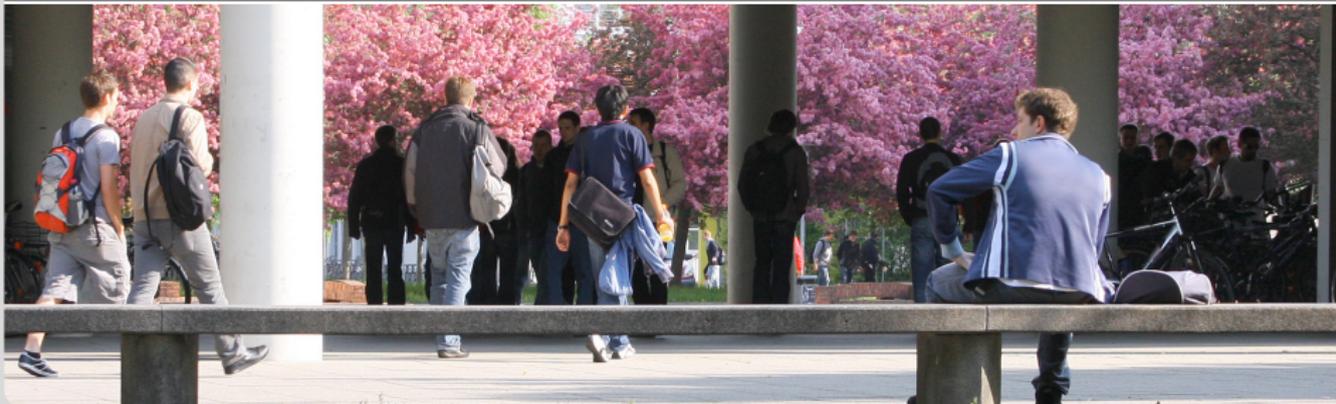


Theoretische Grundlagen der Informatik

Turing-Maschine, Berechenbarkeit

INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



Beobachtung:

Endliche Automaten sind als Berechnungsmodell nicht mächtig genug.

Frage:

Gibt es ein mächtigeres, realistisches Rechnermodell, das als Grundlage für allgemeine theoretische Aussagen über Berechenbarkeit, Entscheidbarkeit und Komplexität geeignet ist?

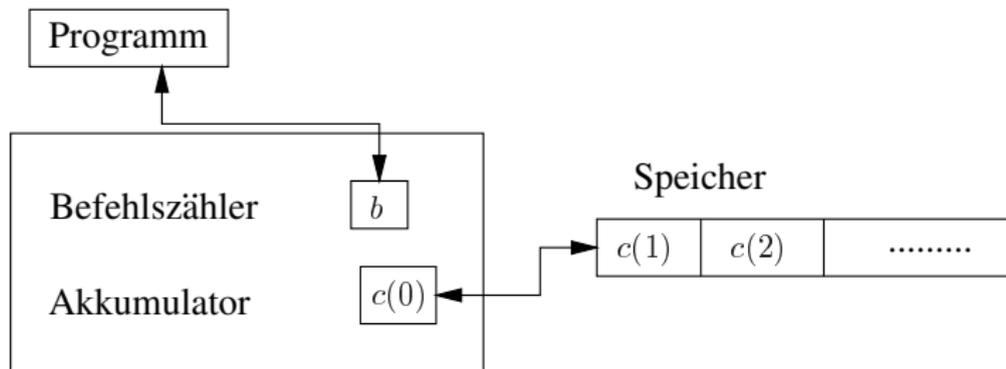
Hauptfrage in diesem Kapitel:

Welche Probleme sind berechenbar?

Die Registermaschine (RAM)

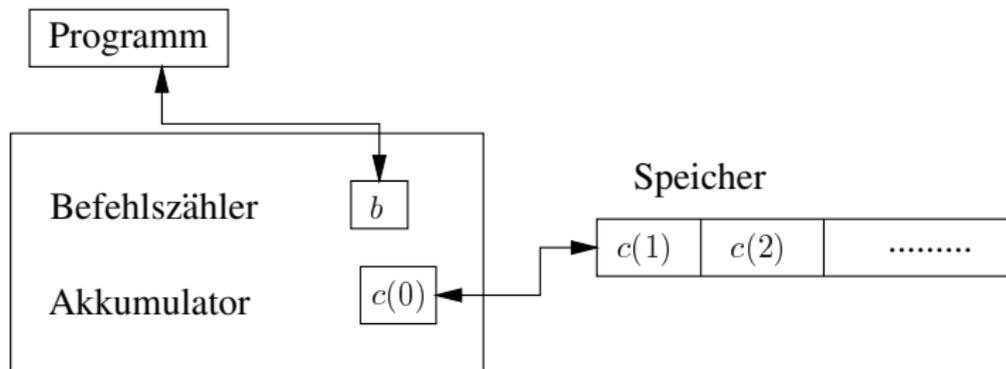
Die RAM besteht aus

- Befehlszähler (zeigt auf den nächsten Befehl im Programm)
- Akkumulatoren (endlicher Speicher zum Ausführen der Befehle)
- Registern (unendlicher Speicher)
- Programm



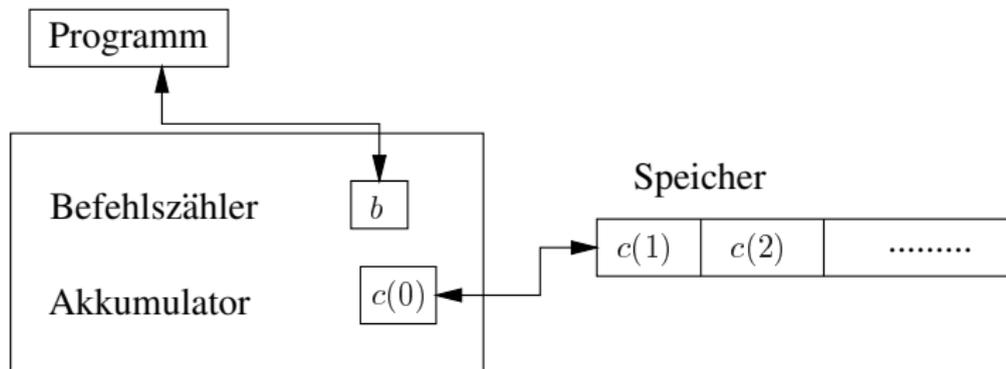
Die Registermaschine (RAM)

- Ein Programm besteht aus einer Folge von Befehlen
- Programmzeilen sind durchnummeriert
- Der Befehlszähler b startet bei 1 und enthält jeweils die Nummer des nächsten auszuführenden Befehls



Die Registermaschine (RAM)

- In den ersten Registern steht zu Beginn der Berechnung die Eingabe
- In den übrigen Registern steht 0
- Am Ende der Berechnung stehen die Ausgabedaten in vorher festgelegten Registern
- Den Inhalt des Registers i bezeichnen wir mit $c(i)$.



Befehle der Registermaschine (RAM)

Befehl	Wirkung
LOAD i	$c(0) := c(i); \quad b := b + 1$
STORE i	$c(i) := c(0); \quad b := b + 1$
ADD i	$c(0) := c(0) + c(i); \quad b := b + 1$
SUB i	$c(0) := \max\{0, c(0) - c(i)\}; \quad b := b + 1$
MULT i	$c(0) := c(0) \cdot c(i); \quad b := b + 1$
DIV i	$c(0) := \left\lfloor \frac{c(0)}{c(i)} \right\rfloor; \quad b := b + 1$
GOTO j	$b := j$
IF $c(0) \# \ell$ GOTO j	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b + 1 & \text{sonst} \end{cases}$ <p>wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$</p>
END	$b := b$

Befehle der Registermaschine (RAM)

Befehl	Wirkung
LOAD i	$c(0) := c(i); \quad b := b + 1$
STORE i	$c(i) := c(0); \quad b := b + 1$
ADD i	$c(0) := c(0) + c(i); \quad b := b + 1$
SUB i	$c(0) := \max\{0, c(0) - c(i)\}; \quad b := b + 1$
MULT i	$c(0) := c(0) \cdot c(i); \quad b := b + 1$
DIV i	$c(0) := \left\lfloor \frac{c(0)}{c(i)} \right\rfloor; \quad b := b + 1$
GOTO j	$b := j$
IF $c(0) \# \ell$ GOTO j	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b + 1 & \text{sonst} \end{cases}$ <p>wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$</p>
END	$b := b$

Befehle können modifiziert werden zu:

CLOAD, CSTORE, CADD, CSUB, CMULT, CDIV

ersetze hierzu immer $c(i)$ durch die Konstante i

Befehle der Registermaschine (RAM)

Befehl	Wirkung
LOAD i	$c(0) := c(i); \quad b := b + 1$
STORE i	$c(i) := c(0); \quad b := b + 1$
ADD i	$c(0) := c(0) + c(i); \quad b := b + 1$
SUB i	$c(0) := \max\{0, c(0) - c(i)\}; \quad b := b + 1$
MULT i	$c(0) := c(0) \cdot c(i); \quad b := b + 1$
DIV i	$c(0) := \left\lfloor \frac{c(0)}{c(i)} \right\rfloor; \quad b := b + 1$
GOTO j	$b := j$
IF $c(0) \# \ell$ GOTO j	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b + 1 & \text{sonst} \end{cases}$ <p>wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$</p>
END	$b := b$

Befehle können modifiziert werden zu:

INDLOAD, INDSTORE, INDADD, INDSUB, INDMULT, INDDIV
ersetze hierzu immer $c(i)$ durch $c(c(i))$ (indirekte Addressierung)

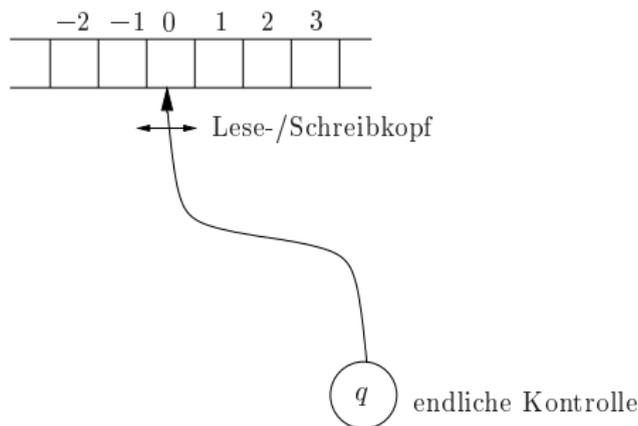
Kostenmodell der Registermaschine (RAM)

- Üblicherweise wird das **uniforme** Kostenmodell verwendet.
- Dabei kostet jede Programmzeile bis auf END eine Einheit
- Dieses Modell ist gerechtfertigt solange keine großen Zahlen auftreten
- Ansonsten ist das **logarithmische** Kostenmodell realistischer
- Kosten entsprechen dann der Länge der benutzten Zahlen

Die Turingmaschine (TM)

Eine TM besteht aus

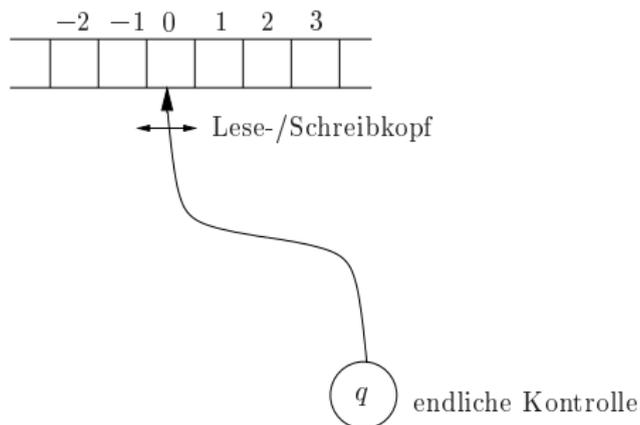
- beidseitig unendlichen Eingabe- und Rechenband
- freibeweglichem Lese-/Schreibkopf
- endlicher Kontrolle



Die Turingmaschine (TM)

Die Kontrolle

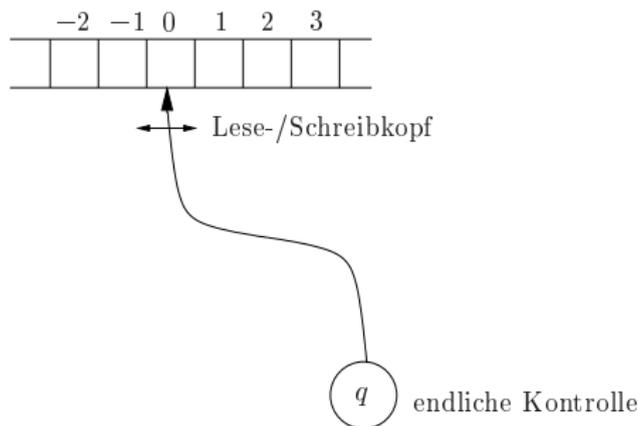
- ist immer in einem von endlich vielen Zuständen.
- entspricht dem Befehlszähler der RAM.



Die Turingmaschine (TM)

Das Eingabe- und Rechenband

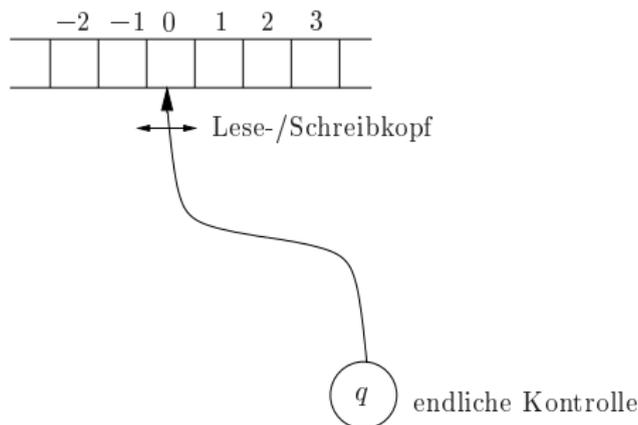
- enthält eine Folge von Symbolen (höchstens eins pro Zelle).
- entspricht den Registern der RAM



Die Turingmaschine (TM)

Ausgehend vom aktuellen Zustand verhält sich die TM wie folgt:

- lese das Symbol auf der aktuellen Position des Lese-/ Schreibkopfes
- gehe in einen Folgezustand über
- überschreibe evtl. das Symbol
- bewege den Lese-/ Schreibkopf nach rechts, links oder gar nicht

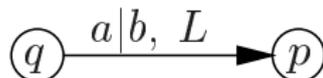


Formale Definition der Turingmaschine

Eine deterministische Turing-Maschine ((D)TM) besteht aus:

- Q , einer endlicher Zustandsmenge,
- Σ , einem endlichen Eingabealphabet,
- \sqcup , einem Blanksymbol mit $\sqcup \notin \Sigma$,
- Γ , einem endlichen Bandalphabet mit $\Sigma \cup \{\sqcup\} \subseteq \Gamma$,
- $s \in Q$, einem Startzustand
- $\delta: Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, N\}$, einer Übergangsfunktion.
Dabei bedeutet L eine Bewegung des Lese-/Schreibkopfes nach links, R eine Bewegung nach rechts und N ein Stehenbleiben. Die Übergangsfunktion beschreibt, wie das aktuell eingelesene Zeichen verarbeitet werden soll.
- $F \subseteq Q$, einer Menge von Endzuständen.
Die Menge der Endzustände kann auch entfallen.

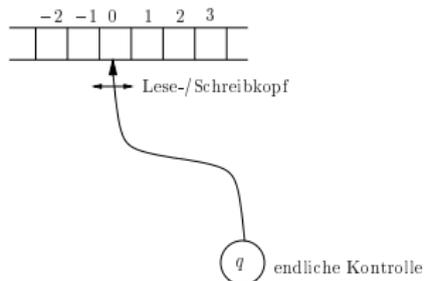
- Der Übergang $\delta(q, a) = (p, b, L)$ wird graphisch wie folgt dargestellt



Bedeutung:

Ist die Turing-Maschine im Zustand q und liest das Symbol a , so

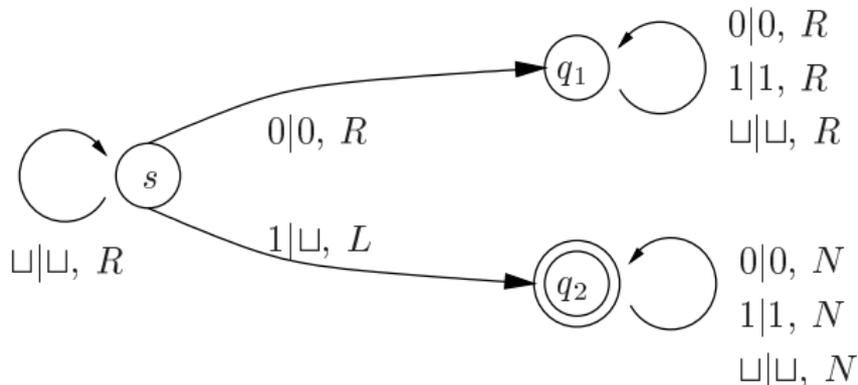
- überschreibt sie dieses a mit b ,
- geht auf dem Band eine Stelle nach links
- wechselt in den Zustand p .



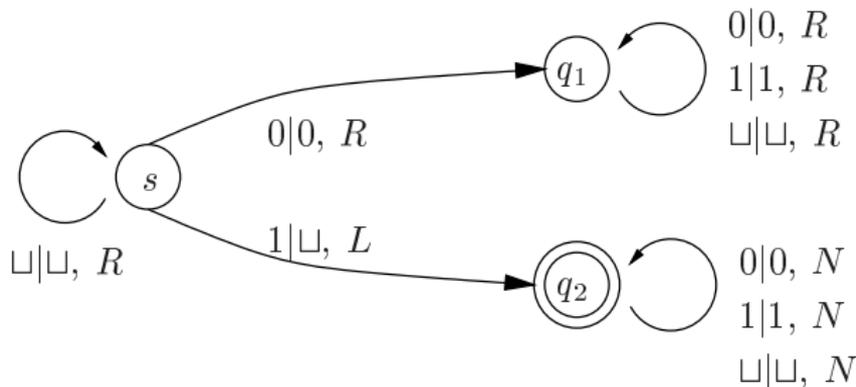
Konventionen

- Die Turing-Maschine startet im Zustand s
- Der Lese-/Schreibkopf startet an der linken Stelle des Bandes, in der ein Eingabesymbol steht
- Die Turing-Maschine stoppt, wenn sie
 - zum ersten Mal in einen Endzustand kommt, oder
 - in einem Zustand q ein Symbol a liest und $\delta(q, a) = (q, a, N)$ ist.
- Das bedeutet, dass Übergänge, die aus Endzuständen herausführen, sinnlos sind.

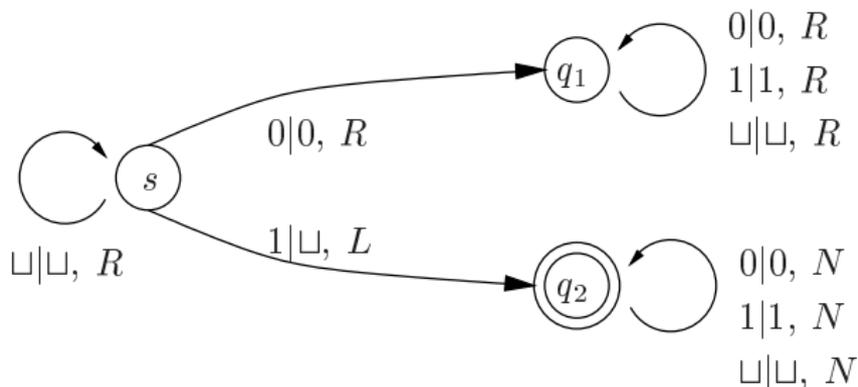
Beispiel-Turingmaschine



Frage: Was erkennt / berechnet diese TM ?

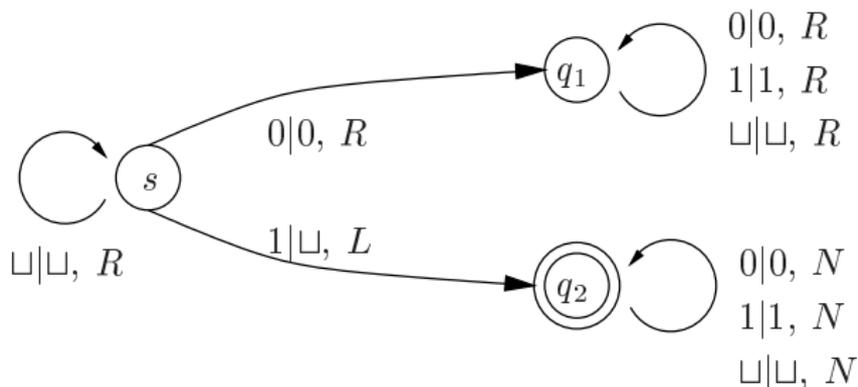


- Die TM erkennt alle Wörter aus $\{0, 1\}^*$, die mit einer Eins beginnen.
- Die TM löscht die die führende Eins, falls vorhanden.
- Alles andere auf dem Band bleibt unverändert.
- Der Lese-/Schreibkopf steht nach dem Stop links neben der Stelle an der die führende Eins gelesen wurde.
- Der Zustand q_1 ist unwesentlich.



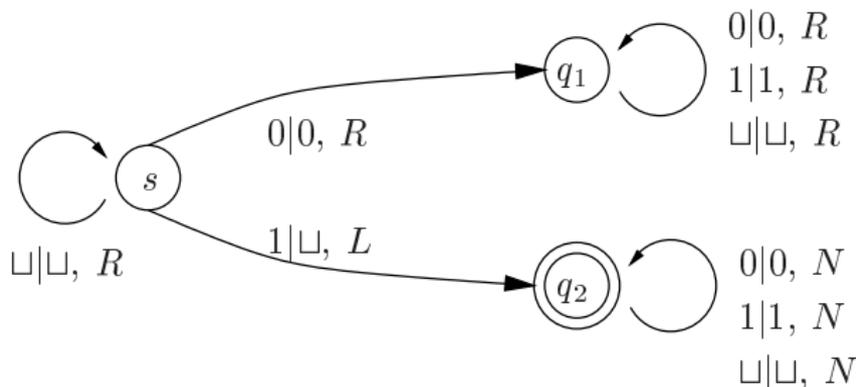
- Es gibt Eingaben, für die eine Turing-Maschine unter Umständen niemals stoppt.
- **Welche Eingaben sind dies in diesem Beispiel?**

Beispiel-Turingmaschine

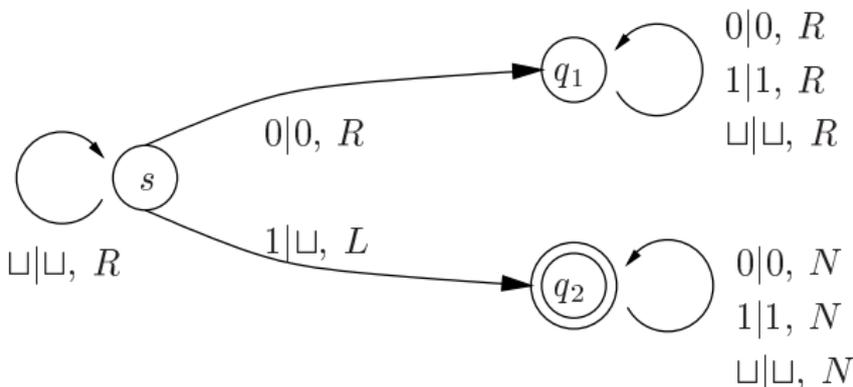


- Die TM stoppt nicht, falls die Eingaben nicht mit Eins beginnt.

Beispiel-Turingmaschine



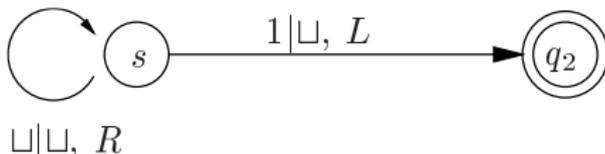
- Eine Turing-Maschine erkennt nicht nur eine Sprache,
- sondern sie verändert auch die Eingabe
- hat insofern auch eine Ausgabe
(= Inhalt des Bandes nach der Bearbeitung).
- Die Turing-Maschine realisiert also eine partielle Funktion $f: \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$.



- Die Turing-Maschine realisiert also eine partielle Funktion $f: \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$.
- Im Beispiel ist

$$f(w) = \begin{cases} v & \text{falls } w = 1v \\ \text{undefiniert} & \text{sonst} \end{cases}$$

- Oft werden wir die Turing-Maschine beziehungsweise deren Übergangsfunktion nur unvollständig beschreiben.
- Beispiel:



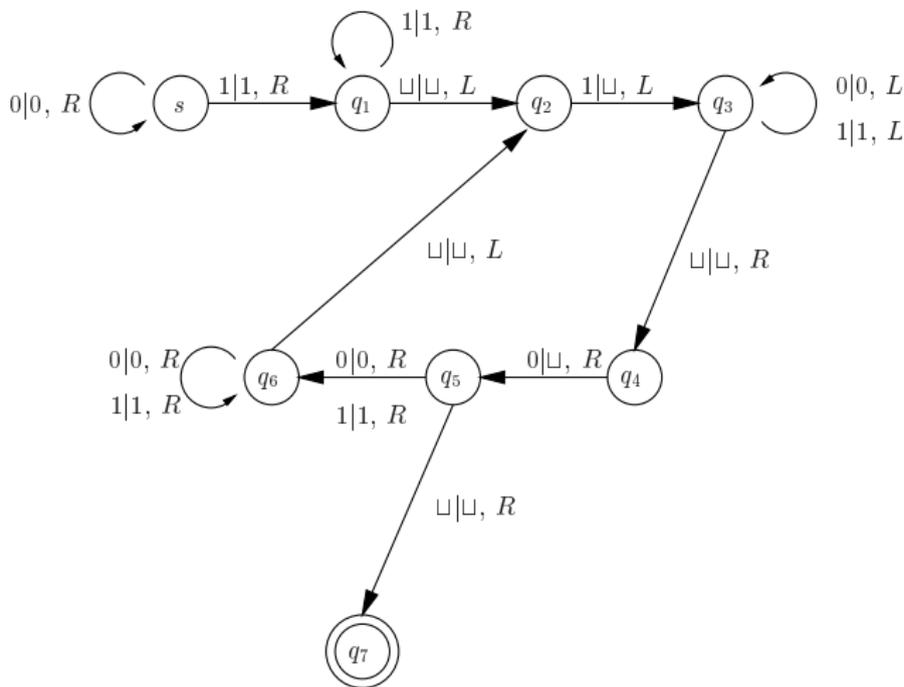
- Eine Vervollständigung ist immer möglich:
- Wenn für eine bestimmte Kombination q, a kein Übergang $\delta(q, a)$ definiert ist, dann stoppt die Turing-Maschine im Zustand q .

- Eine Turing-Maschine **akzeptiert** eine Eingabe $w \in \Sigma^*$, wenn sie nach Lesen von w in einem Zustand aus F stoppt.
- Sie **akzeptiert** eine Sprache L genau dann, wenn sie ausschließlich Wörter aus $w \in L$ als Eingabe akzeptiert.
- Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ heißt **rekursiv** oder **entscheidbar**, wenn es eine Turing-Maschine gibt, die auf allen Eingaben stoppt und eine Eingabe w genau dann akzeptiert, wenn $w \in L$ gilt.
- Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ heißt **rekursiv-aufzählbar** oder **semi-entscheidbar**, wenn es eine Turing-Maschine gibt, die genau die Eingaben w akzeptiert für die $w \in L$.

Das Verhalten der Turing-Maschine für Eingaben $w \notin L$ ist damit nicht definiert. D.h., die Turing-Maschine stoppt entweder nicht in einem Endzustand oder aber stoppt gar nicht.

- Situation in der sich eine TM $\mathcal{M} := (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, s, F)$ befindet wird durch die Angabe der **Konfiguration** codiert.
- Eine Konfiguration hat die Form $w(q)av$, wobei
 - $w, v \in \Gamma^*$
 - $a \in \Gamma$
 - $q \in Q$
- Bedeutung:
 - \mathcal{M} befindet sich gerade im Zustand q .
 - Der Lesekopf steht auf dem Zeichen a .
 - Links vom Lesekopf steht das Wort w auf dem Rechenband.
 - Rechts vom Lesekopf steht das Wort v auf dem Rechenband.

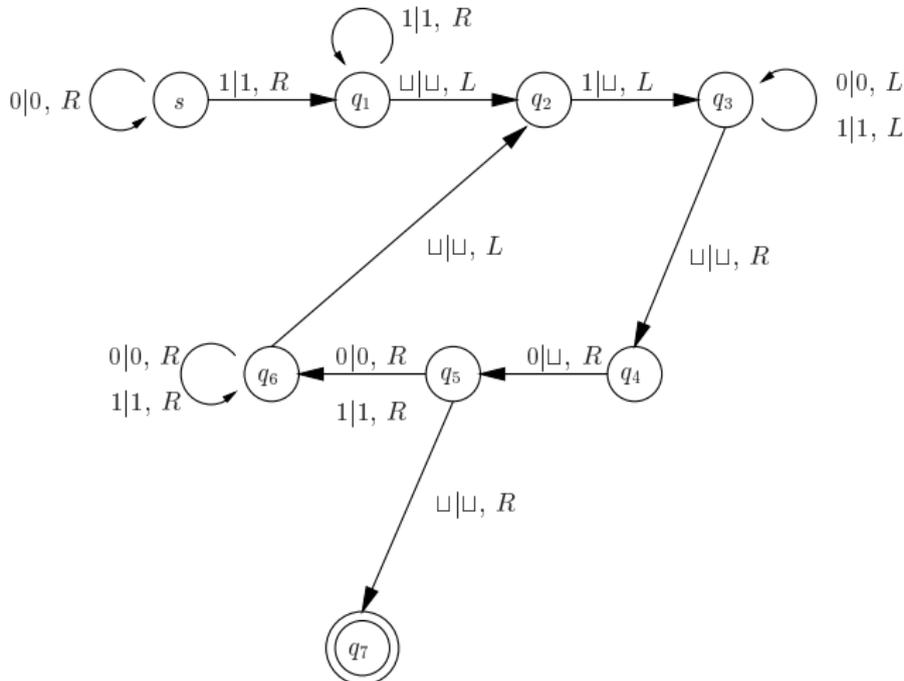
Beispiel: Konfiguration



TM akzeptiert
 $\{0^n 1^n : n \geq 1\}$.

Eingabe: 0011

Beispiel: Konfiguration



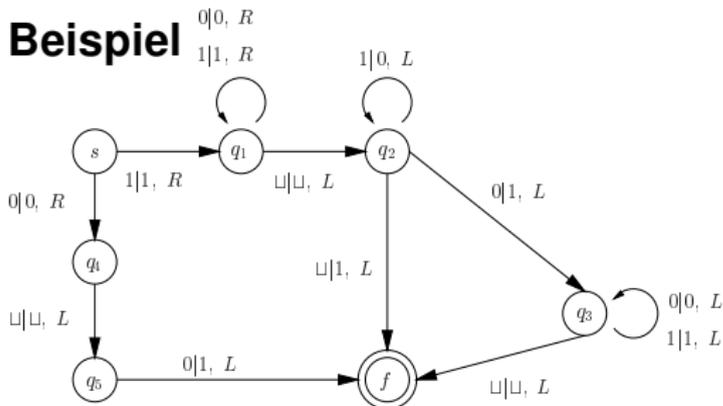
$\sqcup(s)0011$
 $0(s)011$
 $00(s)11$
 $001(q_1)1$
 $0011(q_1)\sqcup$
 $001(q_2)1$
 $00(q_3)1$
 $0(q_3)01$
 $\sqcup(q_3)001$
 $\sqcup(q_3)\sqcup 001$
 $\sqcup(q_4)001$
 $\sqcup(q_5)01$
 $0(q_6)1$
 $01(q_6)\sqcup$
 $0(q_2)1$
 $\sqcup(q_3)0$
 $\sqcup(q_3)\sqcup 0$
 $\sqcup(q_4)0$
 $\sqcup(q_5)\sqcup$

Definition: berechenbar / totalrekursiv

- Eine Funktion $f: \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ heißt **(Turing-)berechenbar** oder **totalrekursiv**, wenn es eine Turing-Maschine gibt, die bei Eingabe von $w \in \Sigma^*$ den Funktionswert $f(w) \in \Gamma^*$ ausgibt.
- Eine Turing-Maschine **realisiert** eine Funktion $f: \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$, falls gilt:

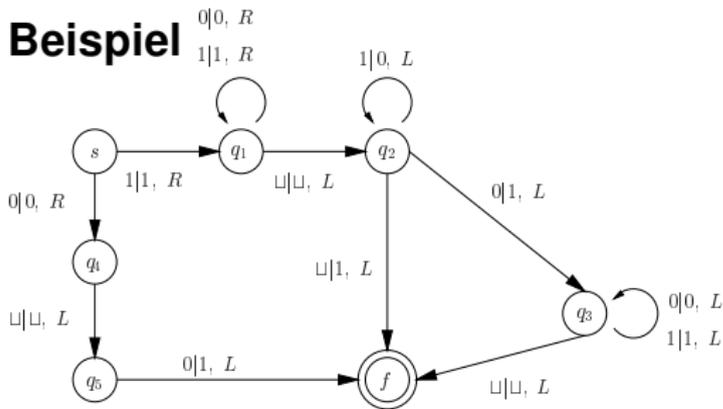
$$f(w) = \begin{cases} \text{Ausgabe der Turing-Maschine, wenn sie bei Eingabe } w \text{ stoppt} \\ \text{undefiniert sonst} \end{cases}$$

Beispiel



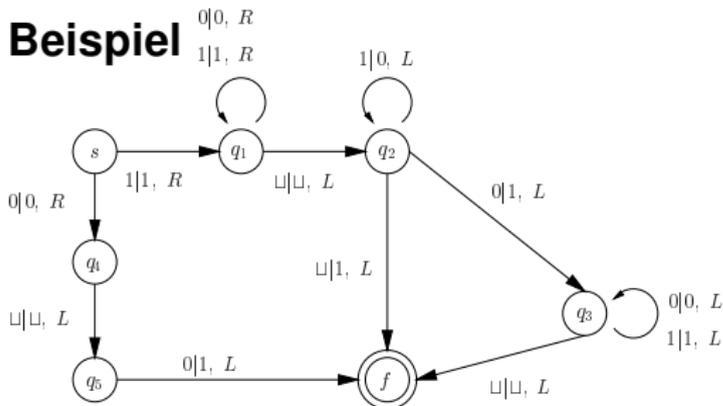
- Fasse die Eingabe w als binäre Zahl auf
- Es sollen nur Eingaben ohne führende Nullen und die Null selbst akzeptiert werden.
- Addiere zur Eingabe $w \in (0 \cup 1)^*$ eine Eins

Beispiel



Es gilt: $f(w) = \begin{cases} w + 1 & \text{falls } w \in 0 \cup 1(0 \cup 1)^*, \\ & w \text{ interpretiert als Binärzahl} \\ \text{undefiniert} & \text{sonst} \end{cases}$

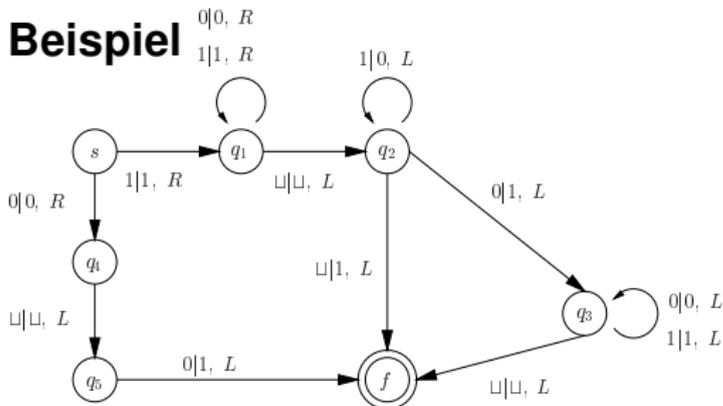
Beispiel



Dabei sind die Zustände jeweils für die folgenden Aufgaben verantwortlich:

- q_1 Bewegung des Lese-/Schreibkopfes nach rechts bis zum Eingabeende
- q_2 Bildung des Übertrages, der durch die Addition von Eins zu einer bereits vorhandenen Eins entsteht

Beispiel



Dabei sind die Zustände jeweils für die folgenden Aufgaben verantwortlich:

- q_3 Bewegung des Lese-/Schreibkopfes nach links, nachdem die Aufsummierung abgeschlossen ist (kein Übertrag mehr)
- q_4, q_5 Sonderbehandlung für den Fall der Eingabe 0
- f Endzustand

Entscheidbarkeit von Sprachen und Berechenbarkeit von Funktionen sind verwandt:

- Eine Turing-Maschine akzeptiert eine Sprache L , wenn sie genau auf den Eingaben $w \in L$ in einem ausgezeichneten Endzustand stoppt.
- L ist entscheidbar, wenn es eine Turing-Maschine gibt, die auf allen Eingaben stoppt und L akzeptiert.
- Die Funktion f heißt berechenbar, wenn eine Turing-Maschine existiert, die f realisiert.

Entscheidbarkeit von Sprachen und Berechenbarkeit von Funktionen sind verwandt:

- Man kann eine Turing-Maschine \mathcal{M} , die auf allen Eingaben stoppt, so modifizieren, dass es zwei ausgezeichnete Zustände q_J und q_N gibt und dass \mathcal{M} stets in einem der Zustände q_J oder q_N hält.
- Dabei stoppt sie bei der Eingabe w genau dann in q_J , wenn sie w akzeptiert, ansonsten in q_N .
- Damit ist die Sprache L genau dann entscheidbar, wenn es eine Turing-Maschine gibt, die immer in einem der Zustände $\{q_J, q_N\}$ stoppt, wobei sie gerade für $w \in L$ in q_J hält.

- Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist **entscheidbar** genau dann, wenn ihre **charakteristische Funktion** χ_L berechenbar ist, wobei gilt:

$$\chi_L: \Sigma^* \rightarrow \{0, 1\} \quad \text{mit} \quad \chi_L(w) = \begin{cases} 1 & \text{falls } w \in L \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

- Eine Sprache L ist **semi-entscheidbar** genau dann, wenn die Funktion χ_L^* berechenbar ist, wobei gilt:

$$\chi_L^*(w) = \begin{cases} 1 & \text{falls } w \in L \\ \text{undefiniert} & \text{sonst} \end{cases}$$

Church'sche These

Die Menge der (Turing-)berechenbaren Funktionen ist genau die Menge der im intuitiven Sinne überhaupt berechenbaren Funktionen.

Church'sche These

Die Menge der (Turing-)berechenbaren Funktionen ist genau die Menge der im intuitiven Sinne überhaupt berechenbaren Funktionen.

Interpretation

- Turing-Maschinen sind formale Modelle für Algorithmen.
- Kein Berechnungsverfahren kann algorithmisch genannt werden, wenn es nicht von einer Turing-Maschine ausführbar ist.

Bemerkung

- Die Church'sche These ist nur eine These, kann also nicht bewiesen werden.
- Sie ist aber in der Informatik allgemein akzeptiert.

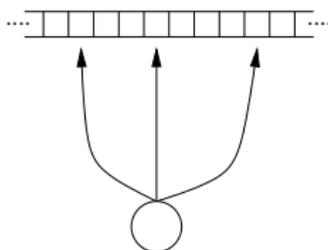
Church'sche These

Die Menge der (Turing-)berechenbaren Funktionen ist genau die Menge der im intuitiven Sinne überhaupt berechenbaren Funktionen.

Begründung

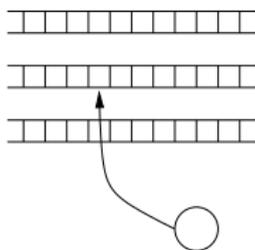
- Es existieren keine Beispiele von Funktionen, die als intuitiv berechenbar angesehen werden, aber nicht Turing-berechenbar sind.
- Alle Versuche, realistische Modelle aufzustellen, die mächtiger sind als Turing-Maschinen, schlugen fehl.
- Eine Reihe von völlig andersartigen Ansätzen, den Begriff der Berechenbarkeit formal zu fassen, wie zum Beispiel die Registermaschine, haben sich als äquivalent erwiesen.

Mehrere Lese-/Schreibköpfe



- Mehrere Lese-/Schreibköpfe ($n \in \mathbb{N}$) greifen auf das eine Eingabeband zu und werden von der endlichen Kontrolle gesteuert.
- Die Übergangsfunktion ist dann vom Typ $\delta: Q \times \Gamma^n \rightarrow Q \times \Gamma^n \times \{L, N, R\}^n$
- Die Zustände $q \in Q$ kann man als n -Tupel auffassen.
- Es nötig eine Prioritätenregel für die einzelnen Köpfe anzugeben, falls mehrere auf einem Feld des Eingabebandes stehen.

Mehrere Bänder



- Ein Lese-/Schreibkopf kann auf mehrere Eingabebänder ($n \in \mathbb{N}$) zugreifen.
- Die Übergangsfunktion ist dann vom Typ

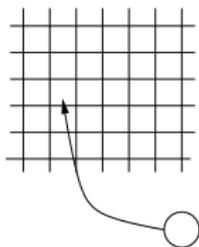
$$\delta: Q \times \Gamma \times \{1, \dots, n\} \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, N, R\} \times \{1, \dots, n\}.$$

Mehrere Lese-/Schreibköpfe für mehrere Bänder

- Wir haben jetzt m Bänder und n Lese-/Schreibköpfe.
- Die Übergangsfunktion ist dann vom Typ

$$\delta: Q \times \Gamma^n \times \{1, \dots, m\}^n \rightarrow Q \times \Gamma^n \times \{L, N, R\}^n \times \{1, \dots, m\}^n.$$

Mehrdimensionale Bänder



- Das Eingabeband ist nun mehrdimensional, es hat zum Beispiel die Dimension zwei.
- Wir sprechen dann von einem Arbeitsfeld.
- Dabei ist

$$\delta: Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L(eft), U(p), R(ight), D(own), N(othing)\}$$

Bemerkungen

- Fragestellungen der Art:
 - Wann stoppt eine Mehrkopf-Maschine?
 - Welcher Kopf ‚gewinnt‘, wenn mehrere Köpfe (verschiedene) Symbole an dieselbe Stelle schreiben wollen?
- müssen bei solchen Modifikationen noch geklärt werden.
- Es hat sich allerdings gezeigt, dass keine dieser Erweiterungen mehr leistet, als eine normale Turing-Maschine.
 - **Alle angegebenen Modifikationen können durch eine normale 1-Band Turing-Maschine simuliert werden.**

- **Die universelle Turing-Maschine**
- **Unentscheidbare Probleme**

Ziel

- Bisher: Nur Turing-Maschinen die eine bestimmte Aufgabe erfüllen
- Jetzt: Konstruktion einer Turing-Maschine, die als Eingabe
 - ein Programm und
 - eine spezielle Eingabeerhält.
- Die Aufgabe besteht darin, das gegebene Programm auf der gegebenen speziellen Eingabe auszuführen.

Wir betrachten dazu eine normierte Turing-Maschine, d.h.

- $Q := \{q_1, \dots, q_n\}$
- $\Sigma := \{a_1, \dots, a_k\}$
- $\Gamma := \{a_1, \dots, a_k, a_{k+1}, \dots, a_l\}$
- $s := q_1$
- $F := \{q_2\}$

- Dies bedeutet keine Einschränkung in der Mächtigkeit der Turing-Maschinen:
- Jede beliebige Turing-Maschine kann durch eine derart normierte Turing-Maschine der obigen Form simuliert werden.
- Jede normierte Turing-Maschine \mathcal{M} lässt sich eindeutig als Wort aus $(0 \cup 1)^*$ kodieren.

Sei $\mathcal{M} := (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, s, F)$ eine Turing-Maschine.

Die Gödelnummer von \mathcal{M} , bezeichnet als $\langle \mathcal{M} \rangle$, ist definiert durch folgende Kodierungsvorschrift:

- Kodiere

$$\delta(q_j, a_j) = (q_r, a_s, d_t) \text{ durch } 0^j 1 0^j 1 0^r 1 0^s 1 0^t,$$

wobei $d_t \in \{d_1, d_2, d_3\}$ und

- d_1 für L ,
 - d_2 für R und
 - d_3 für N steht.
- Die Turing-Maschine wird dann kodiert durch:

$$111\text{code}_1 11\text{code}_2 11 \dots 11\text{code}_z 111,$$

wobei code_i für $i = 1, \dots, z$ alle Funktionswerte von δ in beliebiger Reihenfolge beschreibt.

- Die eigentlichen Werte der Turing-Maschine werden also (unär) durch Nullen beschrieben und die Einsen dienen als Begrenzung der Eingabewerte.
- Jede Turing-Maschine kann also durch ein Wort aus $(0 \cup 1)^*$ kodiert werden.
- Umgekehrt beschreibt jedes Wort aus $(0 \cup 1)^*$ (höchstens) eine Turing-Maschine.
- Wir vereinbaren, dass ein Wort, das keine Turing-Maschine in diesem Sinne beschreibt, (zum Beispiel ε , 0, 000) eine Turing-Maschine kodiert, die \emptyset akzeptiert.
- Eine *universelle Turing-Maschine* erhält als Eingabe ein Paar $(\langle \mathcal{M} \rangle, w)$, wobei $w \in \{0, 1\}^*$ ist, und sie simuliert \mathcal{M} auf w .

Die Gödelnummer - Beispiel

Sei $\mathcal{M} = (\{q_1, q_2, q_3\}, \{0, 1\}, \sqcup, \{0, 1, \sqcup\}, \delta, q_1, \{q_2\})$, mit

$$\delta(q_1, 1) = (q_3, 0, R)$$

$$\delta(q_3, 0) = (q_1, 1, R)$$

$$\delta(q_3, 1) = (q_2, 0, R)$$

$$\delta(q_3, \sqcup) = (q_3, 1, L)$$

\mathcal{M} zusammen mit der Eingabe 1011 ist dann:

```
111010010001010011000101010010011000
100100101001100010001000100101111011
```

Definition

Zu $w \in \{0, 1\}^*$ sei T_w

- die Turing-Maschine mit der Gödelnummer (GN) w , bzw
- die Turing-Maschine, die \emptyset akzeptiert.

Es sei $L(T_w)$ ist die Sprache, die von T_w akzeptiert wird.

Wir konstruieren die sogenannte **Diagonalsprache** L_d , wie folgt:

- Betrachte die Wörter aus $\{0, 1\}^*$ in *kanonischer* Reihenfolge, d.h. w_i steht vor w_j ($i < j$), falls
 - $|w_i| < |w_j|$, oder
 - $|w_i| = |w_j|$ und w_i lexikographisch vor w_j steht.
- \mathcal{M}_j sei die TM, die durch die Gödelnummer w_j kodiert ist.
- Wir konstruieren eine unendliche Tabelle,
 - an deren Position (i, j) für $1 \leq i, j < \infty$ eine Null oder eine Eins steht, und
 - welche beinhaltet, ob w_i in $L(\mathcal{M}_j)$ ist.
- Damit gilt für die Einträge

$$(i, j) = \begin{cases} 1 & \text{falls } \mathcal{M}_j w_i \text{ akzeptiert} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

- Damit gilt für die Einträge

$$(i, j) = \begin{cases} 1 & \text{falls } \mathcal{M}_j w_i \text{ akzeptiert} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

- Definiere dazu

$$L_d := \{w_i \mid \mathcal{M}_i \text{ akzeptiert } w_i \text{ nicht}\}.$$

- L_d enthält also alle w_i , für die auf der Diagonalen an der Stelle (i, i) eine Null steht.
- Dies führt später zu einem Diagonalbeweis (Cantor).

Die Diagonalsprache - Veranschaulichung

$w \in \{0, 1\}^*$	Gödelnummer							
	w_i	w_j	w_k					
\vdots	\vdots							
w_i	1	0	1	0	1	0	0	$w_i \in L_d$
w_j	0	0	1	0	0	1	1	$w_j \notin L_d$
w_k	1	0	0	1	1	0	1	$w_k \notin L_d$
\vdots	\vdots							

Satz (Unentscheidbarkeit der Diagonalsprache):
Die Sprache L_d ist nicht entscheidbar.

Satz (Unentscheidbarkeit der Diagonalsprache):
Die Sprache L_d ist nicht entscheidbar.

Beweis:

Falls L_d entscheidbar ist, gibt es eine Turing-Maschine \mathcal{M}_i , die

- (1) stets hält
- (2) genau die $w \in L_d$ akzeptiert.

Wende nun \mathcal{M}_i auf w_i an:

- Falls $w_i \in L_d$, dann wird w_i , wegen (2) von \mathcal{M}_i akzeptiert.
- Falls $w_i \notin L_d$, dann akzeptiert \mathcal{M}_i das Wort w_i wegen (2) nicht.

Beides ist ein Widerspruch zur Definition von L_d .

Korollar

Die Sprache $L_d^c := \{0, 1\}^* \setminus L_d$ ist nicht entscheidbar.

Korollar

Die Sprache $L_d^c := \{0, 1\}^* \setminus L_d$ ist nicht entscheidbar.

Beweis:

- Falls L_d^c entscheidbar ist, gibt es eine Turing-Maschine, die L_d^c entscheidet.
- Diese kann aber leicht zu einer Turing-Maschine modifiziert werden, die L_d entscheidet.
- Dies ist ein Widerspruch zur Unentscheidbarkeit der Diagonalsprache.

Korollar

Die Sprache $L_d^c := \{0, 1\}^* \setminus L_d$ ist nicht entscheidbar.

Beweis:

- Falls L_d^c entscheidbar ist, gibt es eine Turing-Maschine, die L_d^c entscheidet.
- Diese kann aber leicht zu einer Turing-Maschine modifiziert werden, die L_d entscheidet.
- Dies ist ein Widerspruch zur Unentscheidbarkeit der Diagonalsprache.

Interpretation:

- Das Problem, ob eine Turing-Maschine auf einer Eingabe w stoppt, ist nicht entscheidbar.

Das **Halteproblem** definiert folgende Sprache

$$\mathcal{H} := \{wv \mid T_w \text{ hält auf der Eingabe } v\}.$$

Satz (Unentscheidbarkeit des Halteproblems):

\mathcal{H} ist nicht entscheidbar.

Satz (Unentscheidbarkeit des Halteproblems):

$\mathcal{H} = \{wv \mid T_w \text{ hält auf der Eingabe } v\}$ ist nicht entscheidbar.

Beweis:

- Angenommen es existiert eine stets haltende Turing-Maschine, die \mathcal{H} entscheidet.
- Wir konstruieren daraus eine stets haltende Turing-Maschine, die L_d^c entscheidet, mit Widerspruch zum letzten Korollar.

Sei w eine Eingabe, für die wir entscheiden wollen, ob $w \in L_d^c$.

Wir können wie folgt vorgehen:

- Berechne das i , so dass $w = w_i$ ist.
- Betrachte die durch w_i kodierte Turing-Maschine \mathcal{M}_i .
- Wende die Turing-Maschine für \mathcal{H} auf $\langle \mathcal{M}_i \rangle \cdot w_i$ an.

Satz (Unentscheidbarkeit des Halteproblems):

$\mathcal{H} = \{wv \mid T_w \text{ hält auf der Eingabe } v\}$ ist nicht entscheidbar.

Sei w eine Eingabe, für die wir entscheiden wollen, ob $w \in L_d^c$.
Wir können wie folgt vorgehen:

- Berechne das i , so dass $w = w_i$ ist.
- Betrachte die durch w_i kodierte Turing-Maschine \mathcal{M}_i .
- Wende die Turing-Maschine für \mathcal{H} auf $\langle \mathcal{M}_i \rangle \cdot w_i$ an.

Wir machen folgende Fallunterscheidung:

- Falls $\langle \mathcal{M}_i \rangle \cdot w_i$ nicht akzeptiert wird, dann hält \mathcal{M}_i nicht auf w_i .
- Nach Definition von \mathcal{H} ist also $w_i \in L_d$ und damit $w_i \notin L_d^c$.
- Falls $\langle \mathcal{M}_i \rangle \cdot w_i$ akzeptiert wird, dann hält \mathcal{M}_i auf w_i .
- Dann können wir auf der universellen Turing-Maschine die Berechnung von \mathcal{M}_i auf w_i simulieren.

Die **universelle Sprache** L_U über $\{0, 1\}$ ist definiert durch

$$L_U := \{wv \mid v \in L(T_w)\}.$$

L_U ist also die Menge aller Wörter wv für die T_w bei der Eingabe v hält und v akzeptiert.

Satz (Unentscheidbarkeit der Universellen Sprache):
Die Sprache L_U ist nicht entscheidbar.

Satz (Unentscheidbarkeit der Universellen Sprache):

Die Sprache $L_U := \{wv \mid v \in L(T_w)\}$ ist nicht entscheidbar.

Beweis:

- Wir zeigen, dass L_U eine Verallgemeinerung von L_d^c ist.
- Wir nehmen an, dass es eine TM gibt, die L_U entscheidet.
- Dann zeigen wir, dass wir damit auch L_d^c entscheiden können.

Wir gehen wie folgt vor:

- Berechne das i , für das $w = w_j$.
- Betrachte die durch w_j codierte Turing-Maschine \mathcal{M}_j .
- Wende die Turing-Maschine für L_U auf $\langle \mathcal{M}_j \rangle w_j$ an.

Wäre L_U entscheidbar, so auch L_d^c mit Widerspruch zum letzten Korollar.

Satz (Semi-Entscheidbarkeit der Universellen Sprache):
Die Sprache $L_U := \{wv \mid v \in L(T_w)\}$ ist semi-entscheidbar.

Satz (Semi-Entscheidbarkeit der Universellen Sprache):
Die Sprache $L_U := \{wv \mid v \in L(T_w)\}$ ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Wir benutzen die universelle Turing-Maschine, mit der Eingabe wv :

- Falls T_w die Eingabe v akzeptiert, geschieht dies nach endlich vielen Schritten und die universelle Turing-Maschine akzeptiert wv .
- Falls T_w die Eingabe v nicht akzeptiert, wird wv von der universellen Turing-Maschine ebenfalls nicht akzeptiert. Dies ist unabhängig davon, ob die Simulation stoppt oder nicht.

Satz (Semi-Entscheidbarkeit der Universellen Sprache):
Die Sprache $L_U := \{wv \mid v \in L(T_w)\}$ ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Wir benutzen die universelle Turing-Maschine, mit der Eingabe wv :

- Falls T_w die Eingabe v akzeptiert, geschieht dies nach endlich vielen Schritten und die universelle Turing-Maschine akzeptiert wv .
- Falls T_w die Eingabe v nicht akzeptiert, wird wv von der universellen Turing-Maschine ebenfalls nicht akzeptiert. Dies ist unabhängig davon, ob die Simulation stoppt oder nicht.

Bemerkung:

Die Begriffe entscheidbar und semi-entscheidbar unterscheiden sich tatsächlich.

- Wir haben bisher gezeigt, dass wir kein Programm schreiben können, das für ein Turing-Maschinen-Programm $\langle \mathcal{M} \rangle$ und eine Eingabe w entscheidet, ob \mathcal{M} auf der Eingabe w hält.
- Wir werden im folgenden sehen, dass wir aus einem Programm im allgemeinen keine nicht-trivialen Eigenschaften der von dem Programm realisierten Funktion ableiten können.

Satz (Satz von Rice):

Sei R die Menge der von Turing-Maschinen berechenbaren Funktionen und S eine nicht-triviale Teilmenge von R ($\emptyset \neq S \neq R$). Dann ist die Sprache

$$L(S) := \{ \langle \mathcal{M} \rangle \mid \mathcal{M} \text{ berechnet eine Funktion aus } S \}$$

nicht entscheidbar.

Satz (Satz von Rice):

Sei R die Menge der von Turing-Maschinen berechenbaren Funktionen und S eine nicht-triviale Teilmenge von R ($\emptyset \neq S \neq R$). Dann ist die Sprache

$$L(S) := \{ \langle \mathcal{M} \rangle \mid \mathcal{M} \text{ berechnet eine Funktion aus } S \}$$

nicht entscheidbar.

Beweisskizze:

- Zeige: $\mathcal{H}_\varepsilon := \{ \langle \mathcal{M} \rangle \mid \mathcal{M} \text{ hält auf der Eingabe } \varepsilon \}$ ist unentscheidbar
- Zeige: $\mathcal{H}_\varepsilon^c$ ist unentscheidbar
- Führe den Widerspruchsbeweis für die Unentscheidbarkeit von $L(S)$:
- Konstruiere TM für $\mathcal{H}_\varepsilon^c$ unter Benutzung von TM \mathcal{M}' für $L(S)$

Der Satz von Rice hat weitreichende Konsequenzen:

Es ist für Programme nicht entscheidbar, ob die durch sie definierte Sprache endlich, leer, unendlich oder ganz Σ^* ist.

Wir haben hier nur die Unentscheidbarkeit von L_d direkt bewiesen. Die anderen Beweise folgten dem folgenden Schema:

Um zu zeigen, dass ein Problem A unentscheidbar ist, zeigen wir, wie man mit einem Entscheidungsverfahren für A ein bekanntermaßen unentscheidbares Problem B entscheiden kann. Dies liefert den gewünschten Widerspruch.

Post'sches Korrespondenzproblems

Gegeben ist endliche Folge von Wortpaaren

$$K = ((x_1, y_1), \dots, (x_n, y_n))$$

über einem endlichen Alphabet Σ . Es gilt $x_i \neq \varepsilon$ und $y_i \neq \varepsilon$. Gefragt ist, ob es eine endliche Folge von Indizes $i_1, \dots, i_k \in \{1, \dots, n\}$ gibt, so dass $x_{i_1} \dots x_{i_k} = y_{i_1} \dots y_{i_k}$ gilt.

Beispiele

- $K = ((1, 111), (10111, 10), (10, 0))$ hat die Lösung $(2, 1, 1, 3)$, denn es gilt:

$$x_2 x_1 x_1 x_3 = 101111110 = y_2 y_1 y_1 y_3$$

- $K = ((10, 101), (011, 11), (101, 011))$ hat keine Lösung
- $K = ((001, 0), (01, 011), (01, 101), (10, 001))$ hat eine Lösung der Länge 66.

Satz (Unentscheidbarkeit des PKP):

Das Post'sche Korrespondenzproblem ist nicht entscheidbar

Beweis:

Beweis über Nicht-Entscheidbarkeit des Halteproblems.

Eigenschaften von (semi-)entscheidbaren Sprachen

- Die entscheidbaren Sprachen sind abgeschlossen unter Komplementbildung, Schnitt und Vereinigung.
- Die semi-entscheidbaren Sprachen sind abgeschlossen unter Schnitt und Vereinigung, aber nicht unter Komplementbildung.

Satz:

Sei $L \subseteq \Sigma^*$ und $L^c = \Sigma^* \setminus L$. Dann gilt

- L entscheidbar gdw L^c entscheidbar.
- L und L^c semientscheidbar gdw L entscheidbar.

Beweis: Übung und Tutorien.