

THEORETISCHE INFORMATIK UND LOGIK

3. Vorlesung: WHILE und LOOP

Hannes Straß

Folien: © Markus Krötzsch, <https://iccl.inf.tu-dresden.de/web/TheoLog2017>, CC BY 3.0 DE

TU Dresden, 11. April 2022

LOOP

Was bisher geschah ...

Grundbegriffe, die wir verstehen und erklären können:

DTM, NTM, Entscheider, Aufzähler, berechenbar/entscheidbar, semi-entscheidbar, unentscheidbar, Church-Turing-These

Das Unentscheidbare:

- „An algorithm is a finite answer to an infinite number of questions.“ (Stephen Kleene)
- Aber: Es gibt mehr Möglichkeiten, unendlich viele Fragen zu beantworten, als es Algorithmen geben kann. (Cantor)

Weitere wichtige Ergebnisse:

- DTM und NTM haben die gleiche Ausdrucksstärke
- Zusammenhang Aufzähler \leftrightarrow Semi-Entscheidbarkeit
- Die Busy-Beaver-Funktion ist nicht berechenbar (sie wächst schneller als alle berechenbaren Funktionen).

Von TMs zu Programmiersprachen

Turingmaschinen als Berechnungsmodell

- **Pro:** Einfache, kurze Beschreibung (eine Folie)
~> Beweise oft ebenfalls einfach und kurz
- **Kontra:** Umständliche Programmierung
~> einfache Algorithmen erfordern tausende Einzelschritte

Programmiersprachen als Berechnungsmodell

- **Pro:** Einfache, bequeme Programmierung
~> Großer Befehlssatz + Bibliotheken für Standardaufgaben
- **Kontra:** Umständliche Beschreibung
(z.B. Beschreibung von C++ [ISO/IEC 14882] hat 776 Seiten)
~> Eigenschaften oft unklar; Beweise sehr umständlich

LOOP-Programme

Idee: Definiere eine imperative Programmiersprache, die dennoch sehr einfach ist.

Features:

- Variablen x_0, x_1, x_2, \dots oder auch $x, y, \text{variablenName}, \dots$ alle vom Typ "natürliche Zahl"

- Wertezuweisungen der Form

$x := y + 42$ und $x := y - 23$

für beliebige natürliche Zahlen und Variablennamen

- "For-Schleifen": **LOOP x DO ... END**

Beispiel

Das folgende LOOP-Programm addiert zum Wert von y genau x -mal die Zahl 2:

```
LOOP x DO
  y := y + 2
END
```

Dies entspricht also der Zuweisung $y := y + (2 * x)$, die wir in LOOP nicht direkt schreiben können.

LOOP-Programme: Syntax

Die Programmiersprache **LOOP** basiert auf einer unendlichen Menge \mathbf{V} von Variablen und der Menge \mathbb{N} der natürlichen Zahlen. **LOOP-Programme** sind induktiv definiert:

- Die Ausdrücke

$x := y + n$ und $x := y - n$ (Wertzuweisung)

sind LOOP-Programme für alle $x, y \in \mathbf{V}$ und $n \in \mathbb{N}$.

- Wenn P_1 und P_2 LOOP-Programme sind, dann ist

$P_1; P_2$ (Hintereinanderausführung)

ein LOOP-Programm.

- Wenn P ein LOOP-Programm ist, dann ist

LOOP x DO P END (Schleife)

ein LOOP-Programm für jede Variable $x \in \mathbf{V}$.

Vereinfachung: Wir erlauben, „;“ in Programmen durch Zeilenumbrüche zu ersetzen.

LOOP-Programme: Semantik (1)

Funktionsweise eines LOOP-Programms P :

- **Eingabe:** Eine Liste von k natürlichen Zahlen (Anmerkung: k wird nicht durch das Programm festgelegt.)
- **Ausgabe:** Eine natürliche Zahl

P berechnet also eine totale Funktion $\mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$, für beliebige k

Initialisierung für Eingabe n_1, \dots, n_k :

- LOOP speichert für jede Variable eine natürliche Zahl als Wert
- Den Variablen x_1, \dots, x_k werden anfangs die Werte n_1, \dots, n_k zugewiesen
- Allen anderen Variablen wird der Anfangswert 0 zugewiesen

LOOP-Programme: Semantik (2)

Nach der Initialisierung wird das LOOP-Programm abgearbeitet:

- $x := y + n$:
Der Variable x wird als neuer Wert die Summe des (alten) Wertes für y und der Zahl n zugewiesen.
- $x := y - n$:
Der Variable x wird als neuer Wert die Differenz des (alten) Wertes für y und der Zahl n zugewiesen, falls diese größer als 0 ist; ansonsten wird x der Wert 0 zugewiesen.
- $P_1 ; P_2$:
Erst wird P_1 abgearbeitet, dann P_2 .
- **LOOP x DO P END**:
 P wird genau n -mal ausgeführt, für den Zahlenwert n , der x anfangs zugewiesen ist.
(Die Anzahl der Schleifendurchläufe bleibt also gleich, wenn P den Wert von x ändert.)

Quiz: LOOP-Programm

Funktionsweise eines LOOP-Programms P :

- **Eingabe**: Eine Liste von k natürlichen Zahlen (k wird nicht durch das Programm festgelegt.)
- **Ausgabe**: Eine natürliche Zahl (Der Wert von x_0 nach Abarbeitung des Programms.)

P berechnet also für jedes $k \in \mathbb{N}$ eine totale Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$.

Quiz: Wir betrachten folgendes LOOP-Programm: ...

LOOP-Programme: Semantik (3)

Ausgabe eines LOOP-Programms:

- Das Ergebnis der Abarbeitung ist der Wert der Variable x_0 nach dem Beenden der Berechnung.

Satz: LOOP-Programme terminieren immer nach endlich vielen Schritten.

Beweis: Gemäß der Definition von LOOP-Programmen per struktureller Induktion.

Induktionsanfang: Die Behauptung gilt sicherlich für Wertzuweisungen.

Weitere Fälle (Induktionsschritte):

- $P_1 ; P_2$:
Wenn P_1 und P_2 nach endlich vielen Schritten terminieren, dann auch $P_1 ; P_2$.
- **LOOP x DO P END**:
Für jede mögliche Zuweisung von x wird P endlich oft wiederholt; wenn P in endlich vielen Schritten terminiert, dann also auch die Schleife. \square

Programmieren in LOOP (1)

LOOP hat nur wenige Ausdrucksmittel, aber man kann sich leicht weitere als Makros definieren.

Wertzuweisung mit Variable: " $x := y$ ":

```
x := y + 0
```

Wertzuweisung mit 0: " $x := 0$ ":

```
LOOP x DO
  x := x - 1
END
```

Wertzuweisung mit einer beliebigen konstanten Zahl: " $x := n$ ":

```
x := 0
x := x + n
```

Programmieren in LOOP (2)

LOOP hat nur wenige Ausdrucksmittel, aber man kann sich leicht weitere als Makros definieren.

Wertzuweisung: "x := y + z":

```
x := y
LOOP z DO
  x := x + 1
END
```

Fallunterscheidung: "IF x != 0 THEN P END":

```
LOOP x DO y := 1 END
LOOP y DO P END
```

Dabei ist y eine frische Variable, die bisher nirgends sonst verwendet wird.

LOOP jenseits von \mathbb{N}

LOOP kann auch das x-te Bit der Binärcodierung von y berechnen. Dadurch kann man in LOOP (auf umständliche Weise) auch Daten verarbeiten, die keine Zahlen sind:

- (1) Kodiere beliebigen Input binär
- (2) Evaluiere die Binärcodierung als natürliche Zahl und verwende diese als Eingabe
- (3) Dekodiere den Input im LOOP-Programm

In diesem Sinne sind viele weitere Funktionen LOOP-berechenbar.

Beispiele für LOOP-berechenbare Funktionen:

- das Wortproblem regulärer, kontextfreier und kontextsensitiver Sprachen
- alle Probleme in NP, z.B. Erfüllbarkeit aussagenlogischer Formeln
- praktisch alle „gängigen“ Algorithmen (Sortieren, Suchen, Optimieren, ...)

LOOP-Berechenbare Funktionen

Eine Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ heißt genau dann **LOOP-berechenbar**, wenn es ein LOOP-Programm gibt, das die Funktion berechnet.

Beispiel: Die folgenden Funktionen sind LOOP-berechenbar:

- Addition: $\langle x, y \rangle \mapsto x + y$ (gerade gezeigt)
- Multiplikation: $\langle x, y \rangle \mapsto x \cdot y$ (siehe Übung)
- Potenz: $\langle x, y \rangle \mapsto x^y$ (entsteht aus \cdot wie \cdot aus $+$)
- und viele andere ... (max, min, div, mod, usw.)

Die Grenzen von LOOP

Satz: Es gibt berechenbare Funktionen, die nicht LOOP-berechenbar sind.

Das ist weniger überraschend, als es vielleicht klingt:

Beweis:

- Ein LOOP-Programm terminiert immer.
- Daher ist jede LOOP-berechenbare Funktion total.
- Es gibt aber auch nicht-totale Funktionen, die berechenbar sind. (Z.B. die "partiellste" Funktion, die nirgends definiert ist.) \square

LOOP-berechenbar \neq berechenbar

Satz: Es gibt berechenbare totale Funktionen, die nicht LOOP-berechenbar sind.

Das ist überraschend. Hilbert glaubte 1926 noch, dass alle Funktionen so berechnet werden können – quasi ein erster Versuch der Definition von Berechenbarkeit.

Hilbert definierte LOOP-Berechenbarkeit etwas anders, mit Hilfe sogenannter **primitiv rekursiver Funktionen**.

Bewiesen wurde der Satz zuerst von zwei Studenten Hilberts:

- Gabriel Sudan (1927)
- Wilhelm Ackermann (1928)

Jeder der beiden gab eine Funktion an (Sudan-Funktion und Ackermann-Funktion), die nicht LOOP-berechenbar ist.

Unser Beweis verwendet eine etwas andere Idee ...

Beispiele

Beispiel: Die LOOP-Anweisung $x_0 := y + 9$ ist das „fleißigste“ Programm für $\ell = 7$, d.h. es erzeugt $\Sigma_{\text{LOOP}}(7) = 9$.

Für $\ell = 8$ gilt dementsprechend bereits $\Sigma_{\text{LOOP}}(8) = 99$.

Für $\ell < 7$ gibt es keine Zuweisung, die x_0 ändert, d.h., $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell) = 0$.

Bonusaufgabe: Gibt es eine Zahl ℓ , bei der $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell)$ durch ein Programm berechnet wird, welches die Zahl $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell)$ nicht als Konstante im Quelltext enthält? Wie könnte das entsprechende Programm aussehen?

Fleißige Biber für LOOP

Die **Länge** eines LOOP-Programms ist die Anzahl an Zeichen, aus denen es besteht.

Dazu nehmen wir an:

- Zahlen werden in ihrer Dezimalkodierung geschrieben
- Variablen sind mit lateinischen Buchstaben und Ziffern benannt (wir sehen x_{123} als Schreibweise für x_{123} an)
- Wir betrachten ; als ein Zeichen (Zeilenumbrüche werden dagegen nicht gezählt)

Die Funktion $\Sigma_{\text{LOOP}} : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ liefert für jede Zahl ℓ die größte Zahl $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell)$, die von einem LOOP-Programm der Länge $\leq \ell$ für eine leere Eingabe (alle Variablen sind 0) ausgegeben wird. Dabei sei $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell) = 0$ falls es kein Programm der Länge $\leq \ell$ gibt.

Beobachtung: Σ_{LOOP} ist wohldefiniert:

- Die Zahl der LOOP-Programme mit maximaler Länge ℓ ist endlich.
- Unter diesen Programmen gibt es eine maximale Ausgabe.

Beweis (1)

Satz: Es gibt berechenbare totale Funktionen, die nicht LOOP-berechenbar sind.

Beweis: Wir zeigen zwei Teilaussagen:

- (1) Σ_{LOOP} ist berechenbar.
- (2) Σ_{LOOP} ist nicht LOOP-berechenbar.

Behauptung (1) ist leicht zu zeigen:

- Es gibt endlich viele LOOP-Programme der Länge $\leq \ell$.
- Man kann alle davon durchlaufen und auf einem Computer simulieren.
- Die Simulation liefert immer nach endlich vielen Schritten ein Ergebnis.
- Das Maximum aller Ergebnisse ist der Wert von $\Sigma_{\text{LOOP}}(\ell)$.

(Anmerkung: Wir verwenden hier einen intuitiven Berechnungsbegriff und Church-Turing.)

Beweis (2)

Satz: Es gibt berechenbare totale Funktionen, die nicht LOOP-berechenbar sind.

Beweis: Wir zeigen zwei Teilaussagen:

- (1) Σ_{LOOP} ist berechenbar.
- (2) Σ_{LOOP} ist nicht LOOP-berechenbar.

Behauptung (2) zeigen wir per Widerspruch:

- Angenommen Σ_{LOOP} ist LOOP-berechenbar durch Programm P_{Σ} . Sei k die Länge von P_{Σ} .
- Wir wählen eine Zahl m mit $m \geq k + 17 + \log_{10} m$ (immer möglich)
- Sei P_m das Programm $x_1 := x_1 + m$ (Länge: $7 + \lceil \log_{10} m \rceil$)
- Sei P_{++} das Programm $x_0 := x_0 + 1$ (Länge: 8)
- Wir definieren $P = P_m; P_{\Sigma}; P_{++}$. Die Länge von P ist $\ell = k + 17 + \lceil \log_{10} m \rceil$, damit gilt $\ell \leq m$. Aber P gibt die Zahl $\Sigma_{\text{LOOP}}(m) + 1$ aus. Widerspruch. □

WHILE

Was fehlt?

Frage: Wieso ist LOOP zu schwach?

Intuitive Antwort: LOOP-Programme terminieren immer (zu vorhersehbar).

→ Wir brauchen ein weniger vorhersehbares Programmkonstrukt.

WHILE-Programme: Syntax und Semantik

Die Programmiersprache **WHILE** basiert wie LOOP auf Variablen **V** und natürlichen Zahlen \mathbb{N} .

WHILE-Programme sind induktiv definiert:

- Jedes LOOP-Programm ist ein WHILE-Programm;
- wenn P ein WHILE-Programm ist, dann ist

WHILE $x \neq 0$ **DO** P **END**

ein WHILE-Programm, für jede Variable $x \in \mathbf{V}$.

Semantik von WHILE $x \neq 0$ **DO** P **END**:

P wird ausgeführt, solange der aktuelle Wert von x ungleich 0 ist, wobei der Wert von x jeweils vor jeder Ausführung von P geprüft wird.

(Die Ausführung hängt also davon ab, wie P den Wert von x ändert.)

Ansonsten werden WHILE-Programme wie LOOP-Programme ausgewertet.

WHILE: Beobachtungen

Es ist möglich, dass ein WHILE-Programm nicht terminiert, z.B.

```
x := 1
WHILE x != 0 DO
  y := y + 2
END
```

Wir können **LOOP x DO P END** (für ein „frisches“ z) ersetzen durch:

```
z := x
WHILE z != 0 DO
  P
  z := z - 1
END
```

Also sind LOOP-Schleifen eigentlich nicht mehr nötig.

WHILE-Berechenbare Funktionen

Eine partielle Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ heißt genau dann **WHILE-berechenbar**, wenn es ein WHILE-Programm P gibt, so dass gilt:

- Falls $f(n_1, \dots, n_k)$ definiert ist, dann terminiert P bei Eingabe n_1, \dots, n_k mit der Ausgabe $f(n_1, \dots, n_k)$;
- falls $f(n_1, \dots, n_k)$ nicht definiert ist, dann terminiert P bei Eingabe n_1, \dots, n_k nicht.

Das wichtigste Ergebnis zu WHILE ist nun das folgende:

Satz: Eine partielle Funktion ist genau dann WHILE-berechenbar, wenn sie Turing-berechenbar ist.

Quiz: WHILE-Programm

Semantik von **WHILE x != 0 DO P END**:

P wird ausgeführt, solange der aktuelle Wert von x ungleich 0 ist, wobei der Wert von x jeweils vor jeder Ausführung von P geprüft wird.

(Die Ausführung hängt also davon ab, wie P den Wert von x ändert.)

Quiz: Wir betrachten folgendes WHILE-Programm: ...

WHILE \rightarrow TM

Behauptung 1: DTMs können WHILE-Programme simulieren:

- Wir verwenden eine Mehrband-TM, in der es für jede Variable im simulierten Programm ein eigenes Band gibt.
- Natürliche Zahlen werden auf den Bändern binär kodiert.
- DTMs können leicht (a) ein Band auf ein anderes kopieren, (b) die Zahl auf einem Band um eins erhöhen.
 \leadsto Daraus kann man schon DTMs für $x := y + n$ erzeugen.
- Die Simulation von $x := y - n$ ist analog möglich (mit zusätzlichem Test auf Gleichheit mit 0 beim Dekrementieren).
- Sequentielle Programmausführung $P_1 ; P_2$ wird direkt im Zustandsgraphen der DTM umgesetzt („Hintereinanderhängen“ von TMs).
- While-Schleifen sind durch Zyklen im Zustandsgraphen darstellbar, wobei am Anfang jeweils ein Test auf Gleichheit mit 0 steht, um die Schleife verlassen zu können.

TM → WHILE (1)

Behauptung 2: WHILE-Programme können DTMs simulieren:

- Wir nehmen zur Vereinfachung an, dass das TM-Arbeitsalphabet $\Gamma = \{0, 1\}$ ist, und dass die Zustände natürliche Zahlen sind.
- Eine TM-Konfiguration $a_1 a_2 \cdots a_p q a_{p+1} a_{p+2} \cdots a_\ell$ wird dargestellt durch drei Variablen:
 - `left` hat den Wert, der durch $a_1 a_2 \cdots a_p$ binär kodiert wird (least significant bit ist dabei a_p);
 - `state` hat den Wert q ;
 - `thgir` hat den Wert, der durch $a_\ell \cdots a_{p+2} a_{p+1}$ binär kodiert wird (least significant bit ist also a_{p+1}).
- Diese Kodierung kann leicht auf größere Arbeitsalphabete erweitert werden (n -äre statt binäre Kodierung).

TM → WHILE (2)

Behauptung 2: WHILE-Programme können DTMs simulieren:

- Wie gesagt:
 - `left` hat den Wert, der durch $a_1 a_2 \cdots a_p$ binär kodiert wird
- Wir greifen auf (die Binärokodierung von) `left` wie auf einen **Stapel** (Keller, Stack) zu:
 - **Pop:** der folgende Pseudocode ist in WHILE (und LOOP) implementierbar

```
top := left mod 2
left := left div 2
```
 - **Push:** der folgende Pseudocode ist in WHILE (und LOOP) implementierbar

```
left := left * 2 + top
```
- Auf `thgir` kann man genauso zugreifen.

TM → WHILE (3)

Behauptung 2: WHILE-Programme können DTMs simulieren:

- Wir haben das Band in zwei Stacks kodiert, mit den Zeichen links und rechts neben dem TM-Kopf an oberster Stelle.
- Die TM-Simulation erfolgt jetzt in einer WHILE-Schleife:
WHILE halt != 0 **DO** $P_{\text{Einzelschritt}}$ **END**
- Das Programm $P_{\text{Einzelschritt}}$ führt einen Schritt aus:
 - `thgir.pop()` liefert das Zeichen an der Leseposition
 - Durch eine Folge von If-Bedingungen kann man für jede Kombination aus Zustand q (in `state`) und gelesenen Zeichen eine Behandlung festlegen
 - Schreiben von Symbol a durch `thgir.push(a)`
 - Bewegung nach rechts: `left.push(thgir.pop())`
 - Bewegung nach links: `thgir.push(left.pop())`
 - Zustandsänderung durch einfache Zuweisung
 - Anhalten durch Zuweisung `halt := 0`

TM → WHILE (3)

Behauptung 2: WHILE-Programme können DTMs simulieren:

Zusammenfassung:

- Natürliche Zahlen simulieren Stacks der Bandsymbole links und rechts;
- Berechnungsschritte werden durch einfache Arithmetik implementiert (in LOOP möglich);
- eine WHILE-Schleife arbeitet die einzelnen Schritte ab, bis die TM hält.

Was fehlt noch zum detaillierten Beweis?

- Unsere Stack-Implementierung kann noch nicht mit dem leeren Stack umgehen. \leadsto Dies erfordert zusätzliche Tests und Sonderfälle (bei einseitig unendlichem TM-Band asymmetrisch).
- Für größere Arbeitsalphabete könnten wir statt Binärokodierung eine n -äre Kodierung verwenden. □

Zusammenfassung und Ausblick

WHILE-Programme können alle berechenbaren Probleme lösen.
(Dies ist ein weiteres Indiz für die Church-Turing-These.)

LOOP-Programme können fast alle praktisch relevanten Probleme lösen, aber nicht alle berechenbaren Probleme.

Beweistechniken: strukturelle Induktion, Widerspruch durch Selbstbezüglichkeit (Busy Beaver), TM mit einer While-Schleife und zwei Stacks simulieren

Was erwartet uns als nächstes?

- Relevantere Probleme
- Reduktionen
- Rice