

Beweis: F ist gültig, genau dann, wenn $\neg F$ unerfüllbar ist.

Unentscheidbarkeit der Prädikatenlogik

Wir wollen nun den folgenden zentralen Satz beweisen:

Satz von Church

Die Menge der gültigen prädikatenlogischen Formeln ist unentscheidbar.

Korollar

Die Menge der erfüllbaren prädikatenlogischen Formeln ist nicht semi-entscheidbar.

Beweis: Die Menge der unerfüllbaren Formeln ist semi-entscheidbar.

Wäre also die Menge der erfüllbaren Formeln semi-entscheidbar, so wäre sie entscheidbar.

Also wäre auch die Menge der unerfüllbaren Formeln und damit die Menge der gültigen Formeln entscheidbar. □

Registermaschinen

Wir beweisen den Satz von Church durch eine Reduktion vom Halteproblem für **Registermaschinenprogramme**.

Seien R_1, R_2, \dots Bezeichner für **Register**.

Intuition: Jedes Register speichert eine natürliche Zahl ab.

Eine **Registermaschinenprogramm** (kurz **RMP**) P besteht aus einer Folge $A_1; A_2; \dots; A_l$ von Anweisungen, wobei A_l die Anweisung STOP ist, und für alle $1 \leq i \leq l - 1$ die Anweisung A_i von einem der folgenden Typen ist:

- ▶ $R_j := R_j + 1$ für ein $1 \leq j \leq l$
- ▶ $R_j := R_j - 1$ für ein $1 \leq j \leq l$
- ▶ IF $R_j = 0$ THEN k_1 ELSE k_2 für $1 \leq j, k_1, k_2 \leq l$,

Eine **Konfiguration** von P ist ein Tupel $(i, n_1, \dots, n_l) \in \mathbb{N}^{l+1}$ mit $1 \leq i \leq l$.

Intuition: i ist die Nummer der Anweisung, die als nächste ausgeführt wird, und n_j ist der aktuelle Inhalt von Register R_j .

Registermaschinen

Für Konfigurationen (i, n_1, \dots, n_l) und (i', n'_1, \dots, n'_l) schreiben wir

$$(i, n_1, \dots, n_l) \rightarrow_P (i', n'_1, \dots, n'_l)$$

genau dann, wenn $1 \leq i \leq l-1$ und einer der folgenden Fälle gilt:

- ▶ $A_i = (R_j := R_j + 1)$ für ein $1 \leq j \leq l$, $i' = i + 1$, $n'_j = n_j + 1$, $n'_k = n_k$ für $k \neq j$.
- ▶ $A_i = (R_j := R_j - 1)$ für ein $1 \leq j \leq l$, $i' = i + 1$, $n_j = n'_j = 0$ oder $(n_j > 0, n'_j = n_j - 1)$, und $n'_k = n_k$ für $k \neq j$.
- ▶ $A_i = (\text{IF } R_j = 0 \text{ THEN } k_1 \text{ ELSE } k_2)$ für ein $1 \leq j, k_1, k_2 \leq l$, $n'_k = n_k$ für alle $1 \leq k \leq l$, $i' = k_1$ falls $n_j = 0$, $i' = k_2$ falls $n_j > 0$.

Wir definieren

$$\text{HALT} = \{P \mid P = A_1; A_2; \dots; A_l \text{ ist ein RMP mit } l \text{ Anweisungen,} \\ (1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^* (l, n_1, \dots, n_l) \text{ für } n_1, \dots, n_l \geq 0\}$$

Beweis des Satzes von Church

Registermaschinenprogramme entsprechen genau den GOTO-Programmen aus der GTI.

Dort haben wir gezeigt, dass eine Turingmaschine durch ein GOTO-Programm simuliert werden kann (und umgekehrt).

Da das Halteproblem für Turingmaschinen auf dem leeren Band (Hält eine Turingmaschine, wenn Sie mit dem leeren Band gestartet wird?) unentscheidbar ist, erhalten wir:

Unentscheidbarkeit des Halteproblems für RMPs

Die Menge HALT ist unentscheidbar.

Bemerkung: HALT ist semi-entscheidbar: Simuliere ein gegebenes RMP auf der Startkonfiguration $(1, 0, \dots, 0)$ und stoppe, wenn das RMP bei der STOP-Anweisung ankommt.

Beweis des Satzes von Church

Wir beweisen den Satz von Church, indem wir jedem RMP P effektiv eine prädikatenlogischen Aussage F_P zuordnen, so dass gilt:

$$F_P \text{ ist gültig} \iff P \in \text{HALT}$$

Sei $P = A_1; A_2; \dots; A_l$ ein RMP.

Wir fixieren folgende Symbole:

- ▶ $<$: 2-stelliges Prädikatensymbol
- ▶ c : Konstante
- ▶ f, g : 1-stellige Funktionssymbole
- ▶ R : $(l + 2)$ -stelliges Prädikatensymbol

Beweis des Satzes von Church

Wir definieren eine Struktur \mathcal{A}_P durch Fallunterscheidung:

1. Fall: $P \notin \text{HALT}$:

- ▶ Universum $U_{\mathcal{A}_P} = \mathbb{N}$
- ▶ $<^{\mathcal{A}_P} = \{(n, m) \mid n < m\}$ (gewöhnliche Ordnung auf \mathbb{N})
- ▶ $c^{\mathcal{A}_P} = 0$
- ▶ $f^{\mathcal{A}_P}(n) = n + 1$, $g^{\mathcal{A}_P}(n + 1) = n$, $g^{\mathcal{A}_P}(0) = 0$
- ▶ $R^{\mathcal{A}_P} = \{(s, i, n_1, \dots, n_l) \mid (1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (i, n_1, \dots, n_l)\}$

2. Fall: $P \in \text{HALT}$:

Sei t so, dass $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^t (l, n_1, \dots, n_l)$ und $e = \max\{t, l\}$.

- ▶ Universum $U_{\mathcal{A}_P} = \{0, 1, \dots, e\}$
- ▶ $<^{\mathcal{A}_P} = \{(n, m) \mid n < m\}$ (gewöhnliche Ordnung auf $\{0, 1, \dots, e\}$)
- ▶ $c^{\mathcal{A}_P} = 0$
- ▶ $f^{\mathcal{A}_P}(n) = n + 1$ für $0 \leq n \leq e - 1$ und $f^{\mathcal{A}_P}(e) = e$.
- ▶ $g^{\mathcal{A}_P}(n + 1) = n$ für $0 \leq n \leq e - 1$ und $g^{\mathcal{A}_P}(0) = 0$.
- ▶ $R^{\mathcal{A}_P} = \{(s, i, n_1, \dots, n_l) \mid 0 \leq s \leq t, (1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (i, n_1, \dots, n_l)\}$

Beweis des Satzes von Church

Im folgenden verwenden wir die Abkürzung \bar{m} für den Term $f^m(c)$.

Wir definieren nun eine Aussage G_P (in der $<, c, f, g$ und R vorkommen) mit folgenden Eigenschaften:

(A) $\mathcal{A}_P \models G_P$

(B) Für jedes Modell \mathcal{A} von G_P gilt Folgendes:

Wenn $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (i, n_1, \dots, n_l)$, dann:

$$\mathcal{A} \models R(\bar{s}, \bar{i}, \bar{n}_1, \dots, \bar{n}_l) \wedge \bigwedge_{q=0}^{s-1} \bar{q} < \overline{q+1}.$$

Wir definieren

$$G_P = G_0 \wedge R(\bar{0}, \bar{1}, \bar{0}, \dots, \bar{0}) \wedge G_1 \wedge \dots \wedge G_{l-1}$$

wobei die Aussagen G_0, G_1, \dots, G_{l-1} wie folgt definiert sind.

Beweis des Satzes von Church

G_0 sagt aus:

- ▶ $<$ ist eine lineare Ordnung mit kleinstem Element c ,
- ▶ $x \leq f(x)$ und $g(x) \leq x$ für alle x ,
- ▶ für jedes x , das nicht das größte Element bzgl. $<$ ist, ist $f(x)$ der unmittelbare Nachfolger von x , und
- ▶ für jedes x , das nicht das kleinste Element c ist, ist $g(x)$ der unmittelbare Vorgänger von x .

$$\begin{aligned} \forall x, y, z & ((\neg x < x) \wedge (x = y \vee x < y \vee y < x) \wedge ((x < y \wedge y < z) \rightarrow x < z) \\ & \wedge (x = c \vee c < x) \\ & \wedge (x = f(x) \vee x < f(x)) \\ & \wedge (x = g(x) \vee g(x) < x) \\ & \wedge (\exists u(x < u) \rightarrow (x < f(x) \wedge \forall u(x < u \rightarrow (u = f(x) \vee f(x) < u)))) \\ & \wedge (\exists u(u < x) \rightarrow (g(x) < x \wedge \forall u(u < x \rightarrow (u = g(x) \vee u < g(x))))) \end{aligned}$$

Beweis des Satzes von Church

Bemerkung: Für jedes Modell \mathcal{A} von G_0 gilt:

- ▶ $\mathcal{A} \models g(c) = c$
- ▶ $\mathcal{A} \models \forall x (\exists u (x < u) \rightarrow g(f(x)) = x)$

Beweis des Satzes von Church

G_i für $1 \leq i \leq l - 1$ beschreibt die Wirkung der Anweisung A_i .

1. Fall: $A_i = (R_j := R_j + 1)$. Dann sei

$$G_i = \forall x \forall x_1 \cdots \forall x_l \left(R(x, \bar{i}, x_1, \dots, x_l) \rightarrow \right. \\ \left. (x < f(x) \wedge R(f(x), \overline{i+1}, x_1, \dots, x_{j-1}, f(x_j), x_{j+1}, \dots, x_l)) \right)$$

2. Fall: $A_i = (R_j := R_j - 1)$. Dann sei

$$G_i = \forall x \forall x_1 \cdots \forall x_l \left(R(x, \bar{i}, x_1, \dots, x_l) \rightarrow \right. \\ \left. (x < f(x) \wedge R(f(x), \overline{i+1}, x_1, \dots, x_{j-1}, g(x_j), x_{j+1}, \dots, x_l)) \right)$$

Beweis des Satzes von Church

3. Fall: $A_j = (\text{IF } R_j = 0 \text{ THEN } k_1 \text{ ELSE } k_2)$ für ein $1 \leq j, k_1, k_2 \leq l$.
Dann sei

$$G_j = \forall x \forall x_1 \cdots \forall x_l \left(R(x, \bar{i}, x_1, \dots, x_l) \rightarrow (x < f(x) \wedge (x_j = c \wedge R(f(x), \bar{k}_1, x_1, \dots, x_l)) \vee (x_j > c \wedge R(f(x), \bar{k}_2, x_1, \dots, x_l))) \right)$$

Aussage (A) folgt sofort aus der Definition von \mathcal{A}_P und G_P .

Aussage (B) beweisen wir durch eine Induktion über s .

IA: $s = 0$. Gelte $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^0 (i, n_1, \dots, n_l)$, d.h. $i = 1$ und $n_1 = n_2 = \dots = n_l = 0$.

Aus $\mathcal{A} \models G_P$ folgt $\mathcal{A} \models R(\bar{0}, \bar{1}, \bar{0}, \dots, \bar{0})$, d. h. $\mathcal{A} \models R(\bar{s}, \bar{i}, \bar{n}_1, \dots, \bar{n}_l)$.

Beweis des Satzes von Church

IS: Sei nun $s > 0$ und gelte Aussage (B) für $s - 1$.

Sei $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (i, n_1, \dots, n_l)$.

Dann gibt es j, m_1, \dots, m_l mit

$$(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^{s-1} (j, m_1, \dots, m_l) \rightarrow_P (i, n_1, \dots, n_l)$$

Aus der IH folgt

$$A \models R(\overline{s-1}, \bar{j}, \overline{m_1}, \dots, \overline{m_l}) \wedge \bigwedge_{q=0}^{s-2} \bar{q} < \overline{q+1}.$$

Wir machen nun eine Fallunterscheidung bezüglich der Anweisung A_j , wobei wir nur den Fall betrachten, dass A_j von der Form $R_k := R_k - 1$ ist.

Es gilt dann $i = j + 1$, $n_1 = m_1, \dots, n_{k-1} = m_{k-1}$,
 $n_{k+1} = m_{k+1}, \dots, n_l = m_l$, ($n_k = m_k = 0$ oder $m_k > 0$ und $n_k = m_k - 1$).

Beweis des Satzes von Church

Wegen $\mathcal{A} \models G_j$ gilt:

$$\mathcal{A} \models \forall y, y_1, \dots, y_l \left(R(y, \bar{j}, y_1, \dots, y_l) \rightarrow \right. \\ \left. (y < f(y) \wedge R(f(y), \overline{j+1}, y_1, \dots, y_{k-1}, g(y_k), y_{k+1}, \dots, y_l)) \right)$$

Wegen $\mathcal{A} \models R(\overline{s-1}, \bar{j}, \overline{m_1}, \dots, \overline{m_l})$ folgt

$$\mathcal{A} \models \overline{s-1} < f(\overline{s-1}) \wedge \\ R(f(\overline{s-1}), \overline{j+1}, \overline{m_1}, \dots, \overline{m_{k-1}}, g(\overline{m_k}), \overline{m_{k+1}}, \dots, \overline{m_l})$$

d.h.

$$\mathcal{A} \models \overline{s-1} < \bar{s} \wedge R(\bar{s}, \bar{i}, \overline{n_1}, \dots, \overline{n_{k-1}}, g(\overline{m_k}), \overline{n_{k+1}}, \dots, \overline{n_l})$$

Beweis des Satzes von Church

Wegen $\mathcal{A} \models \overline{s-1} < \bar{s}$ gilt

$$\mathcal{A} \models \bigwedge_{q=0}^{s-1} \bar{q} < \overline{q+1}.$$

Ausserdem folgt aus $\mathcal{A} \models G_0$, dass $\mathcal{A} \models g(\overline{m_k}) = \overline{n_k}$.

Also gilt auch $\mathcal{A} \models R(\bar{s}, \bar{i}, \bar{n}_1, \dots, \bar{n}_l)$.

Damit sind (A) und (B) gezeigt.

Beweis des Satzes von Church:

Setze $F_P = (G_P \rightarrow \exists x \exists x_1 \dots \exists x_l R(x, \bar{l}, x_1, \dots, x_l))$

Behauptung: F_P ist gültig $\iff P \in \text{HALT}$.

Beweis des Satzes von Church

Ist F_P gültig, so gilt insbesondere $\mathcal{A}_P \models F_P$.

Wegen (A) gilt $\mathcal{A}_P \models \exists x \exists x_1 \cdots \exists x_l R(x, \bar{l}, x_1, \dots, x_l)$.

Also gibt es $s, n_1, \dots, n_l \geq 0$ mit $(s, l, n_1, \dots, n_l) \in R^{\mathcal{A}_P}$.

Es folgt $P \in \text{HALT}$.

Sei nun $P \in \text{HALT}$ und gelte $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (l, n_1, \dots, n_l)$

Sei \mathcal{A} eine Struktur mit $\mathcal{A} \models G_P$.

Aus (B) folgt $\mathcal{A} \models R(\bar{s}, \bar{l}, \bar{n}_1, \dots, \bar{n}_l)$.

Also ist F_P gültig. □

Der Satz von Trachtenbrot

Eine Formel F ist **im Endlichen erfüllbar** genau dann, wenn F ein Modell mit einem endlichen Universum hat, sonst ist F **im Endlichen unerfüllbar**.

Lemma

Die Menge der im Endlichen erfüllbaren Formeln ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Sei $\mathcal{A}_1, \mathcal{A}_2, \mathcal{A}_3, \dots$ eine systematische Auflistung aller endlichen zu F passenden Strukturen (o.B.d.A. ist $I_{\mathcal{A}_i}$ nur auf den in F vorkommenden Prädikaten- und Funktionssymbolen definiert).

Folgender Algorithmus terminiert genau dann, wenn F im endlichen erfüllbar ist:

```
 $i := 1;$   
while true do  
  if  $\mathcal{A}_i \models F$  then STOP else  $i := i + 1$   
end
```



Der Satz von Trachtenbrot

Eine Formel F ist **im Endlichen gültig** genau dann, wenn jede endliche zu F passende Struktur ein Modell von F ist.

Beispiel: Die Formel

$$\forall x \forall y (f(x) = f(y) \rightarrow x = y) \leftrightarrow \forall y \exists x (f(x) = y)$$

ist im Endlichen gültig, aber nicht (allgemein) gültig.

Satz von Trachtenbrot

Die Menge der im Endlichen erfüllbaren Formeln ist unentscheidbar.

Korollar

Die Menge der im Endlichen unerfüllbaren Formeln sowie die Menge der im Endlichen gültigen Formeln ist nicht semi-entscheidbar.

Der Satz von Trachtenbrot

Beweis des Satzes von Trachtenbrot:

Wir verwenden die Konstruktion aus dem Beweis des Satzes von Church.

Behauptung: G_P ist im Endlichen erfüllbar $\iff P \in \text{HALT}$.

(1) Gelte $P \in \text{HALT}$.

Dann ist \mathcal{A}_P endlich und es gilt $\mathcal{A}_P \models G_P$ nach Aussage (A).

Also ist G_P im Endlichen erfüllbar.

Der Satz von Trachtenbrot

(2) Sei G_P im Endlichen erfüllbar.

Sei \mathcal{A} eine endliche Struktur mit $\mathcal{A} \models G_P$.

Angenommen $P \notin \text{HALT}$ gilt.

Also gibt es für jede Zahl $s \geq 0$ Zahlen i, n_1, \dots, n_l mit $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^s (i, n_1, \dots, n_l)$.

Aussage (B) impliziert, dass $\mathcal{A} \models \bar{i} < \overline{i+1}$ für alle $i \geq 0$.

Da $<^{\mathcal{A}}$ eine lineare Ordnung ist (wegen $\mathcal{A} \models G_0$) ist die Menge $\{\mathcal{A}(\bar{i}) \mid i \geq 0\}$ unendlich, was ein Widerspruch ist. □

(Un)entscheidbare Theorien

Sei \mathcal{A} eine Struktur, wobei der Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$ endlich sei und keine Variablen enthält.

Sei $f_1, \dots, f_n, R_1, \dots, R_m$ der Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$.

Wir identifizieren dann \mathcal{A} mit dem Tupel $(U^{\mathcal{A}}, f_1^{\mathcal{A}}, \dots, f_n^{\mathcal{A}}, R_1^{\mathcal{A}}, \dots, R_m^{\mathcal{A}})$, wofür wir auch $(U^{\mathcal{A}}, f_1, \dots, f_n, R_1, \dots, R_m)$ schreiben.

Definition

Die **Theorie von \mathcal{A}** ist die Menge von Formeln

$$\text{Th}(\mathcal{A}) = \{F \mid F \text{ ist eine Aussage, } \mathcal{A} \text{ passt zu } F, \mathcal{A} \models F\}.$$

Wir interessieren uns für die Frage, ob eine Struktur eine entscheidbare Theorie hat.

(Un)entscheidbare Theorien

Satz

Sei \mathcal{A} eine beliebige Struktur. Dann ist $\text{Th}(\mathcal{A})$ entscheidbar genau dann, wenn $\text{Th}(\mathcal{A})$ semi-entscheidbar ist.

Beweis: Sei $\text{Th}(\mathcal{A})$ semi-entscheidbar und sei F eine beliebige Aussage. Dann gilt entweder $F \in \text{Th}(\mathcal{A})$ oder $\neg F \in \text{Th}(\mathcal{A})$.

Wir können daher einen Semi-Entscheidungsalgorithmus für $\text{Th}(\mathcal{A})$ mit Eingabe F und $\neg F$ parallel laufen lassen.

Einer der beiden Läufe wird irgendwann mit der Antwort terminieren. □

(Un)entscheidbare Theorien

Für die Frage nach der Entscheidbarkeit einer Struktur können wir uns auf sogenannte **relationale Strukturen** beschränken.

Eine Struktur $\mathcal{A} = (A, f_1, \dots, f_n, R_1, \dots, R_m)$ ist **relational**, falls $n = 0$ gilt.

Für eine beliebige Struktur $\mathcal{A} = (A, f_1, \dots, f_n, R_1, \dots, R_m)$ definieren wir

$$\mathcal{A}_{\text{rel}} = (A, P_1, \dots, P_n, R_1, \dots, R_m)$$

wobei

$$P_i = \{(a_1, \dots, a_k, a) \mid f_i(a_1, \dots, a_k) = a\}.$$

Lemma

$\text{Th}(\mathcal{A})$ ist entscheidbar genau dann, wenn $\text{Th}(\mathcal{A}_{\text{rel}})$ entscheidbar ist.

Beweis: Übung.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik (nach Ebbinghaus, Flum, Thomas)

Satz (Gödel 1931)

$\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot)$ ist unentscheidbar.

Korollar

$\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot)$ ist nicht semi-entscheidbar, also nicht rekursiv aufzählbar.

Für den Beweis reduzieren wir die Menge HALT von terminierenden RMPs auf $\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot)$.

Um den Beweis etwas komfortabler zu machen, betrachten wir $\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot, s, 0)$ mit $s(n) = n + 1$.

Übung: $\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot, s, 0)$ unentscheidbar \iff $\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot)$ unentscheidbar

\Leftarrow : klar

\Rightarrow : definiere $x = 0$ und $x = y + 1$ durch geeignete Formeln mit \cdot und $+$.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Sei nun $P = A_1; A_2; \dots; A_l$ ein RMP, in dem die Register R_1, \dots, R_l verwendet werden.

Wir konstruieren eine arithmetische Formel F_P mit den freien Variablen x, x_1, \dots, x_l , so dass für alle $1 \leq i \leq l$ und $n_1, \dots, n_l \in \mathbb{N}$ folgende beiden Aussagen äquivalent sind:

- ▶ $(\mathbb{N}, +, \cdot, s, 0)_{[x/i, x_1/n_1, \dots, x_l/n_l]} \models F_P$
- ▶ $(1, 0, \dots, 0) \rightarrow_P^* (i, n_1, \dots, n_l)$

Dann gilt $P \in \text{HALT} \iff (\mathbb{N}, +, \cdot, s, 0) \models \exists x_1 \dots \exists x_l F_P[x/s^l(0)]$.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Intuitiv sagt die Formel F_P Folgendes aus:

Es gibt ein $s \geq 0$ und Konfigurationen C_0, C_1, \dots, C_s mit:

- ▶ $C_0 = (1, 0, \dots, 0)$
- ▶ $C_s = (x, x_1, \dots, x_l)$
- ▶ $C_i \rightarrow_P C_{i+1}$ für alle $0 \leq i \leq s - 1$

Wir können die $(l + 1)$ -Tupel C_0, C_1, \dots, C_s durch ein $(s + 1)(l + 1)$ -Tupel kodieren, und müssen dann Folgendes ausdrücken, wobei $k = l + 1$ sei.

Es gibt ein $s \geq 0$ und ein Tupel

$(y_0, y_1, \dots, y_{k-1}, y_k, y_{k+1}, \dots, y_{2k-1}, \dots, y_{sk}, y_{sk+1}, \dots, y_{(s+1)k-1})$ mit:

- ▶ $y_0 = 1, y_1 = 0, \dots, y_{k-1} = 0$
- ▶ $y_{sk} = x, y_{sk+1} = x_1, \dots, y_{(s+1)k-1} = x_l$
- ▶ $(y_{ik}, \dots, y_{(i+1)k-1}) \rightarrow_P (y_{(i+1)k}, \dots, y_{(i+2)k-1})$ für alle $0 \leq i \leq s - 1$

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Will man dies durch eine arithmetische Formel ausdrücken, hat man das Problem, dass man nicht über Folgen von Zahlen quantifizieren kann ($\exists y \exists x_1 \exists x_2 \cdots \exists x_y$ ist nicht zulässig).

Um trotzdem eine Quantifizierung über beliebig lange Folgen zu simulieren, benötigen wir **Gödels β -Funktion**.

Lemma

Es gibt eine Funktion $\beta : \mathbb{N}^3 \rightarrow \mathbb{N}$ mit:

- ▶ Für jede Folge (a_0, \dots, a_r) über \mathbb{N} gibt es $t, p \in \mathbb{N}$, so dass $\beta(t, p, i) = a_i$ für alle $0 \leq i \leq r$
- ▶ Es gibt eine arithmetische Formel B mit freien Variablen v, x, y, z , so dass für alle $t, p, i, a \in \mathbb{N}$ gilt:

$$(\mathbb{N}, +, \cdot, s, 0)_{[v/t, x/p, y/i, z/a]} \models B \iff \beta(t, p, i) = a$$

Man sagt auch: β ist **arithmetisch definierbar**.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Beweis des Lemmas:

Sei (a_0, \dots, a_r) eine beliebige Folge über \mathbb{N} .

Sei p eine Primzahl mit $p > r + 1$ und $p > a_i$ für alle i .

Sei weiter

$$t = 1p^0 + a_0p^1 + 2p^2 + a_1p^3 + \dots + (i+1)p^{2i} + a_ip^{2i+1} + \dots + (r+1)p^{2r} + a_rp^{2r+1}.$$

D.h. $(1, a_0, 2, a_1, \dots, (i+1), a_i, \dots, (r+1), a_r)$ ist die Darstellung von t zur Basis p .

Beachte: Da p eine Primzahl ist, gilt für jede Zahl $x \in \mathbb{N}$:

Es gibt ein $m \in \mathbb{N}$ mit $x = p^{2m}$ genau dann, wenn:

- ▶ x ist ein Quadrat ($\exists y : x = y^2$), und
- ▶ für alle $d \geq 2$ mit $d|x$ gilt $p|d$.

Hierbei steht $x|y$ für: x teilt y .

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Behauptung 1: Für alle $a \in \mathbb{N}$ und alle $0 \leq i \leq r$ gilt $a = a_i$ genau dann, wenn es $b_0, b_1, b_2 \in \mathbb{N}$ gibt mit:

(a) $t = b_0 + b_1((i + 1) + ap + b_2p^2)$

(b) $a < p$

(c) $b_0 < b_1$

(d) b_1 ist ein Quadrat, und für alle $d \geq 2$ mit $d|b_1$ gilt $p|d$
(d.h. $\exists m : b_1 = p^{2m}$)

\Rightarrow : Wenn $a = a_i$ dann können wir b_0, b_1, b_2 wie folgt wählen:

$$b_0 = 1p^0 + a_0p^1 + 2p^2 + a_1p^3 + \dots + ip^{2i-2} + a_{i-1}p^{2i-1}$$

$$b_1 = p^{2i}$$

$$b_2 = (i + 2) + a_{i+1}p + \dots + a_r p^{2(r-i)-1}$$

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

⇐: Gelte (a)-(d), d.h.

$$\begin{aligned}t &= b_0 + b_1((i+1) + ap + b_2p^2) \\ &= b_0 + (i+1)p^{2m} + ap^{2m+1} + p^{2m+2}b_2.\end{aligned}$$

wobei $b_0 < b_1 = p^{2m}$, $a < p$ und $(i+1) < p$.

Ein Vergleich mit

$$t = 1p^0 + a_0p^1 + 2p^2 + a_1p^3 + \dots + (i+1)p^{2i} + a_ip^{2i+1} + \dots + (r+1)p^{2r} + a_rp^{2r+1}$$

liefert wegen der Eindeutigkeit der Basis- p Zahlendarstellung $m = i$ sowie $a = a_j$.

Damit ist Behauptung 1 bewiesen.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Wir können nun die Gödelsche β -Funktion definieren:

Für alle $t, p, i \in \mathbb{N}$ ist $\beta(t, p, i)$

- (i) die kleinste Zahl $a \in \mathbb{N}$, so dass es $b_0, b_1, b_2 \in \mathbb{N}$ mit den Eigenschaften (a)–(d) von Folie 33 gibt,
- (ii) bzw. 0, falls es $b_0, b_1, b_2 \in \mathbb{N}$ mit den Eigenschaften (a)–(d) nicht gibt.

Bemerkung:

- ▶ Die Wahl von 0 in Punkt (ii) ist dabei willkürlich (jede andere Zahl würde auch gehen).
- ▶ Ebenso ist die Wahl des Minimums für a in Punkt (i) willkürlich. Wichtig ist nur, dass eine eindeutige Zahl a mit den Eigenschaften (a)–(d) gewählt wird (man hätte z.B. auch das Maximum nehmen können).

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Behauptung 2: Für jede Folge (a_0, \dots, a_r) über \mathbb{N} gibt es $t, p \in \mathbb{N}$, so dass $\beta(t, p, i) = a_i$ für alle $0 \leq i \leq r$ gilt.

Sei (a_0, \dots, a_r) eine Folge über \mathbb{N} .

Definiere p und t wie auf Folie 32.

Sei nun $0 \leq i \leq r$ beliebig.

Wegen Behauptung 1 (Richtung \Rightarrow) gibt es $a, b_0, b_1, b_2 \in \mathbb{N}$, so dass (a)–(d) gelten (nimm hierzu $a = a_i$).

Nach Definition der Funktion β gibt es dann $b_0, b_1, b_2 \in \mathbb{N}$, so dass (a)–(d) auch mit $a = \beta(t, p, i)$ gelten.

Wegen Behauptung 1 (Richtung \Leftarrow) muss $\beta(t, p, i) = a_i$ gelten.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Behauptung 3: β ist arithmetisch definierbar.

Alle vier Eigenschaften (a)–(d) von Folie 33 lassen sich arithmetisch definieren.

Eigenschaft (d) wird z.B. durch folgende Formel definiert:

$$\exists x : b_1 = x^2 \wedge \forall x : ((\exists y : s(s(x)) \cdot y = b_1) \rightarrow \exists z : (p \cdot z = s(s(x)))).$$

Hierbei steht $s(s(x))$ für die Zahl d in Eigenschaft (d) (die zweimalige Anwendung der Nachfolgerfunktion s stellt sicher, dass $s(s(x)) \geq 2$ gilt).

Mit den Behauptungen 2 und 3 ist das Lemma nun bewiesen. □

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Wir können nun den Beweis für die Unentscheidbarkeit der Arithmetik beenden.

Wir müssen folgende Aussage durch eine arithmetische Formel (mit freien Variablen x, x_1, \dots, x_l) ausdrücken:

Es gibt ein s und ein Tupel

$(y_0, y_1, \dots, y_{k-1}, y_k, y_{k+1}, \dots, y_{2k-1}, \dots, y_{sk}, y_{sk+1}, \dots, y_{(s+1)k-1})$ mit:

- ▶ $y_0 = 1, y_1 = 0, \dots, y_{k-1} = 0$
- ▶ $y_{sk} = x, y_{sk+1} = x_1, \dots, y_{(s+1)k-1} = x_l$
- ▶ $(y_{ik}, \dots, y_{(i+1)k-1}) \rightarrow_P (y_{(i+1)k}, \dots, y_{(i+2)k-1})$ für alle $0 \leq i \leq s-1$

Beachte: $k = l + 1$ ist hierbei eine Konstante, die durch das RMP P festgelegt ist.

Unentscheidbarkeit der Arithmetik

Dies ist äquivalent zu: Es gibt s, t, p mit:

- ▶ $\beta(t, p, 0) = 1, \beta(t, p, 1) = 0, \dots, \beta(t, p, k - 1) = 0$
- ▶ $\beta(t, p, sk) = x, \beta(t, p, sk + 1) = x_1, \dots, \beta(t, p, (s + 1)k - 1) = x_l$
- ▶ Für alle $0 \leq i \leq s - 1$ gilt:

$$\left(\beta(t, p, ik), \dots, \beta(t, p, (i + 1)k - 1) \right) \rightarrow_P \left(\beta(t, p, (i + 1)k), \dots, \beta(t, p, (i + 2)k - 1) \right)$$

Eine arithmetische Formel für $(y, y_1, \dots, y_l) \rightarrow_P (x, x_1, \dots, x_l)$ ist einfach als Disjunktion über alle Anweisungen A_i des RMPs P anzugeben (Übung). □

Automatische Strukturen

Wir werden im folgenden **automatische Strukturen** einführen.

Die Hauptresultate zu automatische Strukturen, die wir beweisen, sind:

- ▶ Jede automatische Struktur hat eine entscheidbare Theorie.
- ▶ $(\mathbb{N}, +)$ ist automatisch.
- ▶ (\mathbb{Q}, \leq) ist automatisch.

Konvolution von Wörtern

Sei $n \geq 1$. Sei Σ ein endliches Alphabet und sei $\# \notin \Sigma$ ein Füllsymbol.

Sei $\Sigma_{\#} = \Sigma \cup \{\#\}$ im Weiteren.

Für ein $n \geq 1$ betrachten wir das Alphabet $\Sigma_{\#}^n$ bestehend aus allen n -Tupeln über $\Sigma_{\#}$.

Für Wörter $w_1, w_2, \dots, w_n \in \Sigma^*$ definieren wir die **Konvolution**

$$w_1 \otimes w_2 \otimes \dots \otimes w_n \in (\Sigma_{\#}^n)^*$$

wie folgt:

- ▶ Sei $w_i = a_{i,1}a_{i,2} \dots a_{i,\ell_i}$, d.h. $\ell_i = |w_i|$.
- ▶ Sei $\ell = \max\{\ell_1, \dots, \ell_n\}$
- ▶ Für alle $1 \leq i \leq n$ und $\ell_i < j \leq \ell$ sei $a_{i,j} = \#$
- ▶ $w_1 \otimes w_2 \otimes \dots \otimes w_n := (a_{1,1}, \dots, a_{n,1})(a_{1,2}, \dots, a_{n,2}) \dots (a_{1,\ell}, \dots, a_{n,\ell})$.

Konvolution von Wörtern

Mittels der Konvolution wird ein n -Tupel (w_1, w_2, \dots, w_n) von Wörtern durch das Wort $w_1 \otimes w_2 \otimes \dots \otimes w_n$ kodiert.

Beispiele:

$$abba \otimes babaaa = (a, b)(b, a)(b, b)(a, a)(\#, a)(\#, a)$$

$$abcd \otimes bcdab \otimes a = (a, b, a)(b, c, \#)(c, d, \#)(d, a, \#)(\#, b, \#)$$

Beachte: Das Tupel $(\#, \#, \dots, \#)$ kommt in einer Konvolution nicht vor.

Insbesondere: $\varepsilon \otimes \varepsilon \otimes \dots \otimes \varepsilon = \varepsilon$ (mehrfache Konvolution des leeren Worts ergibt wieder das leere Wort)

Synchrone Mehrbandautomaten

Ein **synchroner n -Bandautomat** A über dem Alphabet Σ ist ein gewöhnlicher endlicher Automat über dem Alphabet $\Sigma_{\#}^n$.

Für die akzeptierte Sprache von A gilt also $L(A) \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$.

Beachte: Wir bezeichnen die von einem Automaten A akzeptierte Sprache mit $L(A)$ während in der GTI-Vorlesung die Bezeichnung $T(A)$ verwendet wurde.

Die von dem synchronen n -Bandautomaten akzeptierte n -stellige **Relation** ist

$$K(A) = \{(w_1, \dots, w_n) \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*, w_1 \otimes \dots \otimes w_n \in L(A)\}.$$

Eine n -stellige Relation R über Σ^* ist **synchron-rational**, falls ein synchroner n -Bandautomat A mit $K(A) = R$ existiert.

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \cdots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \cdots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \cdots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

v	b_0	b_1	b_2	\cdots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\cdots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\cdots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\cdots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

	q_0								
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\dots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

		q_1							
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\dots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

			q_2						
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\dots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

						q_m			
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\dots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

						q_{m+1}			
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	#	\dots	#
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Wörter in $L(A)$ die nicht zur Sprache $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ gehören, haben keinen Einfluss auf die Relation $K(A)$ (es handelt sich sozusagen um Müll).

Man kann aus A jedoch leicht einen synchronen n -Bandautomaten B mit $L(B) = L(A) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\}$ konstruieren.

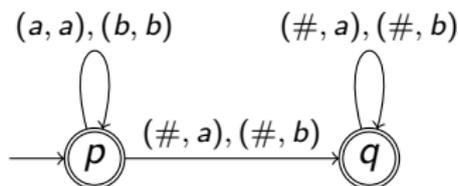
Beachte: $\{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*\} \subseteq (\Sigma_{\#}^n)^*$ ist regulär.

Veranschaulichung der Arbeitsweise eines synchronen Mehrbandautomaten:

									q_n
v	b_0	b_1	b_2	\dots	b_{m-1}	b_m	$\#$	\dots	$\#$
u	a_0	a_1	a_2	\dots	a_{m-1}	a_m	a_{m+1}	\dots	a_n

Synchrone Mehrbandautomaten

Beispiel: Sei A der folgende synchrone 2-Bandautomat:



Es gilt $K(A) = \{(u, v) \mid u, v \in \{a, b\}^*, u \text{ ist Präfix von } v\}$.

Für die Suffixrelation $\{(u, v) \mid \exists w \in \{a, b\}^* v = wu\}$ ist hingegen nicht synchron rational.

Automatische Strukturen

Definition

Eine relationale Struktur $\mathcal{A} = (A, R_1, \dots, R_m)$ (wobei R_i eine n_i -stellige Relation ist) ist **automatisch**, falls ein endliches Alphabet Σ , ein endlicher Automat B über dem Alphabet Σ und synchrone n_i -Bandautomaten B_i über dem Alphabet Σ ($1 \leq i \leq m$) existieren mit:

- ▶ $L(B) = A$
- ▶ $K(B_i) = R_i$ für $1 \leq i \leq m$

Definition

Eine Struktur \mathcal{A} ist **automatisch präsentierbar**, falls \mathcal{A} isomorph zu einer automatischen Struktur ist.

Automatische Strukturen

Einschub: isomorphe Strukturen

Seien $\mathcal{A} = (A, R_1, \dots, R_m)$ und $\mathcal{B} = (B, P_1, \dots, P_m)$ relationale Strukturen, wobei R_i und P_i jeweils n_i -stellig sind.

Dann sind \mathcal{A} und \mathcal{B} **isomorph**, falls es eine bijektive Abbildung $h : A \rightarrow B$ gibt, so dass für alle $1 \leq i \leq m$ und alle Tupel $(a_1, \dots, a_{n_i}) \in A^{n_i}$ gilt:

$$(a_1, \dots, a_{n_i}) \in R_i \iff (h(a_1), \dots, h(a_{n_i})) \in P_i.$$

Intuitiv: \mathcal{B} kann aus \mathcal{A} durch Umbenennung der Elemente gebildet werden.

Offensichtlich gilt: Wenn \mathcal{A} und \mathcal{B} isomorph sind, dann ist $\text{Th}(\mathcal{A})$ entscheidbar genau dann, wenn $\text{Th}(\mathcal{B})$ entscheidbar ist.

$(\mathbb{N}, +)$ ist automatisch

Satz

$(\mathbb{N}, +)$ mit $+ = \{(a, b, c) \mid a + b = c\}$ ist automatisch präsentierbar.

Beweis: Sei A ein endlicher Automat mit $L(A) = \{0\} \cup \{0, 1\}^*1$.

Dann ist die folgende Abbildung $h : L(A) \rightarrow \mathbb{N}$ eine Bijektion:

$h(w) =$ die durch w repräsentierte Binärzahl, rückwärts gelesen

Sei B_+ der synchrone 3-Bandautomat auf der nächsten Folie.

B_+ erkennt “fast” die Relation $\{(u, v, w) \in L(A)^3 \mid h(u) + h(v) = h(w)\}$,
es gilt z. B. $(00, 0000, 0000) \in K(B_+)$.

Sei A_+ ein synchroner 3-Bandautomat mit

$$L(A_+) = L(B_+) \cap \{u \otimes v \otimes w \mid u, v, w \in L(A)\}.$$

Dann gilt $K(A_+) = \{(u, v, w) \in L(A)^3 \mid h(u) + h(v) = h(w)\}$. □

$(\mathbb{N}, +)$ ist automatisch

Intuition: Der Automat auf der vorherigen Folie überprüft mittels des “Schulverfahrens” zur Addition, ob die Zahl auf dem 3. Band die Summe der Zahlen auf den Bändern 1 und 2 ist.

Hierfür merkt sich der Automat den aktuellen Übertrag im Zustand. Die linken Zustände korrespondieren zum Übertrag 0 während die rechten Zustände zum Übertrag 1 korrespondieren.

Weitere Zustände sind notwendig, da die beiden zu addierenden Zahlen nicht die gleiche Bitlänge haben müssen.

Mit den oberen beiden Zuständen wird z.B. der Fall, dass die Zahl auf Band 1 kürzer als die Zahl auf Band 2 ist, abgefangen.

Man kann den Satz von Folie 48 noch erweitern: Sei $p > 1$ und $(\mathbb{N}, +, |_p)$, wobei $x |_p y$ genau dann, wenn $\exists n, k \in \mathbb{N} : x = p^n, y = k \cdot x$, ist automatisch präsentierbar.

Lineare Ordnungen

Unser zweites Beispiel für eine automatische Struktur ist eine lineare Ordnung.

Erinnerung (siehe Vorlesung DMI): Eine **lineare Ordnung** ist eine Struktur (A, R) , wobei R eine 2-stellige Relation mit folgende Eigenschaften ist:

- ▶ $\forall a \in A : (a, a) \in R$ (R ist reflexiv)
- ▶ $\forall a, b \in A : (a, b) \in R \wedge (b, a) \in R \rightarrow a = b$ (R ist anti-symmetrisch)
- ▶ $\forall a, b, c \in A : (a, b) \in R \wedge (b, c) \in R \rightarrow (a, c) \in R$ (R ist transitiv)
- ▶ $\forall a, b \in A : (a, b) \in R \vee (b, a) \in R$ (R ist linear)

Anstatt R bezeichnen wir die 2-stellige Relation einer linearen Ordnung immer mit \leq (evtl. mit einem Index versehen).

Ein Element $a \in A$ ist ein **kleinstes Element** (bzw. **größtes Element**) der linearen Ordnung (A, \leq) falls gilt: $\forall b \in A : a \leq b$ (bzw. $\forall b \in A : b \leq a$).

Lineare Ordnungen

Satz

Die lineare Ordnung (\mathbb{Q}, \leq) (wobei \leq die Standardordnung auf \mathbb{Q} ist) ist automatisch präsentierbar.

Für den Beweis benutzen wir einen berühmten Satz von Cantor.

Dieser verwendet eine weitere Eigenschaft (wir schreiben $x < y$ für $x \leq y \wedge x \neq y$): Eine lineare Ordnung (A, \leq) ist **dicht** falls gilt:

$$\forall x \forall y (x < y \rightarrow \exists z (x < z < y)).$$

Intuitiv: Zwischen zwei verschiedenen Elementen aus A findet man ein drittes Element.

Satz von Cantor

Seien (A, \leq_A) und (B, \leq_B) zwei abzählbare dichte lineare Ordnungen ohne kleinstes Element und ohne größtes Element. Dann sind (A, \leq_A) und (B, \leq_B) isomorph.

Satz von Cantor

Beweis des Satzes von Cantor:

Wir konstruieren Auflistungen

$$a_1, a_2, a_3, a_4, \dots \text{ und } b_1, b_2, b_3, b_4, \dots$$

mit folgenden Eigenschaften:

- ▶ $a_i \neq a_j$ und $b_i \neq b_j$ für $i \neq j$
- ▶ $A = \{a_i \mid i \geq 1\}$ und $B = \{b_i \mid i \geq 1\}$
- ▶ $a_i < a_j$ genau dann wenn $b_i < b_j$ für alle i, j .

Dann ist $f : A \rightarrow B$ mit $f(a_i) = b_i$ ein Isomorphismus.

Da A und B abzählbar unendlich sind, können wir beide Mengen auflisten:

$$A = \{x_1, x_2, x_3, \dots\} \text{ und } B = \{y_1, y_2, y_3, \dots\}$$

Der folgende “Algorithmus” konstruiert die obigen Auflistungen:

Satz von Cantor

$L_A := [x_1, x_2, x_3, \dots]$; $L_B := [y_1, y_2, y_3, \dots]$

for all $i \geq 1$ **do** ($a_1, \dots, a_{i-1}, b_1, \dots, b_{i-1}$ sind bereits definiert)

if i ist ungerade **then**

sei x das erste Element aus L_A

entferne x aus der Liste L_A

sei y ein Element aus L_B mit folgender Eigenschaft:

$$\forall 1 \leq j \leq i-1 : a_j < x \iff b_j < y \quad (\dagger)$$

entferne y aus der Liste L_B

$$a_i := x; b_i := y$$

else

sei y das erste Element aus L_B

entferne y aus der Liste L_B

sei x ein Element aus L_A mit folgender Eigenschaft:

$$\forall 1 \leq j \leq i-1 : a_j < x \iff b_j < y \quad (\ddagger)$$

entferne x aus der Liste L_A

$$a_i := x; b_i := y$$

Satz von Cantor

Bemerkungen:

- ▶ Das Element y mit der Eigenschaft (\dagger) existiert, da (B, \leq_B) dicht ist, sowie kein kleinstes und kein größtes Element hat.

Dies stellt sicher, dass man zu x ein “passendes” Element y findet.

Aus dem gleichen Grund existiert x mit der Eigenschaft (\ddagger) .

- ▶ Da die Zuordnung $a_i \mapsto b_i$ bijektiv sein soll, müssen wir jedes Element aus der Liste L_A mit genau einem Element aus der Liste L_B paaren, dabei aber auch sicherstellen, dass jedes Element aus L_B gepaart wird.

Dies wird durch die Fallunterscheidung hinsichtlich i gerade/ungerade erreicht. □

(\mathbb{Q}, \leq) ist automatisch

Beweis, dass (\mathbb{Q}, \leq) automatisch ist:

Auf Grund des Satzes von Cantor genügt es, eine abzählbare dichte automatische lineare Ordnung ohne kleinstes und größtes Element anzugeben.

Sei hierzu $L = \{0, 1\}^*$.

Sei \leq die lexikographische Ordnung auf L , d.h. für $x, y \in L$ gilt $x \leq y$ genau dann, wenn einer der folgenden Fälle gilt:

- ▶ Es gibt ein $u \in \{0, 1\}^*$ mit $y = xu$ (x ist Anfangsstück von y)
- ▶ Es gibt $z, u, v \in \{0, 1\}^*$ mit $x = z0u$ und $y = z1v$.

Offensichtlich ist (L, \leq) eine lineare Ordnung.

- ▶ (L, \leq) hat kein größtes Element:

Sei $x \in L$ beliebig. Dann gilt $x < x1 \in L$

(\mathbb{Q}, \leq) ist automatisch

- ▶ (L, \leq) hat kein kleinstes Element:

Sei $x = u1 \in L$ beliebig. Dann gilt $u01 < u1 = x$

- ▶ (L, \leq) ist dicht:

Seien $x, y \in L$ mit $x < y$ beliebig.

1. Fall: $x = u1, y = u1v1$:

Dann gilt: $x = u1 < u10^{|\nu|+1}1 < u1v1 = y$

2. Fall: $x = u0v1, y = u1w$:

Dann gilt: $x = u0v1 < u01^{|\nu|+2} < u1w = y$

- ▶ (L, \leq) ist automatisch: Übung



Nicht automatisch präsentierbare Strukturen

Von den folgenden Strukturen kann man zeigen, dass sie nicht automatisch sind:

- ▶ $(\mathbb{R}, +)$ (denn jede automatische Struktur ist abzählbar)
- ▶ jede Struktur mit einer unentscheidbaren Theorie (siehe nächste Folie).

Beispiele hierfür:

- ▶ $(\mathbb{N}, +, \cdot)$ (Satz von Gödel)
- ▶ (Σ^*, \circ) (das freie Monoid über Σ) falls $|\Sigma| > 1$ (Quine 1946)
- ▶ (\mathbb{N}, \cdot) und $(\mathbb{N}, |)$
- ▶ $(\mathbb{Q}, +)$ (Tsankov 2009)

Theorie einer automatischen Struktur

Unser Hauptresultat über automatische Strukturen lautet:

Satz (Khoussainov, Nerode 1994)

Für jede automatisch präsentierbare Struktur \mathcal{A} ist $\text{Th}(\mathcal{A})$ entscheidbar.

Korollar (Presburger 1929)

$\text{Th}(\mathbb{N}, +)$ ist entscheidbar.

Korollar

$\text{Th}(\mathbb{Q}, \leq)$ ist entscheidbar.

Theorie einer automatischen Struktur

Für den Beweis des Satzes von Khoussainov und Nerode brauchen wir einige Fakten zu regulären Sprachen.

Aus der GTI wissen wir, dass die regulären Sprachen unter allen Booleschen Operationen (Komplement, Schnitt, und Vereinigung) abgeschlossen sind.

Ausserdem: Aus endlichen Automaten A und B über einem Terminalalphabet Γ kann man endliche Automaten für die Sprachen $\Gamma^* \setminus L(A)$, $L(A) \cap L(B)$ und $L(A) \cup L(B)$ konstruieren.

Wir benötigen zwei weitere Abschlusseigenschaften der regulären Sprachen.

Theorie einer automatischen Struktur

Ein **Homomorphismus** ist eine Funktion $h : \Gamma^* \rightarrow \Sigma^*$ wobei folgende gilt:

- ▶ Γ und Σ sind endliche Alphabete.
- ▶ $h(\varepsilon) = \varepsilon$ (das leere Wort wird auf das leere Wort abgebildet)
- ▶ Für alle Wörter $u, v \in \Gamma^*$ gilt $h(uv) = h(u)h(v)$.

Insbesondere gilt für jedes Wort $u = a_1a_2 \cdots a_n$ ($a_1, \dots, a_n \in \Gamma$):

$$h(a_1a_2 \cdots a_n) = h(a_1)h(a_2) \cdots h(a_n).$$

Um einen Homomorphismus $h : \Gamma^* \rightarrow \Sigma^*$ zu spezifizieren, genügt es daher, alle Bilder $h(a)$ für $a \in \Gamma$ zu spezifizieren.

Beispiel: Sei $h : \{a, b\}^* \rightarrow \{b, c\}^*$ der Homomorphismus mit $h(a) = bcc$ und $h(b) = cbc$.

Dann gilt $h(abba) = bcc\ cbc\ cbc\ bcc$.

Theorie einer automatischen Struktur

Lemma (Abschluss der regulären Sprachen unter Homomorphismen)

Aus einem endlichen Automaten A über dem Terminalalphabet Γ und einem Homomorphismus $h : \Gamma^* \rightarrow \Sigma^*$ kann man einen endlichen Automaten B mit

$$L(B) = h(L(A)) = \{h(w) \mid w \in L(A)\}$$

konstruieren.

Beweis: Jeden Übergang $p \xrightarrow{a} q$ im Automaten A mit $a \in \Gamma$ und $h(a) = b_1 b_2 \cdots b_n$ ($b_1, \dots, b_n \in \Sigma$) ersetzen wir durch eine Folge von Übergängen

$$p \xrightarrow{b_1} r_1 \xrightarrow{b_2} r_2 \cdots \xrightarrow{b_{n-1}} r_{n-1} \xrightarrow{b_n} q.$$

Hierbei sind r_1, \dots, r_{n-1} neue Zustände, die sonst nicht an anderer Stelle in dem zu konstruierenden Automaten verwendet werden.

Theorie einer automatischen Struktur

Aber: Was passiert, wenn $n = 0$, d.h. wenn $h(a) = \varepsilon$ gilt?

Dann ersetzen wir den Übergang $p \xrightarrow{a} q$ durch den ε -Übergang $p \xrightarrow{\varepsilon} q$.

ε -Übergänge ändern aber nichts an der Ausdruckskraft von endlichen Automaten: Aus einem endlichen Automaten mit ε -Übergängen kann man einen äquivalenten endlichen Automaten ohne ε -Übergänge konstruieren, siehe z.B. Folien 72 und 73 zur GTI-Vorlesung im SS 2020 oder Folien 31 und 32 zur Compilerbau-Vorlesung im SS 2020. □

Theorie einer automatischen Struktur

Lemma (Abschluss der regulären Sprachen unter inversen Homomorphismen)

Aus einem endlichen Automaten B über dem Terminalalphabet Σ und einem Homomorphismus $h : \Gamma^* \rightarrow \Sigma^*$ kann man einen endlichen Automaten A mit

$$L(A) = h^{-1}(L(B)) = \{w \in \Gamma^* \mid h(w) \in L(B)\}$$

konstruieren.

Beweis: Der zu konstruierende Automat A hat die gleiche Zustandsmenge sowie die gleichen Anfangszustände/Endzustände wie B .

Theorie einer automatischen Struktur

Im Automaten A gibt es einen Übergang $p \xrightarrow{a} q$ genau dann wenn man im Automaten B mittels des Wortes $h(a) \in \Sigma^*$ vom Zustand p zum Zustand q gelangen kann.

Die Korrektheit dieser Konstruktion ist dann recht einfach zu beweisen. □

Theorie einer automatischen Struktur

Wir kommen nun zum

Beweis des Satzes von Khossainov und Nerode:

Sei $\mathcal{A} = (L, R_1, \dots, R_m)$ eine automatische Struktur mit $L \subseteq \Sigma^*$.

Für jede Formel F , in der nur freie Variablen aus der Menge $\{x_1, \dots, x_n\}$ vorkommen (die Variablen x_1, \dots, x_n müssen nicht alle frei in F vorkommen) werden wir durch Induktion einen synchronen n -Bandautomaten B_F konstruieren, so dass gilt:

$$K(B_F) = \{(w_1, \dots, w_n) \in L^n \mid \mathcal{A}_{[x_1/w_1] \dots [x_n/w_n]} \models F\}.$$

Theorie einer automatischen Struktur

Fall 1: $F = R_i(x_{i_1}, \dots, x_{i_k})$, wobei $1 \leq i_1, \dots, i_k \leq n$:

Definiere den Homomorphismus $f : (\Sigma_{\#}^n)^* \rightarrow (\Sigma_{\#}^k)^*$ wie folgt, wobei $a_1, \dots, a_n \in \Sigma_{\#}$:

$$f(a_1, \dots, a_n) = \begin{cases} \varepsilon & \text{falls } a_{i_1} = \dots = a_{i_k} = \# \\ (a_{i_1}, \dots, a_{i_k}) & \text{sonst} \end{cases}$$

Beachte: $f(w_1 \otimes \dots \otimes w_n) = w_{i_1} \otimes \dots \otimes w_{i_k}$ für alle $w_1, \dots, w_n \in \Sigma^*$.

Sei B_i der synchrone k -Bandautomat für R_i . Aus B_i konstruieren wir nun mittels des Lemmas von Folie 64 einen n -Bandautomaten B_F mit

$$L(B_F) = f^{-1}(L(B_i)) \cap \{w_1 \otimes \dots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in L\}.$$

Theorie einer automatischen Struktur

Fall 2: $F = (x_i = x_j)$, wobei $1 \leq i, j \leq n$:

Analog zu Fall 1, da $\{(v, v) \mid v \in L\}$ synchron rational ist.

Fall 3: $F = \neg G$:

Nach Induktionshypothese existiert ein n -Bandautomat B_G für G .

Wir wählen dann B_F so, dass gilt:

$$L(B_F) = \{w_1 \otimes \cdots \otimes w_n \mid w_1, \dots, w_n \in L\} \setminus L(B_G)$$

Fall 4: $F = G \vee H$, wobei F höchstens freie Variablen x_1, \dots, x_n enthält:

Nach Induktionshypothese existieren n -Bandautomaten B_G und B_H für G bzw. H .

Wir wählen dann B_F so, dass gilt:

$$L(B_F) = L(B_G) \cup L(B_H)$$

Theorie einer automatischen Struktur

Fall 5: $F = \exists x_{n+1} : G(x_1, \dots, x_n, x_{n+1})$:

Nach Induktionshypothese existiert ein $(n + 1)$ -Bandautomat B_G für G .

Definiere den Homomorphismus $f : (\Sigma_{\#}^{n+1})^* \rightarrow (\Sigma_{\#}^n)^*$ wie folgt, wobei $a_1, \dots, a_n, a_{n+1} \in \Sigma_{\#}$:

$$f(a_1, \dots, a_n, a_{n+1}) = \begin{cases} \varepsilon & \text{falls } a_1 = \dots = a_n = \# \\ (a_1, \dots, a_n) & \text{sonst} \end{cases}$$

Beachte: $f(w_1 \otimes \dots \otimes w_n \otimes w_{n+1}) = w_1 \otimes \dots \otimes w_n$ für alle $w_1, \dots, w_{n+1} \in \Sigma^*$.

Dann wählen wir für B_F einen n -Bandautomaten mit $L(B_F) = f(L(B_G))$

Nach dem Lemma von Folie 62 kann solch ein Automat B_F konstruiert werden.

Dies beendet die Konstruktion von B_F .

Theorie einer automatischen Struktur

Sei nun F eine Aussage (keine freien Variablen).

O.B.d.A. können wir davon ausgehen, dass F von der Form $F = \exists x G(x)$ ist (wir können immer einen überflüssigen \exists -Quantor hinzufügen).

Dann gilt: $\mathcal{A} \models F \iff L(B_G) \neq \emptyset$.

Letzteres ist entscheidbar, da Leerheit der von einem endlichen Automaten akzeptierten Sprache entscheidbar ist. \square

Theorie einer automatischen Struktur

Bemerkungen zur Komplexität:

Unser Algorithmus, der $F \in \text{Th}(\mathcal{A})$ entscheidet, ist nicht sehr effizient.

Grund: Für jede Negation \neg in F müssen wir einen Automaten für das Komplement konstruieren. Dies macht den Automaten exponentiell größer (Potenzmengenkonstruktion!)

Die Laufzeit unseres Algorithmus ist deshalb in etwa $f_{|F|}(O(1))$, wobei $f_0(n) = n$ und $f_{i+1}(n) = 2^{f_i(n)}$ für $i \geq 0$ und $|F| =$ Länge der Formel F .

Dies ist jedoch auch nicht vermeidbar:

Sei $T_2 = (\{0, 1\}^*, S_0, S_1, \leq)$ wobei:

- ▶ $S_0 = \{(w, w0) \mid w \in \{0, 1\}^*\}$
- ▶ $S_1 = \{(w, w1) \mid w \in \{0, 1\}^*\}$
- ▶ $\leq = \{(w, wu) \mid w, u \in \{0, 1\}^*\}$

Beachte: T_2 ist eine automatische Struktur.

Theorie einer automatischen Struktur

Meyer 1974

Es gibt kein $i \in \mathbb{N}$ und keinen Algorithmus, der $\text{Th}(T_2)$ korrekt entscheidet und dessen Laufzeit durch $f_i(n)$ (bei einer Eingabeformel der Länge n) beschränkt ist.

Man sagt auch: Es existiert kein **elementarer Algorithmus** für $\text{Th}(T_2)$.

Es gibt jedoch viele Spezialfälle von automatischen Strukturen, für die ein elementarer Algorithmus zur Entscheidung der Theorie existiert. z.B.:

Oppen 1978

Es existiert ein Algorithmus, der $\text{Th}(\mathbb{N}, +)$ in Zeit $2^{2^{O(n)}}$ entscheidet.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir wollen nun den folgenden berühmten Satz von Alfred Tarski beweisen:

Satz (Tarski 1948)

$\text{Th}(\mathbb{R}, +, \cdot)$ ist entscheidbar.

Beachte: $(\mathbb{R}, +, \cdot)$ ist keine automatische Struktur, da \mathbb{R} nicht abzählbar ist.

Der Beweis des Satzes von Tarski ist recht langwierig.

Zunächst betrachten wir anstatt $(\mathbb{R}, +, \cdot)$ die Struktur $(\mathbb{R}, +, \cdot, <, 0, 1, -1)$.

Beobachtung: Wenn $\text{Th}(\mathbb{R}, +, \cdot, <, 0, 1, -1)$ entscheidbar ist, dann ist auch $\text{Th}(\mathbb{R}, +, \cdot)$ entscheidbar.

In der Tat gilt auch die Umkehrung, aber das ist nicht so wichtig.

Wir zeigen also, dass $\text{Th}(\mathbb{R}, +, \cdot, <, 0, 1, -1)$ entscheidbar ist.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir schreiben im Folgenden \mathbb{R} für $(\mathbb{R}, +, \cdot, <, 0, 1, -1)$.

Für unseren Entscheidbarkeitsbeweis verwenden wir die sogenannte **Quantorenelimination**:

Sei F eine prädikatenlogischen Formel mit den freien Variablen y_0, \dots, y_n . Wir konstruieren eine **quantorenfreie** Formel F' (in F' kommt also weder \exists noch \forall vor) mit den freien Variablen y_0, \dots, y_n , so dass gilt:

$$\forall a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} : \mathbb{R}_{[y_0/a_0, \dots, y_n/a_n]} \models F \iff \mathbb{R}_{[y_0/a_0, \dots, y_n/a_n]} \models F'$$

Dies machen wir mittels Induktion über den Formelaufbau von F .

Wegen $\forall x G \equiv \neg \exists x \neg G$ ist der einzige schwierige Fall der, wo F von der Form $F = \exists x G$ ist.

Nach Induktionshypothese können wir annehmen, dass G bereits quantorenfrei ist.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Sei $F = \exists x : y = x \cdot x$.

Die Formel F drückt aus, dass y eine Quadratzahl ist.

Eine reelle Zahl ist genau dann eine Quadratzahl, wenn sie nicht negativ ist.

Also gilt für alle reellen Zahlen $a \in \mathbb{R}$:

$$\mathbb{R}_{[y/a]} \models \exists x : y = x \cdot x \iff \mathbb{R}_{[y/a]} \models (y = 0 \vee 0 < y)$$

Also wäre hier $F' = (y = 0 \vee 0 < y)$ die gesuchte Formel.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Nehmen wir für den Moment an, dass wir unser Ziel der Quantorenelimination bereits erreicht haben.

Sei nun F eine Aussage (Formel ohne freie Variablen).

Wir wollen entscheiden, ob $\mathbb{R} \models F$ gilt.

Wir konstruieren nun aus F mittels Quantorenelimination eine Aussage F' mit der Eigenschaft

$$\mathbb{R} \models F \iff \mathbb{R} \models F'.$$

Da F' aber quantorenfrei ist, können wir $\mathbb{R} \models F'$ leicht überprüfen:

- ▶ F' ist eine Boolesche Kombination von Formeln $a = b$ und $a < b$.
- ▶ Hierbei sind a und b Terme, die sich aus den Konstanten $0, 1, -1$ mittels der Operationen $+$ und \cdot aufbauen.
- ▶ Wir können also einfach die Terme a und b ausrechnen und $a = b$ bzw. $a < b$ nachprüfen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Zurück zur Quantorenelimination für $F = \exists x G$ mit G quantorenfrei.

Die freien Variablen von G seien x, y_0, \dots, y_n , die freien Variablen von F sind dann y_0, \dots, y_n .

Für Variablen x_1, \dots, x_n bezeichnet $\mathbb{Z}[x_1, \dots, x_n]$ die Menge aller Polynome in den Variablen x_1, \dots, x_n mit Koeffizienten aus \mathbb{Z} .

Beispiel: $-3x_1^4 x_2^2 x_3 + 7x_1 x_2^6 x_3^8 - 8x_2^4 x_3 + 12x_1 - 17$

Atomare Teilformeln in G sind von der Form $s = t$ und $s < t$, wobei s und t Terme sind, sich also mittels $+$ und \cdot aus Variablen (hier x, y_0, \dots, y_n) und den Konstanten $-1, 0, 1$ aufbauen.

Durch Ausmultiplizieren dieser Terme können wir annehmen, dass $s, t \in \mathbb{Z}[x, y_0, \dots, y_n]$ gilt.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Schließlich können wir G in folgende Form bringen:

$$G = s(x, y_0, \dots, y_n) = 0 \wedge \bigwedge_{i=1}^m t_i(x, y_0, \dots, y_n) > 0, \quad (1)$$

wobei $s, t_1, \dots, t_m \in \mathbb{Z}[x, y_0, \dots, y_n]$.

Zunächst eliminieren wir Negationen in G mittels folgender Umformungen:

- ▶ $s_1 = s_2 \iff s_1 - s_2 = 0$
- ▶ $s_1 < s_2 \iff s_2 - s_1 > 0$
- ▶ $\neg(s = 0) \iff (s > 0 \vee -s > 0)$
- ▶ $\neg(s > 0) \iff (s = 0 \vee -s > 0)$

Danach bringen wir G in disjunktive Normalform, wobei danach in G weiterhin keine Negationen vorkommen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Konjunktionen der Form $\bigwedge_{i=1}^k s_i = 0$ können mittels folgender Umformung eliminiert werden:

$$\bigwedge_{i=1}^k s_i = 0 \iff \left(\sum_{i=1}^k s_i^2 \right) = 0$$

Danach bringen wir Disjunktionen mittels folgender Umformung nach außen:

$$\exists x \left(\bigvee_{i=1}^k G_i \right) \equiv \bigvee_{i=1}^k \exists x G_i$$

Jedes Formel $\exists x G_i$ hat dann die gewünschte Form (1), und es genügt die Quantorenelimination auf alle Formeln $\exists x G_i$ anzuwenden.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir machen nun noch eine einfache syntaktische Vereinfachung.

Jedes der Polynome $s, t_1, \dots, t_m \in \mathbb{Z}[x, y_0, \dots, y_n]$ in (1) können wir eindeutig schreiben als Summe

$$\sum_{i=0}^d p_i \cdot x^{a_i}$$

mit $a_0 < a_1 < \dots < a_d$ und $p_0, \dots, p_d \in \mathbb{Z}[y_0, \dots, y_n]$.

Beispiel:

$$\begin{aligned} & 7 - 4y_0y_1^2y_3^4 + x^2 + y_1^5y_3x + 6y_0y_1^2y_3^4 - 2y_0^2y_1y_3^3x + 17y_0^3x^2 \\ &= (7 - 4y_0y_1^2y_3^4 + 6y_0y_1^2y_3^4) + (y_1^5y_3 - 2y_0^2y_1y_3^3) \cdot x + (17y_0^3 + 1) \cdot x^2 \end{aligned}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir können nun jedes Koeffizientenpolynom p_i durch eine neue **Koeffizientenvariable** z_i ersetzen, die in der Formel genau nur einmal verwendet wird.

Ist für die resultierende Formel eine quantorenfreie Formel konstruiert, so kann in dieser jede Variable z_i wieder durch das ursprüngliche Polynom p_i ersetzt werden.

Beispiel: Eine mögliche Formel $F = \exists G$, die wir so erhalten könnten, wäre

$$\exists x : z_0 + z_1x^2 + z_2x^3 = 0 \wedge z_3x + z_4x^2 > 0 \wedge z_5 + z_6x^3 > 0.$$

Seien im folgenden z_0, \dots, z_n alle Koeffizientenvariablen in der Formel G .

Zur Erinnerung: Wir wollen eine quantorenfreie Formel F' konstruieren mit:

$$\forall a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} : \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F \iff \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F'$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir zeigen nun, dass F' obige Äquivalenz nur für alle $a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} \setminus \{0\}$ erfüllen muss.

Für eine Teilmenge $I \subseteq \{0, \dots, n\}$ sei G_I die Formel die aus G entsteht, indem für alle $i \in I$ die Variable z_i (und damit das Monom $z_i x^a$) durch die Konstante 0 ersetzt wird.

Beispiel: Für unsere Formel

$$G = (z_0 + z_1 x^2 + z_2 x^3 = 0 \wedge z_3 x + z_4 x^2 > 0 \wedge z_5 + z_6 x^3 > 0)$$

und $I = \{1, 3, 5\}$ wäre z.B.

$$G_I = (z_0 + z_2 x^3 = 0 \wedge z_4 x^2 > 0 \wedge z_6 x^3 > 0)$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir ersetzen nun die Formel $\exists x G$ durch die Formel

$$\bigwedge_{I \subseteq \{0, \dots, n\}} \left(\bigwedge_{i \in I} z_i = 0 \wedge \bigwedge_{i \notin I} z_i \neq 0 \rightarrow \exists x G_I \right)$$

Hier läuft also die äußere Konjunktion über alle Teilmengen $I \subseteq \{0, \dots, n\}$.

Angenommen, wir haben für jede Formel $F_I := \exists x G_I$ eine quantorenfreie Formel F'_I konstruiert mit:

$$\forall a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} \setminus \{0\} : \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F_I \iff \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F'_I$$

Dann sind für alle $a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R}$ folgende Aussagen äquivalent:

- ▶ $\mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models \exists x G$
- ▶ $\mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models \bigwedge_{I \subseteq \{0, \dots, n\}} \left(\bigwedge_{i \in I} z_i = 0 \wedge \bigwedge_{i \notin I} z_i \neq 0 \rightarrow \exists x G_I \right)$
- ▶ $\mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models \bigwedge_{I \subseteq \{0, \dots, n\}} \left(\bigwedge_{i \in I} z_i = 0 \wedge \bigwedge_{i \notin I} z_i \neq 0 \rightarrow F'_I \right)$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Zwischenstand: Für ein Formel $F = \exists x : s = 0 \wedge \bigwedge_{i=1}^m t_i > 0$ müssen wir eine quantorenfreie Formel F' konstruieren mit:

$$\forall a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} \setminus \{0\} : \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F \iff \mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models F'$$

Dabei sind s, t_1, \dots, t_m Polynome in der Variablen x , und die Koeffizienten sind Parameter z_0, \dots, z_m die nur mit Werten $\neq 0$ belegt werden. Jeder Parameter z_i kommt in F nur einmal vor.

Ausserdem können wir voraussetzen:

- ▶ $t_i \neq 0$ für alle $1 \leq i \leq m$ und
- ▶ $s = 0$ oder x kommt in s vor.

Beachte hierzu:

- ▶ Ist etwa $t_1 = 0$ (das Nullpolynom), so ist F immer falsch (wir können dann die quantorenfreie Formel $0 = 1$ zurück geben)
- ▶ Wenn $s \neq 0$ und x in s nicht vorkommt, ist F ebenfalls immer falsch.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir unterscheiden nun 3 Fälle:

- ▶ Fall 1: x kommt in s vor und $m = 1$
- ▶ Fall 2: x kommt in s vor und $m > 1$
- ▶ Fall 3: $s = 0$.

Fall 1: $G = (s = 0 \wedge t > 0)$, wobei x im Polynom s vorkommt.

Notation: Für $k \geq 0$ sei $(\#x : G) = k$ eine neue Formel mit:

Für alle $a_0, \dots, a_n \in \mathbb{R} \setminus \{0\}$ gilt $\mathbb{R}_{[z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models (\#x : G) = k$ g.d.w.

$$|\{a \in \mathbb{R} \mid \mathbb{R}_{[x/a, z_0/a_0, \dots, z_n/a_n]} \models G\}| = k.$$

Genau genommen erweitern wir hier die Prädikatenlogik um ein neues Konstrukt (einen sogenannten Zählquantor $\#$).

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Intuition: $(\#x : G) = k$ drückt aus, dass es genau k viele verschiedene x mit der Eigenschaft G (d.h. $s = 0 \wedge t > 0$) gibt.

Beachte: Ist $d \geq 1$ der x -Grad von s (die größte Zahl a , so dass x^a in s vorkommt), so ist $\exists x G$ in \mathbb{R} äquivalent zu

$$(\#x : G) = 1 \vee (\#x : G) = 2 \vee \dots \vee (\#x : G) = d.$$

Dies gilt, da ein Polynom $p(x)$ vom Grad k nur höchstens k viele Nullstellen hat.

Neues Ziel: Finde eine quantorenfreie Formel, welche in \mathbb{R} äquivalent ist zu $(\#x : G) = k$.

Hierfür benötigen wir eine Reihe von Werkzeugen: Polynomdivision, Euklidischer Algorithmus für Polynome, Sturmfolgen, formale Ableitungen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Für $\bar{a} = (a_1, \dots, a_n) \in (\mathbb{R} \setminus \{0\})^n$ sei $\text{Var}(\bar{a}) = |\{i < n \mid a_i a_{i+1} < 0\}|$.
(Anzahl der Vorzeichenwechsel).

Für $\bar{a} \in \mathbb{R}^n$ sei $\text{Var}(\bar{a}) = \text{Var}(\bar{b})$, wobei \bar{b} aus \bar{a} durch Löschen aller Nullen entsteht.

Beispiel: $\text{Var}(0, 2, 4, 0, -3, 0, 0, 2, 5) = \text{Var}(2, 4, -3, 2, 5) = 2$.
(die roten Kommas markieren die Vorzeichenwechsel)

Für $\bar{f} = (f_1, \dots, f_n) \in (\mathbb{R}[x])^n$ (ein n -Tupel von Polynomen in der Variablen x) und $a \in \mathbb{R}$ sei

$$\text{Var}_a(\bar{f}) = \text{Var}(f_1(a), \dots, f_n(a)).$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Erinnerung aus DMI: **Polynomdivision mit Rest**

Für Polynome $f, g \in \mathbb{R}[x]$ mit $g \neq 0$ existieren eindeutig bestimmte Polynome $q, r \in \mathbb{R}[x]$ mit

- ▶ $\deg(r) < \deg(g)$ oder $r = 0$ und
- ▶ $f = q \cdot g + r$.

Indem wir das Restpolynom r durch $-r$ ersetzen, erhalten wir $f = q \cdot g - r$.

Beachte: Wenn $\deg(g) = 0$, d.h. $g \in \mathbb{R} \setminus \{0\}$, dann muss $r = 0$ gelten.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

$$(x^5 + x) : (2x^2 + 1) = \frac{1}{2}x^3$$
$$-(x^5 + \frac{1}{2}x^3)$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

$$(x^5 + x) : (2x^2 + 1) = \frac{1}{2}x^3$$
$$\begin{array}{r} -(x^5 + \frac{1}{2}x^3) \\ \hline (-\frac{1}{2}x^3 + x) \end{array}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

$$\begin{aligned}(x^5 + x) : (2x^2 + 1) &= \frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x \\ - (x^5 + \frac{1}{2}x^3) & \\ \hline &(-\frac{1}{2}x^3 + x) \\ - (-\frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x) &\end{aligned}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

$$\begin{array}{r} (x^5 + x) : (2x^2 + 1) = \frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x \\ -(x^5 + \frac{1}{2}x^3) \\ \hline (-\frac{1}{2}x^3 + x) \\ -(-\frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x) \\ \hline \frac{5}{4}x \text{ (Rest)} \end{array}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir dividieren $(x^5 + x)$ durch $(2x^2 + 1)$

$$\begin{array}{r} (x^5 + x) : (2x^2 + 1) = \frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x \\ -(x^5 + \frac{1}{2}x^3) \\ \hline (-\frac{1}{2}x^3 + x) \\ -(-\frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x) \\ \hline \frac{5}{4}x \text{ (Rest)} \end{array}$$

Also gilt:

$$(x^5 + x) = (2x^2 + 1) \cdot \left(\frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x\right) + \frac{5}{4}x = (2x^2 + 1) \cdot \left(\frac{1}{2}x^3 - \frac{1}{4}x\right) - \left(-\frac{5}{4}x\right).$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Euklidischer Algorithmus für Polynome:

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$ Polynome ungleich dem Nullpolynom.

Definiere die Polynome $h_0(x), \dots, h_n(x) \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$ eindeutig wie folgt:

$$h_0(x) = f(x)$$

$$h_1(x) = g(x)$$

$$h_0(x) = q_1(x)h_1(x) - h_2(x) \quad \deg(h_2) < \deg(h_1)$$

$$h_1(x) = q_2(x)h_2(x) - h_3(x) \quad \deg(h_3) < \deg(h_2)$$

$$\vdots$$
$$\vdots$$

$$h_{n-2}(x) = q_{n-1}(x)h_{n-1}(x) - h_n(x) \quad \deg(h_n) < \deg(h_{n-1})$$

$$h_{n-1}(x) = q_n(x)h_n(x)$$

$h_{i+2} =$ Divisionsrest der bei der Division von h_i durch h_{i+1} entsteht.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Bemerkungen:

- ▶ Da $\deg(h_{i+1}) < \deg(h_i)$ für alle $1 \leq i \leq n$ gilt, muss der Divisionsrest irgendwann 0 sein.
- ▶ $h_n(x) = \text{ggT}(f, g)$ (**größte gemeinsame Teiler von f und g**)
- ▶ Für alle $0 \leq i \leq n$ ist das Polynom $h_n(x)$ ein Teiler von $h_i(x)$.

Wir definieren $[f, g] = (h_0(x), h_1(x), \dots, h_n(x))$ als die **Sturmfolge** von f und g .

Die **gekürzte Sturmfolge** von f und g ist

$$\left(\frac{h_0(x)}{h_n(x)}, \frac{h_1(x)}{h_n(x)}, \dots, \frac{h_{n-1}(x)}{h_n(x)}, \frac{h_n(x)}{h_n(x)} \right) = \left(\frac{h_0(x)}{h_n(x)}, \frac{h_1(x)}{h_n(x)}, \dots, \frac{h_{n-1}(x)}{h_n(x)}, 1 \right).$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beispiel: Wir berechnen die Sturmfolge $[x^5 + x, x^2 + 2]$.

Sukzessive Polynomdivision ergibt:

$$x^5 + x = (x^2 + 2) \cdot (x^3 - 2x) + 5x = (x^2 + 2) \cdot (x^3 - 2x) - (-5x)$$

$$x^2 + 2 = (-5x) \cdot \left(-\frac{1}{5}x\right) + 2 = (-5x) \cdot \left(-\frac{1}{5}x\right) - (-2)$$

$$-5x = (-2) \cdot \frac{5}{2}x$$

Somit ergibt sich

$$[x^5 + x, x^2 + 2] = (x^5 + x, x^2 + 2, -5x, -2).$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Für ein Polynom $f(x) \in \mathbb{R}[x]$ bezeichnen wir mit f' die **formale Ableitung** des Polynoms f .

Diese wird nach den Ableitungsregeln, die man aus der Schule kennt, gebildet ($f, g \in \mathbb{R}[x]$, $a \in \mathbb{R}$):

- ▶ $a' = 0$
- ▶ $(a \cdot f)' = a \cdot f'$
- ▶ $(f + g)' = f' + g'$
- ▶ $(x^n)' = n \cdot x^{n-1}$ für $n \geq 1$

Ausserdem gilt die Produktregel: $(f g)' = f' g + f g'$.

Beispiel: Für $f(x) = 4x^3 - 2x^2 + 5x - 3$ gilt $f' = 12x^2 - 4x + 5$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Sei $f \in \mathbb{R}[x]$ wieder ein Polynom mit $f \neq 0$.

Eine Zahl $a \in \mathbb{R}$ ist genau dann eine Nullstelle von f (d.h. $f(a) = 0$) falls $(x - a)$ ein Teiler von f ist (d.h. $f = (x - a) \cdot g$ für ein Polynom g).

Beweis: Wenn $f = (x - a) \cdot g$, dann gilt $f(a) = 0$.

Umgekehrt: Sei $f(a) = 0$.

Polynomdivision von f durch $x - a$: $f = (x - a) \cdot q + r$ mit $\deg(r) < \deg(x - a) = 1$, d.h. $r \in \mathbb{R}$.

Wegen $0 = f(a) = (a - a) \cdot q(a) + r = r$ folgt $f = (x - a) \cdot q$.

Es ergibt sich nun leicht:

Lemma

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$. Wenn $\text{ggT}(f, g) = 1$, dann haben f und g keine gemeinsamen Nullstellen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Eine Nullstelle a des Polynoms f ist eine **mehrfache Nullstelle** von f , falls $(x - a)^2$ ein Teiler von f ist.

Damit gelten folgende Lemmata (Beweise als einfache Übungen):

Lemma

Ein Nullstelle a von f ist eine mehrfache Nullstelle von f genau dann, wenn $f'(a) = 0$ gilt.

Lemma

Wenn $\text{ggT}(f, f') = 1$ gilt, dann hat das Polynom f keine mehrfachen Nullstellen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Für eine quantorenfreie Formel H mit der einzigen freien Variablen x und $a, b \in \mathbb{R}$ mit $a < b$ sei

$$(\#x : H)_a^b = |\{c \in (a, b) \mid \mathbb{R}_{[x/c]} \models H\}|.$$

Hierbei ist $(a, b) = \{c \in \mathbb{R} \mid a < c < b\}$ das offene Intervall zwischen a und b .

$(\#x : H)_a^b$ ist also die Anzahl reellen Zahlen $c \in (a, b)$ für die H gilt.

Beispiel: $(\#x : x^2 - 2 = 0)_{-2}^2 = 2$, denn es gibt zwei reelle Nullstellen des Polynoms $x^2 - 2$ ($-\sqrt{2}$ und $\sqrt{2}$) und beide liegen in $(-2, 2)$.

Weiterhin gilt $(\#x : x^2 - 2 = 0 \wedge x > 0)_{-2}^2 = 1$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir kommen nun zu dem für die weiteren Betrachtungen zentralen Satz:

Satz von Sturm und Tarski

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$, $f' \neq 0$, $\text{ggT}(f, g) = \text{ggT}(f, f') = 1$, $a, b \in \mathbb{R}$, $a < b$, $f(a) \neq 0 \neq f(b)$. Dann gilt folgende Gleichung:

$$(\#\{x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0\})_a^b - (\#\{x : f(x) = 0 \wedge g(x) < 0\})_a^b = \text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]).$$

Für den Beweis des Satzes von Sturm und Tarski benötigen wir zwei Lemmata (Lemma A und Lemma B).

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Lemma A

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$, $a, b \in \mathbb{R}$, $a < b$, und $\forall c \in [a, b] : f(c) \neq 0$.
Dann gilt $\text{Var}_a([f, g]) = \text{Var}_b([f, g])$.

Beweis von Lemma A: Sei

$$[f, g] = S = (h_0, h_1, \dots, h_s)$$

und sei

$$\tilde{S} = (\tilde{h}_0, \tilde{h}_1, \dots, \tilde{h}_s)$$

die gekürzte Sturmfolge, d.h. $\tilde{h}_s = 1$ und $\tilde{h}_i = \frac{h_i}{h_s}$.

Sei $N = \{c \in [a, b] \mid \exists 0 \leq i \leq s : \tilde{h}_i(c) = 0\}$.

Dann ist N endlich (ein Polynom $\neq 0$ hat nur endlich viele Nullstellen).

Sei $[a', b'] \subseteq [a, b]$ ein Intervall mit $|N \cap [a', b']| \leq 1$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Es genügt zu zeigen: $\text{Var}_{a'}(S) = \text{Var}_{b'}(S)$.

Dann können wir nämlich $[a, b]$ als

$$[a, b] = [a_0, a_1] \cup [a_1, a_2] \cup [a_2, a_3] \cup \cdots \cup [a_{k-1}, a_k]$$

zerlegen mit $a_0 = a$, $a_k = b$ und $|N \cap [a_i, a_{i+1}]| \leq 1$ für alle $0 \leq i \leq k - 1$.

Es gilt dann $\text{Var}_{a_i}(S) = \text{Var}_{a_{i+1}}(S)$ für alle $0 \leq i \leq k - 1$ und daher

$$\text{Var}_a(S) = \text{Var}_{a_0}(S) = \text{Var}_{a_k}(S) = \text{Var}_b(S).$$

Zeigen wir also $\text{Var}_{a'}(S) = \text{Var}_{b'}(S)$ falls $|N \cap [a', b']| \leq 1$.

Da $f(a') \neq 0 \neq f(b')$ (wegen $\forall c \in [a, b] : f(c) \neq 0$) und $h_s = \text{ggT}(f, g)$ ein Teiler von f ist, gilt $h_s(a') \neq 0 \neq h_s(b')$.

Dies impliziert $\text{Var}_{a'}(S) = \text{Var}_{a'}(\tilde{S})$ und $\text{Var}_{b'}(\tilde{S}) = \text{Var}_{b'}(S)$.

Wir zeigen $\text{Var}_{a'}(\tilde{S}) = \text{Var}_{b'}(\tilde{S})$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Fall 1: Kein \tilde{h}_i hat eine Nullstelle in $[a', b']$.

Da jedes Polynom \tilde{h}_i stetig ist und nach dem Zwischenwertsatz alle Werte zwischen $\tilde{h}_i(a')$ und $\tilde{h}_i(b')$ auf dem Intervall $[a', b']$ annimmt, gilt

$$\tilde{h}_i(a') \cdot \tilde{h}_i(b') > 0$$

für alle $0 \leq i \leq s$ (\tilde{h}_i ändert das Vorzeichen nicht auf $[a', b']$).

Also gilt $\text{Var}_{a'}(\tilde{S}) = \text{Var}_{b'}(\tilde{S})$.

Fall 2: Mindestens ein \tilde{h}_i hat eine Nullstelle $c \in [a', b']$.

Nach Wahl von $[a', b']$ gilt $N \cap [a', b'] = \{c\}$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wegen $\tilde{h}_s = 1$ und der Annahme, dass $f = h_0$ keine Nullstelle in $[a, b]$ hat (damit hat auch \tilde{h}_0 keine Nullstelle in $[a, b]$) gilt $1 \leq i \leq s - 1$.

Es gilt $\tilde{h}_{i-1}(c) = q_i(c)\tilde{h}_i(c) - \tilde{h}_{i+1}(c) = -\tilde{h}_{i+1}(c)$.

Würde $\tilde{h}_{i+1}(c) = 0 = \tilde{h}_i(c)$ gelten, so wäre $\tilde{h}_j(c) = 0$ für alle $j \geq i$ (es gilt ja $\tilde{h}_{j+2}(c) = q_{j+1}(c)\tilde{h}_{j+1}(c) - \tilde{h}_j(c)$), was $\tilde{h}_s = 1$ widerspricht.

Also gilt $\tilde{h}_{i+1}(c) \neq 0$ und damit

$$\tilde{h}_{i-1}(c)\tilde{h}_{i+1}(c) = -(\tilde{h}_{i+1}(c))^2 < 0,$$

d.h. $\tilde{h}_{i-1}(c)$ und $\tilde{h}_{i+1}(c)$ haben verschiedene Vorzeichen.

Da \tilde{h}_{i-1} und \tilde{h}_{i+1} keine Nullstelle in $[a', b']$ haben (c wäre die einzige Möglichkeit gewesen), folgt mit dem Zwischenwertsatz

$$\tilde{h}_{i-1}(a')\tilde{h}_{i+1}(a') < 0 \quad \text{und} \quad \tilde{h}_{i-1}(b')\tilde{h}_{i+1}(b') < 0.$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Es folgt:

$$\begin{aligned}\text{Var}_{a'}(\tilde{S}) &= \text{Var}(\tilde{h}_0(a'), \dots, \tilde{h}_{i-1}(a'), \tilde{h}_i(a'), \tilde{h}_{i+1}(a'), \dots, \tilde{h}_s(a')) \\ &= \text{Var}(\tilde{h}_0(a'), \dots, \tilde{h}_{i-1}(a'), \tilde{h}_{i+1}(a'), \dots, \tilde{h}_s(a'))\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\text{Var}_{b'}(\tilde{S}) &= \text{Var}(\tilde{h}_0(b'), \dots, \tilde{h}_{i-1}(b'), \tilde{h}_i(b'), \tilde{h}_{i+1}(b'), \dots, \tilde{h}_s(b')) \\ &= \text{Var}(\tilde{h}_0(b'), \dots, \tilde{h}_{i-1}(b'), \tilde{h}_{i+1}(b'), \dots, \tilde{h}_s(b'))\end{aligned}$$

Auf diese Weise können wir für alle j mit $\tilde{h}_j(c) = 0$ die Einträge $\tilde{h}_j(a')$ und $\tilde{h}_j(b')$ eliminieren.

Wir erhalten somit

$$\begin{aligned}\text{Var}_{a'}(\tilde{S}) &= \text{Var}(g_0(a'), \dots, g_t(a')) \\ \text{Var}_{b'}(\tilde{S}) &= \text{Var}(g_0(b'), \dots, g_t(b'))\end{aligned}$$

wobei die Polynome g_0, \dots, g_t keine Nullstelle in $[a', b']$ haben.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Also haben $g_i(a') \neq 0$ und $g_i(b') \neq 0$ das gleiche Vorzeichen für alle $0 \leq i \leq t$, woraus

$$\begin{aligned}\text{Var}_{a'}(\tilde{S}) &= \text{Var}(g_0(a'), \dots, g_t(a')) \\ &= \text{Var}(g_0(b'), \dots, g_t(b')) \\ &= \text{Var}_{b'}(\tilde{S}).\end{aligned}$$

folgt. □

Lemma B

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$, $f' \neq 0$, $\text{ggT}(f, g) = \text{ggT}(f, f') = 1$, $a, b, c \in \mathbb{R}$, $a < c < b$, $f(c) = 0$, $\forall d \in [a, b] \setminus \{c\} : f(d) \neq 0$. Dann gilt

$$\text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]) = \begin{cases} 1 & \text{falls } g(c) > 0 \\ -1 & \text{falls } g(c) < 0 \end{cases}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beweis von Lemma B:

Wegen $\text{ggT}(f, g) = \text{ggT}(f, f') = 1$ haben f und g keine gemeinsamen Nullstellen, und f hat keine mehrfache Nullstelle (Folie 94 und 95).

Insbesondere gilt $g(c) \neq 0$ und es gibt ein Polynom $h(x)$ mit $f(x) = (x - c) \cdot h(x)$ und $h(c) \neq 0$.

Also gilt $f f' g = f \cdot (h + (x - c)h') \cdot g = (x - c) \cdot \underbrace{(h^2 g + (x - c) h h' g)}_{u(x)}$.

Sei $[f, f'g] = (f, f'g, h_2, \dots, h_s)$ mit $s \geq 1$.

Gelte $g(c) > 0$ (der Fall $g(c) < 0$ kann analog analysiert werden).

Es gilt $u(c) = (h(c))^2 g(c) > 0$ und $f'g(c) \neq 0$.

Da $u(x)$ stetig ist und $a < c < b$ gilt, gibt es $a' < b'$ mit $a \leq a' < c < b' \leq b$ und $\forall x \in [a', b'] : u(x) > 0$ und $f'g(x) \neq 0$.

Wegen $f f' g = (x - c) \cdot u(x)$ folgt $f(a') \cdot f'g(a') < 0 < f(b') \cdot f'g(b')$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir erhalten damit im Fall $s \geq 2$ (wo h_2 existiert):

$$\begin{aligned} \text{Var}_a([f, f'g]) &\stackrel{\text{Lemma A}}{=} \text{Var}_{a'}([f, f'g]) \\ &= 1 + \text{Var}_{a'}([f'g, h_2]) \\ &\stackrel{\text{Lemma A}}{=} 1 + \text{Var}_{b'}([f'g, h_2]) \\ &= 1 + \text{Var}_{b'}([f, f'g]) \\ &\stackrel{\text{Lemma A}}{=} 1 + \text{Var}_b([f, f'g]) \end{aligned}$$

Im Fall $s = 1$ (d.h. $[f, f'g] = (f, f'g)$) gilt

$$\begin{aligned} \text{Var}_a([f, f'g]) &\stackrel{\text{Lemma A}}{=} \text{Var}_{a'}([f, f'g]) \\ &= 1 \\ &= 1 + \text{Var}_{b'}([f, f'g]) \\ &\stackrel{\text{Lemma A}}{=} 1 + \text{Var}_b([f, f'g]) \end{aligned}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Beweis des Satzes von Tarski und Sturm:

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$, $f' \neq 0$, $\text{ggT}(f, g) = \text{ggT}(f, f') = 1$, $a, b \in \mathbb{R}$,
 $a < b$, $f(a) \neq 0 \neq f(b)$.

Sei $N = \{c \in (a, b) \mid f(c) = 0\}$ (endlich).

Falls $N = \emptyset$ gilt wegen Lemma A:

$$(\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b - (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) < 0)_a^b = 0 = \\ \text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]).$$

Sei nun $N = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ mit $n \geq 1$.

Wähle Punkte $a = a_0 < c_1 < a_1 < c_2 < a_2 < \dots < a_{n-1} < c_n < a_n = b$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Dann gilt wegen Lemma B für alle $1 \leq i \leq n$:

$$\text{Var}_{a_{i-1}}([f, f'g]) - \text{Var}_{a_i}([f, f'g]) = \begin{cases} 1 & \text{falls } g(c_i) > 0 \\ -1 & \text{falls } g(c_i) < 0 \end{cases}$$

Aufsummieren ergibt

$$\text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]) = (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b - (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) < 0)_a^b$$

Dies beendet den Beweis des Satzes von Tarski und Sturm. □

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Korollar aus dem Satz von Tarski und Sturm

Seien $f, g \in \mathbb{R}[x] \setminus \{0\}$, $f' \neq 0$, $\text{ggT}(f, g) = \text{ggT}(f, f') = 1$, $a, b \in \mathbb{R}$, $a < b$, $f(a) \neq 0 \neq f(b)$. Dann gilt

$$\begin{aligned} & \#x(f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b \\ &= \frac{1}{2}(\text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]) + \text{Var}_a([f, f']) - \text{Var}_b([f, f'])). \end{aligned}$$

Beweis: Nach dem Satz von Tarski und Sturm gilt:

$$\begin{aligned} & (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b - (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) < 0)_a^b \\ &= \text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]). \end{aligned}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

sowie (da f und g wegen $\text{ggT}(f, g) = 1$ keine gemeinsame Nullstelle haben)

$$\begin{aligned} & (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b + (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) < 0)_a^b \\ &= (\#x : f(x) = 0)_a^b = \\ &= (\#x : f(x) = 0 \wedge 1 > 0)_a^b - (\#x : f(x) = 0 \wedge 1 < 0)_a^b \\ &= \text{Var}_a([f, f']) - \text{Var}_b([f, f']). \end{aligned}$$

Addieren der beiden Gleichungen ergibt:

$$\begin{aligned} & 2 \cdot (\#x : f(x) = 0 \wedge g(x) > 0)_a^b \\ &= \text{Var}_a([f, f'g]) - \text{Var}_b([f, f'g]) + \text{Var}_a([f, f']) - \text{Var}_b([f, f']) \end{aligned}$$



Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir brauchen auch noch Cauchys Schranke für die Nullstellen eines Polynoms.

Lemma (Cauchys Schranke für Nullstellen eines Polynoms)

Sei $f(x) = a_mx^m + \dots + a_1x + a_0 \in \mathbb{R}[x]$, $a_m \neq 0$. Dann liegen alle Nullstellen von f im Intervall $(-c, c)$ mit

$$c = 1 + \frac{\max\{|a_0|, \dots, |a_{m-1}|\}}{|a_m|}.$$

Beweis:

Indem wir $f(x)$ durch das Polynom $x^m + \frac{a_{m-1}}{a_m}x^{m-1} + \dots + \frac{a_1}{a_m}x + \frac{a_0}{a_m}$ ersetzen, genügt es, Cauchys Schranke für den Fall $a_m = 1$ zu zeigen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Sei also $f(x) = x^m + a_{m-1}x^{m-1} + \dots + a_1x + a_0$ und

$$h = \max\{|a_i| \mid 0 \leq i \leq m-1\}.$$

Gelte $f(\alpha) = \alpha^m + a_{m-1}\alpha^{m-1} + \dots + a_1\alpha + a_0 = 0$, d.h.

$$\alpha^m = -a_{m-1}\alpha^{m-1} - \dots - a_1\alpha - a_0.$$

Zu zeigen: $|\alpha| < 1 + h$.

Wenn $h = 0$ (d.h. $f(x) = x^m$) dann gilt $\alpha = 0$ und somit $|\alpha| = 0 < 1 + h$.

Sein nun $h > 0$.

Wenn $|\alpha| \leq 1$, dann gilt $|\alpha| < 1 + h$.

Gelte also $|\alpha| > 1$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Es folgt:

$$\begin{aligned} |\alpha|^m &\leq |a_{m-1}| \cdot |\alpha|^{m-1} + \dots + |a_1| \cdot |\alpha| + |a_0| \\ &\leq h \cdot (|\alpha|^{m-1} + \dots + |\alpha| + 1) \\ &= h \cdot \frac{|\alpha|^m - 1}{|\alpha| - 1} \end{aligned}$$

Da $|\alpha| > 1$ gilt, folgt:

$$|\alpha| - 1 \leq h \cdot \frac{|\alpha|^m - 1}{|\alpha|^m} < h$$



Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wir kommen nun zurück zu Fall 1 (siehe Folie 85):

Erinnerung: Wir müssen eine quantorenfreie arithmetische Formel für $(\#x : s = 0 \wedge t > 0) = k$ finden, wobei

$$s = z_0 + z_1x + \cdots + z_mx^m$$

$$t = z_{m+1} + z_{m+2}x + \cdots + z_nx^{n-m-1}$$

und $1 \leq m < n$ (wenn $t = 0$ dann gilt $(\#x : s = 0 \wedge t > 0) = 0$).

Die gesuchte quantorenfreie Formel hat die freien Variablen z_0, \dots, z_n . Ausserdem können wir uns auf den Fall beschränken, dass alle z_i einen Wert $\neq 0$ annehmen.

Seien y und z zwei neue Variablen.

Wegen Cauchys Schranke genügt es für $(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = k$ (siehe Folie 96) eine quantorenfreie Formel in den freien Variablen y, z, z_0, \dots, z_m zu finden.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

In dieser Formel können wir dann die Intervallgrenzen y und z durch

$$\frac{|z_m| + \max\{|z_0|, \dots, |z_{m-1}|\}}{|z_m|} \quad \text{bzw.} \quad \frac{|z_m| + \max\{|z_0|, \dots, |z_{m-1}|\}}{|z_m|}$$

ersetzen.

Anwendungen von $|\cdot|$ und \max können mittels einer Fallunterscheidung (ähnlich zu Folie 82) eliminiert werden.

Beispiele:

$|z_i| + y = z$ wird zu $(z_i \geq 0 \rightarrow z_i + y = z \wedge z_i < 0 \rightarrow y = z + z_i)$.

$\max\{z_i, z_j\} = x$ wird zu $(z_i \geq z_j \rightarrow x = z_i \wedge z_i < z_j \rightarrow x = z_j)$.

Anwendungen von $\frac{\cdot}{|z_m|}$ (im Fall $z_m \neq 0$) können durch Multiplizieren mit genügend großen Potenzen von z_m eliminiert werden.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Mittels des Korollars aus Sturm-Tarski von Folie 108 konstruieren wir eine quantorenfreie Formel für

$$(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = k$$

mit den freien Variablen y, z, z_0, \dots, z_n .

Aber: Gelten auch alle Vorbedingungen für $f = s$ und $g = t$ von Folie 108?

- ▶ $s \neq 0$ und $s' \neq 0$, da $m \geq 1$ auf Folie 113 und alle z_i ungleich Null sind.
- ▶ $t \neq 0$, da alle z_i ungleich Null sind und der Fall $m = n$ auf Folie 113 ausgeschlossen werden kann ($(\#x : s = 0 \wedge 0 > 0)_y^z = 0$).
- ▶ $\text{ggT}(s, t) = \text{ggT}(s, s') = 1$: Gilt im Allgemeinen nicht!

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Wie stellen wir die Vorbedingung $\text{ggT}(s, t) = \text{ggT}(s, s') = 1$ sicher?

Beachte hierzu:

- ▶ $(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = (\#x : s/\text{ggT}(s, t) = 0 \wedge t > 0)_y^z.$
- ▶ $(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = (\#x : s/\text{ggT}(s, s') = 0 \wedge t > 0)_y^z.$

Begründung:

- ▶ Indem wir s durch $s/\text{ggT}(s, t)$ ersetzen, eliminieren in s nur gemeinsame Nullstellen von s und t (für die also $t > 0$ nicht gilt).
- ▶ s und $s/\text{ggT}(s, s')$ haben die gleichen Nullstellen (nur mehrfache Nullstellen von s werden bei Division durch $\text{ggT}(s, s')$ eliminiert).

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Auf diese Weise können wir den Grad von s solange reduzieren, bis schließlich $\text{ggT}(s, t) = \text{ggT}(s, s') = 1$ gilt.

Bei den ggT-Berechnungen müssen wir den Euklidischen Algorithmus symbolisch durchführen, denn die Koeffizienten von s und t sind Parameter $z_i \neq 0$.

Beispiel: $m = 2$, $n = 4$, d.h.

$$s(x) = z_0 + z_1x + z_2x^2 \text{ und } t(x) = z_3 + z_4x$$

Wir berechnen zunächst symbolisch

$$\text{ggT}(s, t) = \text{ggT}(z_0 + z_1x + z_2x^2, z_3 + z_4x).$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Um die Berechnung leichter zu machen, multiplizieren wir s mit $z_4^2 \neq 0$.

Dann gilt $(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = (\#x : z_4^2 \cdot s = 0 \wedge t > 0)_y^z$.

Division mit Rest:

$$\begin{array}{r} (z_2 z_4^2 x^2 + z_1 z_4^2 x + z_0 z_4^2) : (z_4 x + z_3) = z_2 z_4 x + (z_1 z_4 - z_2 z_3) \\ - (z_2 z_4^2 x^2 + z_2 z_4 z_3 x) \\ \hline ((z_1 z_4^2 - z_2 z_4 z_3) x + z_0 z_4^2) \\ - ((z_1 z_4^2 - z_2 z_4 z_3) x + (z_1 z_4 z_3 - z_2 z_3^2)) \\ \hline z_0 z_4^2 - z_1 z_4 z_3 + z_2 z_3^2 \text{ (Rest)} \end{array}$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Also:

- ▶ Wenn $z_0z_4^2 - z_1z_4z_3 + z_2z_3^2 \neq 0$, dann $\text{ggT}(z_4^2s, t) = \text{ggT}(s, t) = 1$.
- ▶ Wenn $z_0z_4^2 - z_1z_4z_3 + z_2z_3^2 = 0$, dann $\text{ggT}(z_4^2s, t) = t = (z_4x + z_3)$ und $\frac{z_4^2s}{t} = z_2z_4x + (z_1z_4 - z_2z_3)$.

Ausserdem gilt

$$(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = (\#x : z_2z_4x + z_1z_4 - z_2z_3 = 0 \wedge t > 0)_y^z$$

Es gilt noch nicht unbedingt $\text{ggT}(z_2z_4x + z_1z_4 - z_2z_3, t) = 1$, aber der x -Grad von $z_2z_4x + z_1z_4 - z_2z_3$ ist kleiner als der x -Grad von s .

Wir können also nach dem gleichen Prinzip weiter machen.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

In unserer konkreten Situation ist es recht einfach:

Die einzige Nullstelle von $z_2 z_4 \cdot x + z_1 z_4 - z_2 z_3$ ist $\frac{z_2 z_3 - z_1 z_4}{z_2 z_4}$.

Die einzige Nullstelle von $t = z_4 \cdot x + z_3$ ist $-\frac{z_3}{z_4}$.

Gilt also $\frac{z_2 z_3 - z_1 z_4}{z_2 z_4} \neq -\frac{z_3}{z_4}$ (d.h. $z_1 z_4 \neq 2 z_2 z_3$) dann gilt

$$\text{ggT}(z_2 z_4 x + z_1 z_4 - z_2 z_3, t) = 1.$$

Gilt andererseits $z_1 z_4 = 2 z_2 z_3$ so ergibt sich $(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = 0$.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Zusammengefasst gilt also für $s(x) = z_0 + z_1x + z_2x^2$ und $t(x) = z_3 + z_4x$:

- ▶ Wenn $z_0z_4^2 - z_1z_4z_3 + z_2z_3^2 \neq 0$, dann $\text{ggT}(s, t) = 1$.
- ▶ Wenn $z_0z_4^2 - z_1z_4z_3 + z_2z_3^2 = 0$ und $z_1z_4 \neq 2z_2z_3$, dann

$$(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = (\#x : z_2z_4x + z_1z_4 - z_2z_3 = 0 \wedge t > 0)_y^z$$

und $\text{ggT}(z_2z_4x + z_1z_4 - z_2z_3, t) = 1$.

- ▶ Wenn $z_0z_4^2 - z_1z_4z_3 + z_2z_3^2 = 0$ und $z_1z_4 = 2z_2z_3$, dann

$$(\#x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = 0.$$

Auf die gleiche Weise kann die Voraussetzung $\text{ggT}(s, s') = 1$ sichergestellt werden.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Unter den Voraussetzungen $\text{ggT}(s, t) = \text{ggT}(s, s') = 1$ und $s(y) \neq 0 \neq s(z)$ ist $(\exists x : s = 0 \wedge t > 0)_y^z = k$ äquivalent zu

$$\text{Var}_y([s, s't]) - \text{Var}_z([s, s't]) + \text{Var}_y([s, s']) - \text{Var}_z([s, s']) = 2k$$

Dies kann als eine Boolesche Kombination von Aussagen der Gestalt $\text{Var}_y([s, s't]) = i_1$, $\text{Var}_z([s, s't]) = i_2$, $\text{Var}_y([s, s']) = i_3$, $\text{Var}_z([s, s']) = i_4$ geschrieben werden.

Eine Aussage $\text{Var}_y([s, s't]) = i$ (analog für die anderen Polynome) kann schließlich durch eine quantorenfreie Formel ausgedrückt werden.

Hierzu lassen wir wieder symbolisch den Euklidischen Algorithmus für s und $s't$ laufen, berechnen so die Sturmfolge $[s, s't]$ symbolisch und setzen dann y in die Polynome aus der Sturmfolge ein.

Dies beendet Fall 1 und wir kommen zu Fall 2 von Folie 85.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Fall 2: $G = (s = 0 \wedge \bigwedge_{i=1}^m t_i > 0)$, $m \geq 1$, und x kommt in s vor.

Induktion über m :

Induktionsanfang: $m = 1$. Siehe Fall 1.

Induktionsschluss: Sei $m \geq 2$.

Sei $G' = (s = 0 \wedge \bigwedge_{i=1}^{m-2} t_i > 0)$. Dann gilt:

$$\begin{aligned} & \#x(G' \wedge t_{m-1} > 0 \wedge t_m > 0) + \\ & \#x(G' \wedge t_{m-1} > 0 \wedge t_m < 0) = \#x(G' \wedge t_{m-1} t_m^2 > 0) \end{aligned} \quad (2)$$

$$\begin{aligned} & \#x(G' \wedge t_{m-1} > 0 \wedge t_m > 0) + \\ & \#x(G' \wedge t_{m-1} < 0 \wedge t_m > 0) = \#x(G' \wedge t_{m-1}^2 t_m > 0) \end{aligned} \quad (3)$$

$$\begin{aligned} & \#x(G' \wedge t_{m-1} > 0 \wedge t_m < 0) + \\ & \#x(G' \wedge t_{m-1} < 0 \wedge t_m > 0) = \#x(G' \wedge t_{m-1} t_m < 0) \end{aligned} \quad (4)$$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

(2) + (3) - (4) ergibt:

$$\begin{aligned}2 \cdot \#xG &= 2 \cdot \#x \cdot (G' \wedge t_{m-1} > 0 \wedge t_m > 0) \\ &= \#x(G' \wedge t_{m-1}t_m^2 > 0) + \\ &\quad \#x(G' \wedge t_{m-1}^2t_m > 0) - \\ &\quad \#x(G' \wedge -t_{m-1}t_m > 0)\end{aligned}$$

Fall 3 von Folie 85: $s = 0$, d.h. $G = \bigwedge_{i=1}^m t_i > 0$ mit $t_i \neq 0$.

Sei $t = t_1 t_2 \cdots t_m$.

Behauptung: $\exists x G$ ist äquivalent in \mathbb{R} zu

$$\exists x_0 \forall x \leq x_0 : G \vee \exists x_0 \forall x \geq x_0 : G \vee \exists x (t'(x) = 0 \wedge G). \quad (5)$$

Die Implikation (5) $\Rightarrow \exists x G$ ist klar.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Gelte nun $\mathbb{R} \models \exists x G$.

Hieraus folgt:

$$\mathbb{R} \models \exists x_0 \forall x \leq x_0 : G \vee \exists x_0 \forall x \geq x_0 : G \vee \\ \exists x_1 \exists x \exists x_2 (x_1 < x < x_2 \wedge \neg G[x/x_1] \wedge G \wedge \neg G[x/x_2])$$

Angenommen es gilt

$$\mathbb{R} \models \exists x_1 \exists x \exists x_2 (x_1 < x < x_2 \wedge \neg G[x/x_1] \wedge G \wedge \neg G[x/x_2])$$

Also gibt es $x_1, x, x_2 \in \mathbb{R}$ und $i, j \in \{1, \dots, m\}$ mit

- ▶ $x_1 < x < x_2$,
- ▶ $t_i(x_1) \leq 0$,
- ▶ $t_j(x_2) \leq 0$,
- ▶ $t_k(x) > 0$ für alle $1 \leq k \leq m$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Dann muss es $x'_1, x'_2 \in \mathbb{R}$ mit $x'_1 < x < x'_2$ und $t_i(x'_1) = t_j(x'_2) = 0$ geben.

Also gilt $t(x'_1) = t(x'_2) = 0$.

Da t nur endlich viele Nullstellen hat, können wir für x'_1 (x'_2) die größte (kleinste) Nullstelle von t , die kleiner (größer) als x ist, wählen.

Dann gilt $x'_1 < x < x'_2$, $t(x'_1) = 0 = t(x'_2)$ und $t_k(y) > 0$ für alle $y \in (x'_1, x'_2)$ und $1 \leq k \leq m$.

Also gilt $t(y) > 0$ für alle $y \in (x'_1, x'_2)$.

Nach dem Satz von Rolle muss es ein x mit $t'(x) = 0$ und $t_i(x) > 0$ für alle $1 \leq i \leq m$ geben, d.h.

$$\mathbb{R} \models \exists x_0 \forall x \leq x_0 : G \vee \exists x_0 \forall x \geq x_0 : G \vee \exists x (t'(x) = 0 \wedge G)$$

siehe z.B. https://de.wikipedia.org/wiki/Satz_von_Rolle.

Dies zeigt die Behauptung.

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Es genügt also, eine quantorenfreie Formel für

$$\exists x_0 \forall x \leq x_0 : G \vee \exists x_0 \forall x \geq x_0 : G \vee \exists x (t'(x) = 0 \wedge G)$$

anzugeben.

Für die Formeln $\exists x_0 \forall x \leq x_0 G$ und $\exists x_0 \forall x \geq x_0 G$ kann man leicht quantorenfreie Formeln angeben.

Beachte hierzu: Für ein Polynom $a_n x^n + \dots + a_1 x + a_0$ mit $a_n \neq 0$ gilt

$$\exists x_0 \forall x \leq x_0 (a_n x^n + \dots + a_1 x + a_0 > 0)$$

genau dann, wenn einer der beiden folgenden Fälle gilt:

- ▶ n gerade und $a_n > 0$
- ▶ n ungerade und $a_n < 0$

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Die Formel $\exists x (t'(x) = 0 \wedge G)$ kann über Fall 1 bzw. 2 behandelt werden, falls x in $t'(x)$ vorkommt.

Falls x in $t'(x)$ nicht vorkommt, so hat $t(x) = t_1(x) \cdots t_m(x)$ einen x -Grad von höchstens 1.

Dies bedeutet, dass x in höchstens einem t_i vorkommt; sei dies ohne Beschränkung der Allgemeinheit t_1 .

Ausserdem hat $t_1(x)$ einen x -Grad von höchstens 1.

Falls $t_1 = z_1$ und $t_i = z_i$ für $2 \leq i \leq m$, ist $\exists x \bigwedge_{i=1}^m t_i > 0$ äquivalent zu $\bigwedge_{i=1}^m z_i > 0$.

Falls $t_1 = z_1 \cdot x + z_0$ und $t_i = z_i$ für $2 \leq i \leq m$, ist $\exists x \bigwedge_{i=1}^m t_i > 0$ äquivalent zu $\bigwedge_{i=2}^m z_i > 0$

Dies beendet den Beweis des Satzes von Tarski. □

Entscheidbarkeit der reellen Arithmetik

Aus dem Satz von Tarski folgt sofort, dass es keine arithmetische Formel $F(x)$ mit der einzigen freien Variablen x gibt, so dass für alle $r \in \mathbb{R}$ gilt:

$$(\mathbb{R}, +, \cdot)_{[x/r]} \models F(x) \Leftrightarrow r \in \mathbb{N}$$

Denn gäbe es solch ein Formel $F(x)$ so würde mit Gödels Satz ($\text{Th}(\mathbb{N}, +, \cdot)$ unentscheidbar) sofort die Unentscheidbarkeit von $\text{Th}(\mathbb{R}, +, \cdot)$ folgen.

Erstaunlicherweise hat Julia Robinson 1949 solch ein Formel für \mathbb{Q} anstatt \mathbb{R} angegeben.

Satz (Robinson 1949)

Es existiert eine arithmetische Formel $F(x)$ mit der einzigen freien Variablen x , so dass für alle rationalen Zahlen $r \in \mathbb{Q}$ gilt:

$$(\mathbb{Q}, +, \cdot)_{[x/r]} \models F(x) \Leftrightarrow r \in \mathbb{N}$$

Konsequenz: $\text{Th}(\mathbb{Q}, +, \cdot)$ ist unentscheidbar.

Monadische Logik 2. Stufe

Monadische Logik 2. Stufe (kurz **MSO** für **monadic second order**) ist eine Erweiterung der Prädikatenlogik (welche auch als Logik 1. Stufe bezeichnet wird), bei der über Teilmengen des Universums quantifiziert werden darf.

Wir fixieren hierzu zwei Mengen von Variablen:

- ▶ Variablen 1. Stufe: $\text{Var}_1 = \{x_1, x_2, x_3, \dots\}$
- ▶ Variablen 2. Stufe: $\text{Var}_2 = \{X_1, X_2, X_3, \dots\}$

Es gelte $\text{Var}_1 \cap \text{Var}_2 = \emptyset$.

Variablen aus Var_1 bezeichnen wir im folgenden mit x, y, z, x', x_0, \dots , während wir Variablen aus Var_2 mit X, Y, Z, X', X_0, \dots bezeichnen.

Wie in der Prädikatenlogik (siehe Logik I) haben wir Prädikatensymbole P_i^k (k -stellig) und Funktionssymbole f_i^k (k -stellig).

Terme sind dann wieder genau wie in der Prädikatenlogik definiert.

Monadische Logik 2. Stufe

Die Menge MSO aller **MSO-Formeln** ist die kleinste Menge mit:

- ▶ Wenn t_1, t_2 Terme sind und $X \in \text{Var}_2$, dann sind $(t_1 = t_2), (t_1 \in X) \in \text{MSO}$.
- ▶ Wenn t_1, t_2, \dots, t_k Terme sind, und P ein k -stelliges Prädikatsymbol ist, dann ist, dann ist $P(t_1, \dots, t_k) \in \text{MSO}$.
- ▶ Wenn $F, G \in \text{MSO}$, dann auch $\neg F, F \wedge G, F \vee G \in \text{MSO}$.
- ▶ Wenn $F \in \text{MSO}$ und $x \in \text{Var}_1, X \in \text{Var}_2$ dann $\exists xF, \exists XF, \forall xF, \forall XF \in \text{MSO}$.

Die Menge $\text{free}(F) \subseteq \text{Var}_1 \cup \text{Var}_2$ aller in $F \in \text{MSO}$ **freien Variablen** ist wie in der Prädikatenlogik definiert.

Für $F \in \text{MSO}$ schreiben wir auch $F(x_1, \dots, x_n, X_1, \dots, X_m)$ um $\text{free}(F) = \{x_1, \dots, x_n, X_1, \dots, X_m\}$ auszudrücken.

Ein Formel $F \in \text{MSO}$ ist ein **MSO-Satz**, falls $\text{free}(F) = \emptyset$ gilt.

Monadische Logik 2. Stufe

Eine **Struktur** ist nun ein Paar $\mathcal{A} = (U_{\mathcal{A}}, I_{\mathcal{A}})$, wobei $U_{\mathcal{A}}$ eine nicht-leere Menge (das Universum) ist und $I_{\mathcal{A}}$ eine partiell definierte Abbildung, die

- ▶ jedem k -stelligen Prädikatensymbol P aus dem Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$ eine k -stellige Relation $I_{\mathcal{A}}(P) \subseteq U_{\mathcal{A}}^k$ zuordnet,
- ▶ jedem k -stelligen Funktionssymbol f aus dem Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$ eine k -stellige Funktion $I_{\mathcal{A}}(f) : U_{\mathcal{A}}^k \rightarrow U_{\mathcal{A}}$ zuordnet,
- ▶ jeder Variablen $x \in \text{Var}_1$ aus dem Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$ ein Element $I_{\mathcal{A}}(x) \in U_{\mathcal{A}}$ zuordnet, und
- ▶ jeder Variablen $X \in \text{Var}_2$ aus dem Definitionsbereich von $I_{\mathcal{A}}$ eine Teilmenge $I_{\mathcal{A}}(X) \subseteq U_{\mathcal{A}}$ zuordnet.

Die Struktur \mathcal{A} heißt passend zur Formel $F \in \text{MSO}$, falls $I_{\mathcal{A}}$ auf allen in F vorkommenden Prädikatsymbolen, Funktionssymbolen und freien Variablen definiert ist.

Monadische Logik 2. Stufe

Wenn \mathcal{A} passend zu F ist, schreiben wir $\mathcal{A} \models F$ genau dann, wenn einer der folgenden Fälle gilt (die Auswertung $\mathcal{A}(t) \in U_{\mathcal{A}}$ eines Terms t ist genau wie in der Prädikatenlogik definiert):

- ▶ $F = (t_1 = t_2)$ und $\mathcal{A}(t_1) = \mathcal{A}(t_2)$
- ▶ $F = (t \in X)$ und $\mathcal{A}(t) \in I_{\mathcal{A}}(X)$
- ▶ $F = P(t_1, \dots, t_k)$ und $(\mathcal{A}(t_1), \dots, \mathcal{A}(t_k)) \in I_{\mathcal{A}}(P)$
- ▶ $F = \neg G$ und $\mathcal{A} \not\models G$
- ▶ $F = G \wedge H$ und $(\mathcal{A} \models G$ und $\mathcal{A} \models H)$
- ▶ $F = G \vee H$ und $(\mathcal{A} \models G$ oder $\mathcal{A} \models H)$
- ▶ $F = \exists x G$ und es gibt ein $a \in U_{\mathcal{A}}$ mit $\mathcal{A}_{[x/a]} \models G$
- ▶ $F = \forall x G$ und für alle $a \in U_{\mathcal{A}}$ gilt $\mathcal{A}_{[x/a]} \models G$
- ▶ $F = \exists X G$ und es gibt ein $B \subseteq U_{\mathcal{A}}$ mit $\mathcal{A}_{[X/B]} \models G$
- ▶ $F = \forall X G$ und für alle $B \subseteq U_{\mathcal{A}}$ gilt $\mathcal{A}_{[X/B]} \models G$.

Monadische Logik 2. Stufe

Konventionen:

- ▶ Im folgenden bezeichnen wir die Interpretation $I_{\mathcal{A}}(P)$ eines Symbols P ebenfalls mit dem Symbol P .
- ▶ Eine Struktur $\mathcal{A} = (U_{\mathcal{A}}, I_{\mathcal{A}})$ mit $\text{dom}(I_{\mathcal{A}}) = \{P_1, \dots, P_n, f_1, \dots, f_m\}$ schreiben wir auch als $(U_{\mathcal{A}}, I_{\mathcal{A}}(P_1), \dots, I_{\mathcal{A}}(P_n), I_{\mathcal{A}}(f_1), \dots, I_{\mathcal{A}}(f_m))$ oder kurz $(U_{\mathcal{A}}, P_1, \dots, P_n, f_1, \dots, f_m)$.
- ▶ Für eine MSO-Formel $F = F(x_1, \dots, x_n, X_1, \dots, X_m)$ und $a_1, \dots, a_n \in U_{\mathcal{A}}, A_1, \dots, A_m \subseteq U_{\mathcal{A}}$ schreiben wir auch $\mathcal{A} \models F(a_1, \dots, a_n, A_1, \dots, A_m)$ für $\mathcal{A}_{[x_1/a_1, \dots, x_n/a_n, X_1/A_1, \dots, X_m/A_m]} \models F$.

Die **MSO-Theorie** einer Struktur \mathcal{A} ist die Menge aller MSO-Sätze F mit $\mathcal{A} \models F$.

Monadische Logik 2. Stufe: Beispiel

Ein Beispiel für eine nützliche MSO-Formel:

Sei $\mathcal{G} = (V, E)$ ein gerichteter Graph, also eine Struktur mit dem Universum V und der zweistelligen Relation $E \subseteq V \times V$.

Die folgende Formel $\text{reach}(x, y)$ drückt aus, dass in \mathcal{G} ein Pfad vom Knoten x zum Knoten y existiert:

$$\text{reach}(x, y) = \forall X \left(\left(x \in X \wedge \forall y \forall z (E(y, z) \wedge y \in X \rightarrow z \in X) \right) \rightarrow y \in X \right)$$

Begründung: Wir sagen, dass eine Teilmenge $U \subseteq V$ von Knoten unter der Kantenrelation E abgeschlossen ist, wenn für jede Kante $(u, v) \in E$ gilt: wenn $u \in U$ dann auch $v \in U$.

Die Formel $\text{reach}(x, y)$ drückt also aus, dass jede unter der Kantenrelation E abgeschlossene Teilmenge U , die x enthält, auch y enthält.

Monadische Logik 2. Stufe: Beispiel

Dies ist in der Tat äquivalent zu der Aussage, dass es einen Pfad von x nach y gibt, d.h. $(x, y) \in E^*$:

- ▶ Angenommen es gibt keinen Pfad von x nach y .

Sei $U = \{v \in V \mid (x, v) \in E^*\}$ die Menge aller von x erreichbaren Knoten.

Dann ist U unter der Kantenrelation E abgeschlossen und es gilt $x \in U, y \notin U$.

- ▶ Angenommen es gibt einen Pfad (u_1, u_2, \dots, u_n) von x nach y , d.h. $u_1 = x, u_n = y$ und $(u_i, u_{i+1}) \in E$ für alle $i \in \{1, \dots, n-1\}$.

Sei nun $U \subseteq V$ eine unter der Kantenrelation E abgeschlossene Menge mit $x \in U$.

Durch Induktion über i folgt sofort $u_i \in U$ für alle $i \in \{1, \dots, n\}$.

Also gilt $y = u_n \in U$.

MSO-definierbare Sprachen

Wir wollen MSO-Sätze benutzen, um (formale) Sprachen zu definieren.

Hierzu müssen wir zunächst Wörter als Strukturen repräsentieren.

Sei Σ ein endliches Alphabet im Folgenden.

Ein nicht-leeres Wort $w = a_1 a_2 \cdots a_n$ ($n \geq 1$, $a_i \in \Sigma$) identifizieren wir mit der Struktur

$$\mathcal{A}_w = (\{1, 2, \dots, n\}, <, (P_a)_{a \in \Sigma}),$$

wobei gilt:

- ▶ $<$ ist die gewöhnliche Ordnung auf $\{1, 2, \dots, n\}$
- ▶ P_a ist die einstellige Relation $P_a = \{i \mid 1 \leq i \leq n, a_i = a\}$
(die Menge aller Positionen in dem Wort w , wo das Symbol a steht)

MSO-definierbare Sprachen

Für die folgenden Beispiele sei das Alphabet $\Sigma = \{a, b\}$.

Beispiel: Für das Wort $w = abbaa$ gilt

$$\mathcal{A}_w = (\{1, 2, 3, 4, 5\}, <, \underbrace{\{1, 4, 5\}}_{P_a}, \underbrace{\{2, 3\}}_{P_b}).$$

Im Folgenden schreiben wir einfach w für \mathcal{A}_w .

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^+$ von nicht-leeren Wörtern ist **MSO-definierbar**, falls ein MSO-Satz F existiert mit $L = \{w \in \Sigma^+ \mid w \models F\}$.

MSO-definierbare Sprachen

Beispiel 1: Der MSO-Satz

$$\exists x \exists y \exists z (\forall u (x \leq u \wedge u \leq z) \wedge P_a(x) \wedge P_b(y) \wedge P_a(z))$$

definiert die Sprache $a\Sigma^*b\Sigma^*a$.

Hier ist $x \leq u$ eine Abkürzung für $x < u \vee x = u$.

Beispiel 2: Der MSO-Satz

$$\exists X (\exists x \exists y (\forall u (x \leq u \wedge u \leq y) \wedge x \in X \wedge \neg y \in X) \wedge \forall x \forall y (y = x + 1 \rightarrow (x \in X \leftrightarrow y \notin X)))$$

definiert die Sprache $\{w \in \{a, b\}^* \mid |w| \text{ ist gerade}\}$.

Hier ist $y = x + 1$ eine Abkürzung für die Formel $x < y \wedge \forall z (x \leq z \leq y \rightarrow (x = z \vee y = z))$.

Der Satz von Büchi

Satz (Büchi, Elgot 1958 und Trachtenbrot 1958)

Eine Sprache L ist MSO-definierbar genau dann, wenn sie regulär ist.

Beweis:

1. Sei $L \subseteq \Sigma^*$ regulär. Wir zeigen, dass L MSO-definierbar ist.

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein deterministischer endlicher Automat (DFA) mit $L(A) = L$, wobei

- ▶ Q die endliche Menge der Zustände ist,
- ▶ $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$ die Überföhrungsfunktion ist,
- ▶ $q_0 \in Q$ der Anfangszustand ist, und
- ▶ $F \subseteq Q$ die Menge der Endzustände ist.

Der Satz von Büchi

O.B.d.A. sei $Q = \{1, \dots, n\}$.

Dann definiert der folgende MSO-Satz die Sprache $L = L(A)$:

$$\exists X_1 \exists X_2 \cdots \exists X_n$$

$$\bigwedge_{p \neq q} X_p \cap X_q = \emptyset \wedge \forall x \bigvee_{q \in Q} x \in X_q \wedge$$

$$\exists x (\forall y (x \leq y) \wedge \bigvee_{a \in \Sigma} (P_a(x) \wedge x \in X_{\delta(q_0, a)})) \wedge$$

$$\exists x (\forall y (y \leq x) \wedge \bigvee_{q \in F} x \in X_q) \wedge$$

$$\forall x \forall y (y = x + 1 \rightarrow \bigvee_{q \in Q} \bigvee_{a \in \Sigma} (x \in X_q \wedge P_a(y) \wedge y \in X_{\delta(q, a)}))$$

Hierbei ist $X_p \cap X_q = \emptyset$ eine Abkürzung für $\neg \exists x (x \in X_p \wedge x \in X_q)$.

Der Satz von Büchi

Idee hinter der Formel: Die existentiell quantifizierte Menge X_q ist Menge aller Positionen in dem Wort bei der der DFA A im Zustand $q \in \{1, \dots, n\}$ ankommt.

$$\bigwedge_{p \neq q} X_p \cap X_q = \emptyset \wedge \forall x \bigvee_{q \in Q} x \in X_q:$$

An jeder Positionen kommen wir genau in genau einem Zustand an.

$$\bigwedge_{a \in \Sigma} \exists x (\forall y (x \leq y) \wedge \bigvee_{a \in \Sigma} (P_a(x) \wedge x \in X_{\delta(q_0, a)})):$$

Wenn an der ersten Position 1 in dem Wort (ist x in obiger Formel) das Symbol a steht, kommen wir an Position 1 im Zustand $\delta(q_0, a)$ an (q_0 ist der Anfangszustand).

Der Satz von Büchi

- ▶ $\exists x(\forall y(y \leq x) \wedge \forall q \in F x \in X_q)$:

An der letzten Position des Wortes kommen wir in einem Endzustand des DFA an.

- ▶ $\forall x \forall y(y = x + 1 \rightarrow \forall q \in Q \forall a \in \Sigma(x \in X_q \wedge P_a(y) \wedge y \in X_{\delta(q,a)}))$:

Seien x und $y = x + 1$ zwei beliebige aufeinanderfolgende Positionen in dem Wort, wobei an Position y das Symbol a steht. Falls wir an Position x im Zustand q ankommen, kommen wir an Position y im Zustand $\delta(q, a)$ an.

Der Satz von Büchi

2. Sei $L \subseteq \Sigma^*$ MSO-definierbar. Wir zeigen, dass L regulär ist.

Sei $V \subseteq \text{Var}_1 \cup \text{Var}_2$ eine endliche Menge von Variablen.

Ein nicht-leeres Wort

$$w = (a_1, V_1)(a_2, V_2) \cdots (a_k, V_k) \in (\Sigma \times 2^V)^*$$

($k \geq 1$, $a_i \in \Sigma$, $V_k \subseteq V$) nennen wir **gültig** falls es für jede Variable $x \in V \cap \text{Var}_1$ genau ein $1 \leq i \leq k$ mit $x \in V_i$ gibt.

Für solch ein gültiges Wort w definieren wir die Abbildung $f_w : V \rightarrow \{1, \dots, k\} \cup 2^{\{1, \dots, k\}}$ durch:

- ▶ $f_w(x) = i$ falls $x \in V_i \cap \text{Var}_1$.
- ▶ $f_w(X) = \{i \mid X \in V_i\}$ für $X \in V \cap \text{Var}_2$.

Der Satz von Büchi

Weiter identifizieren wir ein gültiges Wort $w = (a_1, V_1)(a_2, V_2) \cdots (a_k, V_k)$ mit der Struktur $\mathcal{A}_w = (\{1, \dots, k\}, I_w)$, wobei

- ▶ $I_w(x) = f_w(x)$ für $x \in V \cap \text{Var}_1$,
- ▶ $I_w(X) = f_w(X)$, für $X \in V \cap \text{Var}_2$,
- ▶ und I_w auf den Prädikatenymbolen $<$ und P_a ($a \in \Sigma$) genau so definiert ist wie die Struktur \mathcal{A}_v für $v = a_1 a_2 \cdots a_k$.

Ein gültiges Wort w definiert also neben einem Wort $a_1 a_2 \dots a_k$ zusätzlich noch eine Belegung der Variablen aus V , wobei

- ▶ jede Variable $x \in V \cap \text{Var}_1$ mit genau einer Position $i \in \{1, \dots, k\}$ belegt wird, und
- ▶ jede Variable $X \in V \cap \text{Var}_2$ mit einer Menge von Positionen belegt wird.

Der Satz von Büchi

Für eine MSO-Formel F mit den freien Variablen $\text{free}(F)$ sei $L(F)$ die Menge aller nicht-leeren gültigen Wörter w über dem Alphabet $\Sigma \times 2^{\text{free}(F)}$ mit $w \models F$.

Beweisstrategie: Wir konstruieren für jede Formel F durch Induktion über den Aufbau von F einen endlichen Automaten A_F für die Sprache $L(F)$. Am Ende interessieren wir uns nur für den Fall $\text{free}(F) = \emptyset$.

Zunächst kann man für jede endliche Variablenmenge $V \subseteq \text{Var}_1 \cup \text{Var}_2$ einen Automaten A_V konstruieren, der genau die gültigen Wörter aus $(\Sigma \times 2^V)^*$ akzeptiert.

Der Automat A_V muss lediglich überprüfen, ob jede Variable $x \in V \cap \text{Var}_1$ an genau einer Position in dem Eingabewort steht.

Hierfür merkt sich A_V im Zustand, welche Variablen aus $V \cap \text{Var}_1$ er bereits gesehen hat.

Der Satz von Büchi

Nun zur Konstruktion des Automaten A_F :

1. Fall: $F = (x = y)$. Konstruiere A_F so, dass

$$L(A_F) = (\Sigma \times \{\emptyset\})^* (\Sigma \times \{x, y\}) (\Sigma \times \{\emptyset\})^*.$$

2. Fall: $F = (x < y)$. Konstruiere A_F so, dass

$$L(A_F) = (\Sigma \times \{\emptyset\})^* (\Sigma \times \{x\}) (\Sigma \times \{\emptyset\})^* (\Sigma \times \{y\}) (\Sigma \times \{\emptyset\})^*.$$

3. Fall: $F = P_a(x)$. Konstruiere A_F so, dass

$$L(A_F) = (\Sigma \times \{\emptyset\})^* (a, \{x\}) (\Sigma \times \{\emptyset\})^*.$$

4. Fall: $F = (x \in X)$. Konstruiere A_F so, dass

$$L(A_F) = (\Sigma \times \{\emptyset, \{X\}\})^* (\Sigma \times \{x, X\}) (\Sigma \times \{\emptyset, \{X\}\})^*.$$

Der Satz von Büchi

Für die folgenden Fälle verwenden wir wieder die Abschlusseigenschaften der regulären Sprachen (Abschluss unter booleschen Operationen, Homomorphismen und inversen Homomorphismen), die wir schon im Beweis des Satzes von Khoussainov und Nerode verwendet hatten (Folie 60–70).

5. Fall: $F = \neg G$. Sei $V = \text{free}(G)$. Konstruiere A_F so, dass

$$L(A_F) = L(A_V) \setminus L(A_G).$$

6. Fall: $F = G \vee H$.

Sei $V_G = \text{free}(G)$, $V_H = \text{free}(H)$ und $V = \text{free}(F) = V_G \cup V_H$.

Der Satz von Büchi

Definiere Homomorphismen $g : (\Sigma \times 2^V)^* \rightarrow (\Sigma \times 2^{V_G})^*$ und $h : (\Sigma \times 2^V)^* \rightarrow (\Sigma \times 2^{V_H})^*$ durch

$$\begin{aligned}g(a, S) &= (a, S \cap V_G), \\h(a, S) &= (a, S \cap V_H).\end{aligned}$$

Konstruiere nun Automaten A'_G und A'_H , so dass

$$\begin{aligned}L(A'_G) &= L(A_V) \cap g^{-1}(L(A_G)), \\L(A'_H) &= L(A_V) \cap h^{-1}(L(A_H)).\end{aligned}$$

Der Automat A_F wird dann so konstruiert, dass $L(A_F) = L(A'_G) \cup L(A'_H)$.

Der Satz von Büchi

7. Fall: $F = \exists x G$.

Sei $V = \text{free}(G)$ und damit $\text{free}(F) = V \setminus \{x\}$.

Definiere den Homomorphismen $f : (\Sigma \times 2^V)^* \rightarrow (\Sigma \times 2^{V \setminus \{x\}})^*$ durch

$$f(a, S) = (a, S \setminus \{x\}).$$

Konstruiere dann den Automaten A_F so, dass $L(A_F) = f(L(A_G))$.

8. Fall: $F = \exists X G$.

Sei $V = \text{free}(G)$ und damit $\text{free}(F) = V \setminus \{X\}$.

Definiere den Homomorphismen $f : (\Sigma \times 2^V)^* \rightarrow (\Sigma \times 2^{V \setminus \{X\}})^*$ durch

$$f(a, S) = (a, S \setminus \{X\}).$$

Konstruiere dann den Automaten A_F so, dass $L(A_F) = f(L(A_G))$.

Dies beendet den Beweis des Satzes von Büchi.

