

Theorie der Informatik

III.4. Halteproblem, Unentscheidbarkeit, Reduzierbarkeit

Malte Helmert Christian Tschudin

Universität Basel

17. April 2013

Theorie der Informatik

17. April 2013 — III.4. Halteproblem, Unentscheidbarkeit, Reduzierbarkeit

III.4.1 (Semi-) Entscheidbarkeit und rekursive Aufzählbarkeit

III.4.2 Spezielles Halteproblem

III.4.3 Reduzierbarkeit

III.4.4 Weitere unentscheidbare Probleme

III.4.1 (Semi-) Entscheidbarkeit und rekursive Aufzählbarkeit

Berechenbarkeit vs. Entscheidbarkeit

- ▶ Letzte Vorlesung: **Berechenbarkeit** von **Funktionen**
- ▶ Jetzt: Analoges Konzept für **Sprachen**

Warum Sprachen?

- ▶ nur Ja/Nein-Fragen („Ist $w \in L$?“)
statt allgemeiner Funktionsberechnungen („Was ist $f(w)$?“)
macht es **einfacher**, Fragestellungen zu untersuchen
- ▶ Ergebnisse sind auf allgemeineres Problem
der Berechnung von Funktionen **direkt übertragbar**

Entscheidbarkeit

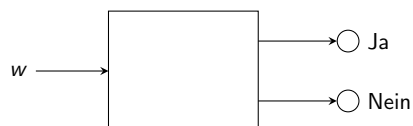
Definition (Entscheidbarkeit)

Eine Menge (Sprache) $A \subseteq \Sigma^*$ heisst **entscheidbar**, falls die **charakteristische Funktion von A** , nämlich $\chi_A : \Sigma^* \rightarrow \{0, 1\}$, **berechenbar** ist.

Hierbei ist für alle $w \in \Sigma^*$:

$$\chi_A(w) := \begin{cases} 1, & w \in A \\ 0, & w \notin A \end{cases}$$

Anschaulich:



Semi-Entscheidbarkeit

Definition (Semi-Entscheidbarkeit)

Eine Menge $A \subseteq \Sigma^*$ heisst **semi-entscheidbar**, falls die „**halbe**“ **charakteristische Funktion von A** , nämlich $\chi'_A : \Sigma^* \rightarrow \{0, 1\}$ **berechenbar** ist.

Hierbei ist für alle $w \in \Sigma^*$:

$$\chi'_A(w) = \begin{cases} 1, & w \in A \\ \text{undefiniert}, & w \notin A \end{cases}$$

Ist das nicht praktisch dasselbe wie Entscheidbarkeit? Nein!

Anschaulich:



Zusammenhang Entscheidbarkeit/Semi-Entscheidbarkeit

Satz (entscheidbar vs. semi-entscheidbar)

Eine Sprache A ist **entscheidbar genau dann**, wenn sowohl A als auch $\bar{A}$ **semi-entscheidbar** sind.

$\Rightarrow$: offensichtlich (**Warum?**)

$\Leftarrow$: Sei M_A ein Semi-Entscheidungsalgorithmus für A , $M_{\bar{A}}$ ein Semi-Entscheidungsverfahren für $\bar{A}$. Folgender Algorithmus ist dann Entscheidungsverfahren für A , d.h. berechnet χ_A :

```

INPUT (x):
FOR s := 1, 2, 3, ... DO
  IF  $M_A$  stoppt in s Schritten THEN OUTPUT(1)
  IF  $M_{\bar{A}}$  stoppt in s Schritten THEN OUTPUT(0)
DONE
  
```

Rekursive Aufzählbarkeit: Definition

Definition (rekursive Aufzählbarkeit)

Eine Sprache $A \subseteq \Sigma^*$ heisst **rekursiv aufzählbar**, falls $A = \emptyset$ oder falls es eine **totale und berechenbare Funktion** $f : \mathbb{N}_0 \rightarrow \Sigma^*$ gibt, so dass

$$A = \{f(0), f(1), f(2), \dots\}.$$

Sprechweise: f zählt A (rekursiv) auf.

f muss nicht injektiv sein!

$\rightsquigarrow$ **nicht verwechseln** mit **abzählbar**!

Rekursive Aufzählbarkeit: Beispiele

- ▶ $f(x) = a^x$ zählt $\{\epsilon, a, aa, \dots\}$ auf.
- ▶ $f(x) = \begin{cases} \text{Hund,} & \text{falls } x \bmod 3 = 0 \\ \text{Katze,} & \text{falls } x \bmod 3 = 1 \\ \text{Superpapagei,} & \text{falls } x \bmod 3 = 2 \end{cases}$
zählt $\{\text{Hund, Katze, Superpapagei}\}$ auf.
- ▶ $f(x) = \begin{cases} 2^x - 1 & \text{falls } 2^x - 1 \text{ Primzahl} \\ 3 & \text{sonst} \end{cases}$
zählt **Mersenne-Primzahlen** auf.

Rekursive Aufzählbarkeit und Semi-Entscheidbarkeit

Satz (rekursiv aufzählbar = semi-entscheidbar)

Eine Sprache A **rekursiv aufzählbar** genau dann, wenn A **semi-entscheidbar** ist.

Spezialfall $A = \emptyset$ ist kein Problem. Sei daher $A \neq \emptyset$.

$\Rightarrow$:

Angenommen A ist rekursiv aufzählbar mittels Funktion f . Dann ist dies ein Semi-Entscheidungsverfahren für A :

```

INPUT (x):
FOR n := 0, 1, 2, 3, ... DO
    IF f(n) = x THEN OUTPUT(1)
DONE
  
```

Rekursive Aufzählbarkeit und Semi-Entscheidbarkeit

$\Leftarrow$: **Erinnerung**: Wir kennen Abbildung von $\mathbb{N}_0^2$ auf $\mathbb{N}_0$ als $n = c(x, y)$ mit Umkehrfunktionen $x = e(n)$ und $y = f(n)$.

Sei A semi-entscheidbar mittels Algorithmus M .

Sei a ein festes Element aus A . Definiere:

$$f(n) := \begin{cases} x & \text{falls } n \text{ Kodierung eines Paares } (x, y) \text{ ist} \\ & \text{und } M \text{ angesetzt auf } x \text{ stoppt in } y \text{ Schritten} \\ a & \text{sonst} \end{cases}$$

f ist **total** und **berechenbar** und hat als **Wertebereich** A .

Also zählt f die Sprache A rekursiv auf.

Berechnungs- und Entscheidungsmodelle

Zusammen mit den Ergebnissen aus dem vorherigen Kapitel folgt, dass folgende Aussagen über Sprache A alle äquivalent sind:

- ① A ist rekursiv aufzählbar.
- ② A ist semi-entscheidbar.
- ③ A ist vom Typ 0.
- ④ $A = T(M)$ für eine Turingmaschine M .
- ⑤ χ'_A ist (Turing-, WHILE-, GOTO-) berechenbar. (*)
- ⑥ χ'_A ist μ -rekursiv. (*)
- ⑦ A ist Definitionsbereich einer berechenbaren Funktion.
- ⑧ A ist Wertebereich einer berechenbaren Funktion.

(*): WHILE-/GOTO-Berechenbarkeit und μ -Rekursion erfordern Kodierung des Eingabeworts als Zahl.

III.4.2 Spezielles Halteproblem

Probleme

Begriff: **Entscheidungsproblem** = **Problem** = Sprache
(Teilmenge von Σ^* für endliches Alphabet Σ .)

Unentscheidbare Probleme

- ▶ Wir kennen jetzt viele Charakterisierungen von Semi-Entscheidbarkeit und Entscheidbarkeit.
- ▶ Was noch fehlt, ist ein **konkretes Beispiel** für ein **unentscheidbares** (= nicht entscheidbares) Problem.
- ▶ Gibt es unentscheidbare Probleme überhaupt?
- ▶ Ja! **Zählargument**: es gibt (für festes Σ) so viele **Entscheidungsverfahren** (z.B.: Turingmaschinen) wie Zahlen in $\mathbb{N}_0$, aber so viele **Sprachen** wie Zahlen in $\mathbb{R}$.
Da $\mathbb{R}$ mächtiger („grösser“) ist als $\mathbb{N}_0$, muss es daher Sprachen ohne Entscheidungsverfahren geben.
- ▶ Dieses Argument liefert uns aber kein **konkretes** unentscheidbares Problem. $\rightsquigarrow$ Ziel dieses Abschnitts

Turingmaschinen als Eingaben

- ▶ Das erste unentscheidbare Problem, das wir kennenlernen werden, verwendet Turingmaschinen als **Eingabe**.
 $\rightsquigarrow$ „Programme, die Programme als Eingabe haben“:
vgl. Compiler, Interpreter, virtuelle Maschinen, etc.
- ▶ Wir müssen uns also zunächst Gedanken darüber machen, wie wir **beliebige Turingmaschinen** als **Wörter über einem festen Alphabet** kodieren können.
- ▶ Wir verwenden das binäre Alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$.
- ▶ Als Zwischenschritt kodieren wir zunächst über dem Alphabet $\Sigma' = \{0, 1, \#\}$.

Kodierung einer Turingmaschine als Wort (1)

Schritt 1: Kodierung einer Turingmaschine als Wort über $\{0, 1, \#\}$

Erinnerung: Turingmaschine $M = \langle Z, \Sigma, \Gamma, \delta, z_0, \square, E \rangle$

Idee:

- ▶ Zustände in Z und Symbole in Γ nummerieren und als Zahlen $0, 1, 2, \dots$ betrachten
- ▶ Anfangszustand erhält immer Nummer 0
- ▶ Eingabealphabet Σ soll immer $\{0, 1\}$ sein
- ▶ Blank-Zeichen wird immer mit 2 nummeriert

Dann reicht es aus, **nur** δ explizit zu kodieren:

- ▶ Z : alle in der Kodierung von δ erwähnten Zustände
- ▶ E : alle Zustände, die nicht links in einer δ -Regel auftauchen
- ▶ $\Gamma = \{0, 1, \square, a_3, a_4, \dots, a_k\}$, wobei k die grösste Symbolnummer ist, die in den δ -Regeln erwähnt wird

Kodierung einer Turingmaschine als Wort (2)

Kodierung der Regeln:

- ▶ Sei $\delta(z_i, a_j) = \langle z_{i'}, a_{j'}, y \rangle$ eine Regel in δ , wobei die Indizes i, i', j, j' der Nummerierung der Zustände/Symbole entsprechen und $y \in \{L, R, N\}$.
- ▶ Kodiere diese Regel als $w_{i,j,i',j',y} = \#\#\text{bin}(i)\#\text{bin}(j)\#\text{bin}(i')\#\text{bin}(j')\#\text{bin}(m)$, wobei $m = \begin{cases} 0, & y = L \\ 1, & y = R \\ 2, & y = N \end{cases}$
- ▶ Für jede Regel in δ erhalten wir ein solches Wort.
- ▶ Alle diese Wörter hintereinander (in beliebiger Reihenfolge) kodieren die Turingmaschine.

Kodierung einer Turingmaschine als Wort (3)

Schritt 2: Transformation in Wort über $\{0, 1\}$ mit Abbildung

$0 \mapsto 00$

$1 \mapsto 01$

$\# \mapsto 11$

Turingmaschine kann aus ihrer Kodierung rekonstruiert werden.

Wie?

Kodierung einer Turingmaschine als Wort (III)

Beispiel (Schritt 1)

$\delta(z_2, a_3) = (z_0, a_2, N)$ wird zu $\#\#10\#11\#0\#10\#10$

$\delta(z_4, a_1) = (z_3, a_2, L)$ wird zu $\#\#100\#1\#11\#10\#0$

Beispiel (Schritt 2)

$\#\#10\#11\#0\#10\#10\#\#1\#1\#11\#10\#0$

$11110100110101110011010011010011110111011101011101001100$

Anmerkung: Wir können das Kodierungswort auch (eindeutig; **warum?**) als **Zahl** auffassen, die diese TM nummeriert.

Dies ist nicht für das Halteproblem wichtig, aber in anderen Kontexten, wo wir mit Zahlen statt Wörtern operieren.

Turingmaschine eines Wortes

Ziel: Funktion, die ein beliebiges Wort in $\{0,1\}^*$ auf eine Turingmaschine abbildet.

Problem: Nicht jedes Wort in $\{0,1\}^*$ ist Kodierung einer Turingmaschine.

Lösung: Sei $\hat{M}$ eine beliebige, feste Turingmaschine (zum Beispiel eine TM, die immer sofort hält). Dann:

Definition (Turingmaschine eines Wortes)

Für $w \in \{0,1\}^*$ ist

$$M_w = \begin{cases} M, & \text{falls } w \text{ Codewort von } M \text{ ist} \\ \hat{M} & \text{sonst} \end{cases}$$

Spezielles Halteproblem

Unsere Vorarbeiten sind nun fertig und wir können definieren:

Definition (spezielles Halteproblem)

Das **spezielle Halteproblem** oder **Selbstanwendbarkeitsproblem** ist die Sprache

$$K = \{w \in \{0,1\}^* \mid M_w \text{ angesetzt auf } w \text{ hält}\}.$$

$\rightsquigarrow$ w spielt Doppelrolle zur Kodierung der Turingmaschine und als Eingabe für die kodierte Turingmaschine

Unentscheidbarkeit des speziellen Halteproblems (1)

Satz (Unentscheidbarkeit des speziellen Halteproblems)

Das spezielle Halteproblem ist nicht entscheidbar.

Beweis.

Widerspruchsbeweis: wir nehmen an, das spezielle Halteproblem K wäre entscheidbar und leiten einen Widerspruch her.

Sei K also entscheidbar. Dann ist χ_K berechenbar (**Warum?**).

Sei M eine Turingmaschine, die χ_K berechnet, also für gegebenes Wort w auf das Band 0 oder 1 schreibt (je nach dem, ob $w \in K$) und dann hält. ...

Unentscheidbarkeit des speziellen Halteproblems (2)

Beweis (Fortsetzung).

Konstruiere neue Maschine M' wie folgt:

- ① Führe M auf der Eingabe w aus.
- ② Wenn 0 auf dem Band steht: halte an.
- ③ Ansonsten: Endlosschleife.

Sei w' Codewort für M' . **Wie verhält sich M' bei Eingabe w' ?**

M' angesetzt auf w' hält

gdw. M angesetzt auf w' gibt 0 aus

gdw. $\chi_K(w') = 0$

gdw. $w' \notin K$

gdw. $M_{w'}$ angesetzt auf w' hält nicht

gdw. M' angesetzt auf w' hält nicht

Widerspruch! Damit ist der Beweis erbracht. □

Spezielles Halteproblem: Diskussion

- ▶ Wir kennen nun ein konkretes unentscheidbares Problem.
- ▶ Das Problem ist allerdings recht künstlich:
wie oft möchte man ein Programm auf sich selbst anwenden?
- ▶ Wir werden sehen, dass man aus der Unentscheidbarkeit des speziellen Halteproblems leicht **weitere** (praktischere) Unentscheidbarkeitsergebnisse folgern kann.
- ▶ Zentraler Begriff dabei ist die **Reduktion**:
Zurückführen eines neuen Problems auf ein bereits bekanntes.

III.4.3 Reduzierbarkeit

Reduzierbarkeit: Definition

Definition (reduzierbar, Reduktion)

Seien $A \subseteq \Sigma^*$ und $B \subseteq \Gamma^*$ Sprachen,
und sei $f : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ eine **totale** und **berechenbare** Funktion,
so dass für alle $x \in \Sigma^*$ gilt:

$$x \in A \text{ genau dann, wenn } f(x) \in B.$$

Dann heisst A **auf B reduzierbar** (in Symbolen: $A \leq B$)
und f heisst **Reduktion von A auf B** .

Reduzierbarkeit: Eigenschaften (1)

Satz (Ordnungseigenschaften von Reduktionen)

Die Relation „ $\leq$ “ ist eine schwache Halbordnung:

- 1 Für alle Sprachen A gilt:
 $A \leq A$ (**Reflexivität**)
- 2 Für alle Sprachen A, B, C gilt:
Wenn $A \leq B$ und $B \leq C$, dann $A \leq C$ (**Transitivität**)

Beweis.

zu 1.: $f(x) = x$ ist eine Reduktion von A auf A ,
da total und berechenbar und $x \in A$ gdw. $f(x) \in A$

zu 2.: $\rightsquigarrow$ Übungen



Reduzierbarkeit: Eigenschaften (2)

Satz (Reduzierbarkeit vs. (Semi-) Entscheidbarkeit)

Seien A und B Sprachen mit $A \leq B$. Dann gilt:

- ① Wenn B entscheidbar ist, ist auch A entscheidbar.
- ② Wenn B semi-entscheidbar ist, ist auch A semi-entscheidbar.
- ③ Wenn A nicht entscheidbar ist, dann ist auch B nicht entscheidbar.
- ④ Wenn A nicht semi-entscheidbar ist, dann ist auch B nicht semi-entscheidbar.

$\rightsquigarrow$ Wir verwenden im folgenden 3., um für weitere Probleme die Unentscheidbarkeit zu zeigen.

Reduzierbarkeit: Eigenschaften (3)

Beweis.

zu 1.:

- ▶ B entscheidbar $\rightsquigarrow \chi_B$ berechenbar
- ▶ $A \leq B \rightsquigarrow$ es gibt Reduktion f von A auf B ; f total und berechenbar
- ▶ Es gilt für alle $x \in \Sigma^*$:

$$\begin{aligned}\chi_A(x) &= \begin{cases} 1 & \text{falls } x \in A \\ 0 & \text{falls } x \notin A \end{cases} \\ &= \begin{cases} 1 & \text{falls } f(x) \in B \\ 0 & \text{falls } f(x) \notin B \end{cases} \\ &= \chi_B(f(x)) = (\chi_B \circ f)(x).\end{aligned}$$

- ▶ Komposition $\chi_B \circ f$ ist berechenbar

$\rightsquigarrow \chi_A$ berechenbar $\rightsquigarrow A$ entscheidbar

...

Reduzierbarkeit: Eigenschaften (4)

Beweis (Fortsetzung).

zu 1. (alternative Formulierung):

Der folgende Algorithmus berechnet $\chi_A(x)$ für Eingabe x :

```
y := f(x)
result :=  $\chi_B(y)$ 
OUTPUT(result)
```

zu 2.: wie 1. mit χ' statt χ und mit *undefiniert* statt 0

zu 3.+4.: äquivalent zu 1.+2. (Kontraposition)

□

III.4.4 Weitere unentscheidbare Probleme

Allgemeines Halteproblem (1)

Definition (allgemeines Halteproblem)

Das **allgemeine Halteproblem** oder **Halteproblem** ist die Sprache

$$H = \{w\#x \in \{0, 1, \#\}^* \mid w, x \in \{0, 1\}^*, M_w \text{ angesetzt auf } x \text{ hält}\}$$

Satz (Unentscheidbarkeit des allgemeinen Halteproblems)

Das allgemeine Halteproblem ist nicht entscheidbar.

Intuition: wenn der Spezialfall K nicht entscheidbar ist, kann es das allgemeinere Problem H erst recht nicht sein.

Allgemeines Halteproblem (2)

Beweis.

Wir zeigen $K \leq H$ (**Erinnerung:** K ist das spezielle Halteproblem)

Wir definieren $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1, \#\}^*$ als $f(w) := w\#w$.

f ist offensichtlich total und berechenbar, und es gilt:

$$w \in K$$

gdw. M_w angesetzt auf w hält

gdw. $w\#w \in H$

gdw. $f(w) \in H$

Damit ist f eine Reduktion von K auf H , und wegen der Unentscheidbarkeit von K ist auch H unentscheidbar. $\square$

Halteproblem auf leerem Band (1)

Definition (Halteproblem auf leerem Band)

Das **Halteproblem auf leerem Band** ist die Sprache

$$H_0 = \{w \in \{0, 1\}^* \mid M_w \text{ angesetzt auf } \epsilon \text{ hält}\}.$$

Satz (Unentscheidbarkeit des Halteproblems auf leerem Band)

Das Halteproblem auf leerem Band ist nicht entscheidbar.

Halteproblem auf leerem Band (2)

Beweis.

Wir zeigen $H \leq H_0$.

Betrachte dazu die Funktion $f : \{0, 1, \#\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$, die gegeben $z \in \{0, 1, \#\}^*$ das Wort $f(z)$ wie folgt berechnet:

- ▶ Teste, ob z von der Form $w\#x$ mit $w, x \in \{0, 1\}^*$ ist.
- ▶ Falls nein, liefere irgendein Wort zurück, das nicht in H_0 liegt (z.B. Kodierung einer TM, die sofort in Endlosschleife geht).
- ▶ Falls ja, zerlege z in w und x .
- ▶ Dekodiere w zu einer TM M_2 .

...

Halteproblem auf leerem Band (3)

Beweis (Fortsetzung).

- ▶ Konstruiere eine TM M_1 , die sich wie folgt verhält:
 - ▶ falls Eingabe leer: schreibe x auf das Band und bewege Kopf auf erstes Zeichen von x (falls $x \neq \epsilon$); dann halte
 - ▶ ansonsten halte sofort
- ▶ Konstruiere TM M , die erst M_1 und dann M_2 ausführt.
- ▶ Liefere Kodierung von M zurück.

f ist total und (mit etwas Mühe) berechenbar. Es gilt:

$z \in H$ gdw. $z = w\#x$ und M_w angesetzt auf x hält

gdw. $M_{f(z)}$ hält auf leerem Band

gdw. $f(z) \in H_0$

$\rightsquigarrow H \leq H_0 \rightsquigarrow H_0$ unentscheidbar



Satz von Rice (1)

- ▶ Wir haben für eine Reihe von (verwandten) Problemen gezeigt, dass sie unentscheidbar sind:
 - ▶ spezielles Halteproblem K
 - ▶ allgemeines Halteproblem H
 - ▶ Halteproblem auf leerem Band H_0
- ▶ Viele weitere Resultate dieser Art könnten bewiesen werden.
- ▶ Stattdessen beweisen wir ein sehr viel mächtigeres Ergebnis, den **Satz von Rice**, der zeigt, dass eine sehr grosse Klasse unterschiedlicher Probleme unentscheidbar sind.
- ▶ Der Satz von Rice lässt sich informell zusammenfassen als: **jede** Frage darüber, **was** eine gegebene Turingmaschine berechnet, ist unentscheidbar.

Satz von Rice (2)

Satz (Satz von Rice)

Sei $\mathcal{R}$ die Klasse aller Turing-berechenbaren Funktionen.

Sei $\mathcal{S}$ eine **beliebige** Teilmenge von $\mathcal{R}$ ausser $\mathcal{S} = \emptyset$ oder $\mathcal{S} = \mathcal{R}$.

Dann ist die Sprache

$C(\mathcal{S}) = \{w \in \{0,1\}^* \mid \text{die von } M_w \text{ berechnete Funktion liegt in } \mathcal{S}\}$

unentscheidbar.

Frage: warum die Forderung $\mathcal{S} \neq \emptyset$ und $\mathcal{S} \neq \mathcal{R}$?

Satz von Rice (3)

Beweis.

Sei Ω die überall undefinierte Funktion.

Fallunterscheidung:

Fall 1: $\Omega \in \mathcal{S}$

Sei $q \in \mathcal{R} \setminus \mathcal{S}$ eine beliebige Turing-berechenbare Funktion ausserhalb von $\mathcal{S}$ (existiert, da $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{R}$ und $\mathcal{S} \neq \mathcal{R}$).

Sei Q eine Turingmaschine, die q berechnet.

...

Satz von Rice (4)

Beweis (Fortsetzung).

Betrachte Funktion $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$,
wobei $f(w)$ wie folgt definiert ist:

- ▶ Konstruiere TM M , die sich auf Eingabe y zunächst verhält wie M_w auf leerem Band (unabhängig von y).
- ▶ Anschliessend (falls diese Berechnung hält!) löscht M Bandinhalt, stellt Startkonfiguration von Q auf Eingabe y her und simuliert dann Q .
- ▶ $f(w)$ ist die Kodierung dieser TM M

f ist total und berechenbar.

...

Satz von Rice (5)

Beweis (Fortsetzung).

Welche Funktion berechnet die durch $f(w)$ kodierte TM?

$M_{f(w)}$ berechnet $\begin{cases} \Omega & \text{falls } M_w \text{ auf leerem Band nicht hält} \\ q & \text{sonst} \end{cases}$

Es gilt für alle Wörter $w \in \{0, 1\}^*$:

- $w \in H_0 \implies M_w$ hält auf leerem Band
- $\implies M_{f(w)}$ berechnet die Funktion q
- $\implies$ die von $M_{f(w)}$ berechnete Funktion liegt nicht in $\mathcal{S}$
- $\implies f(w) \notin C(\mathcal{S})$

...

Satz von Rice (6)

Beweis (Fortsetzung).

Ferner gilt:

- $w \notin H_0 \implies M_w$ hält nicht auf leerem Band
- $\implies M_{f(w)}$ berechnet die Funktion Ω
- $\implies$ die von $M_{f(w)}$ berechnete Funktion liegt in $\mathcal{S}$
- $\implies f(w) \in C(\mathcal{S})$

Zusammen folgt: $w \notin H_0$ gdw. $f(w) \in C(\mathcal{S})$,
also $w \in \bar{H}_0$ gdw. $f(w) \in C(\mathcal{S})$.

Somit ist f eine Reduktion von $\bar{H}_0$ nach $C(\mathcal{S})$.

Da H_0 unentscheidbar ist, ist auch $\bar{H}_0$ unentscheidbar.

Es folgt, dass $C(\mathcal{S})$ unentscheidbar ist.

...

Satz von Rice (7)

Beweis (Fortsetzung).

Fall 2: $\Omega \notin \mathcal{S}$

Analog zu Fall 1, aber wähle diesmal $q \in \mathcal{S}$.

Die entsprechende Funktion f ist dann eine Reduktion von H_0 auf $C(\mathcal{S})$.

Auch in diesem Fall folgt, dass $C(\mathcal{S})$ unentscheidbar ist. □

Satz von Rice (8)

Hat sich die Mühe gelohnt?

Wir wissen nun z.B. sofort, dass die folgenden (informell formulierten) Probleme alle unentscheidbar sind:

- ▶ Berechnet eine gegebene TM eine konstante Funktion?
- ▶ Berechnet eine gegebene TM eine totale Funktion (d.h. hält sie immer, und zwar in einer „korrekten“ Konfiguration)?
- ▶ Ist die Ausgabe einer gegebenen TM immer länger als ihre Eingabe?
- ▶ Berechnet eine gegebene TM die Identitätsfunktion?
- ▶ Berechnet eine gegebene TM die berechenbare Funktion f ?
- ▶ ...