Karlsruher Institut für Technologie

Theoretische Grundlagen der Informatik

Vorlesung am 02.11.2010

INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK

Thema dieses Kapitels

Karlsruher Institut für Technologie

Beobachtung:
Endliche Automaten sind als Berechnungsmodell nicht mächtig genug.

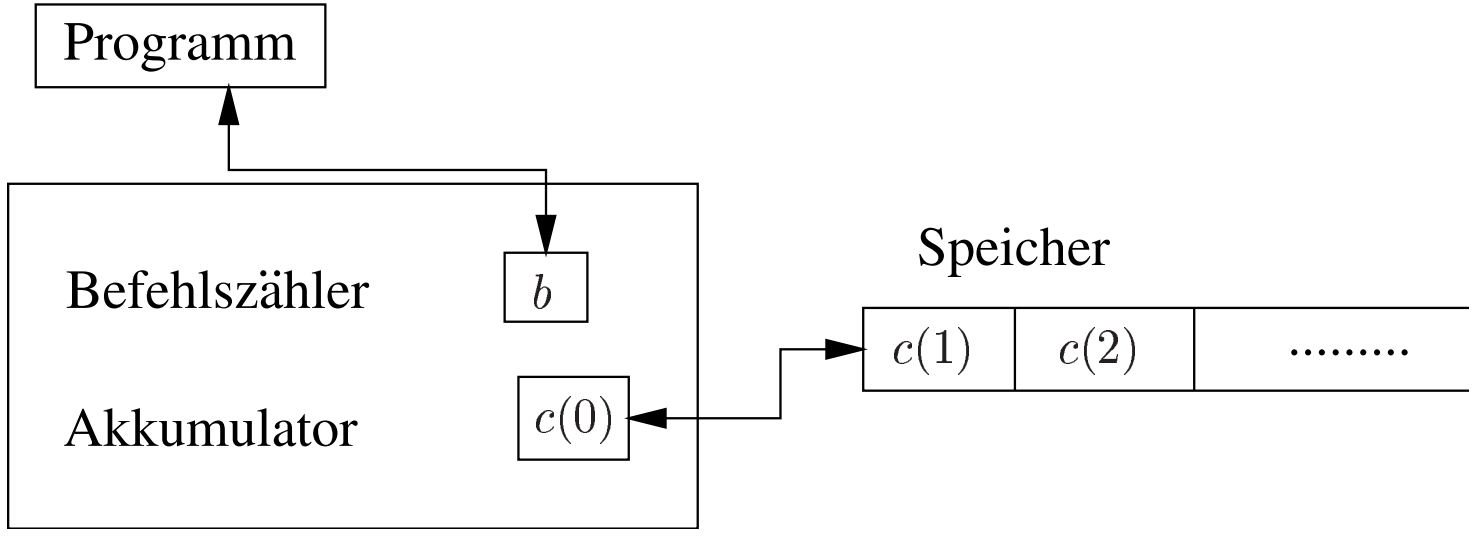
Frage:
Gibt es ein mächtigeres, realistisches Rechnermodell, das als Grundlage für allgemeine theoretische Aussagen über Berechenbarkeit, Entscheidbarkeit und Komplexität geeignet ist?

Hauptfrage in diesem Kapitel:
Welche Probleme sind berechenbar?

Die Registermaschine (RAM)

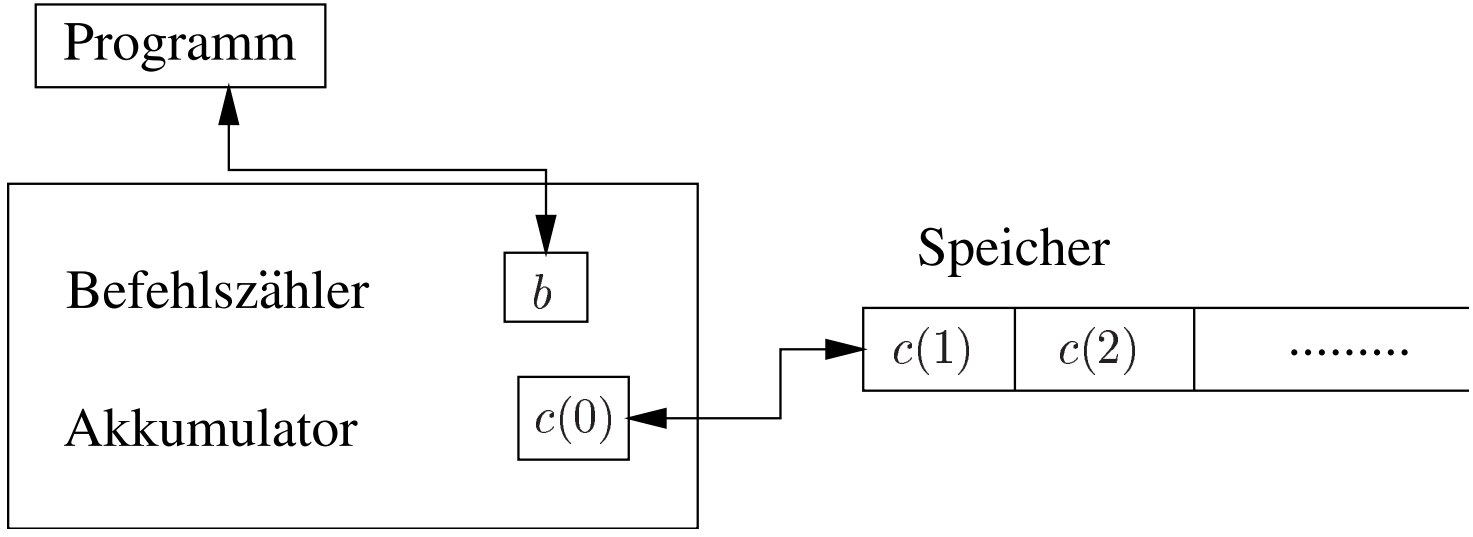
Die RAM besteht aus

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



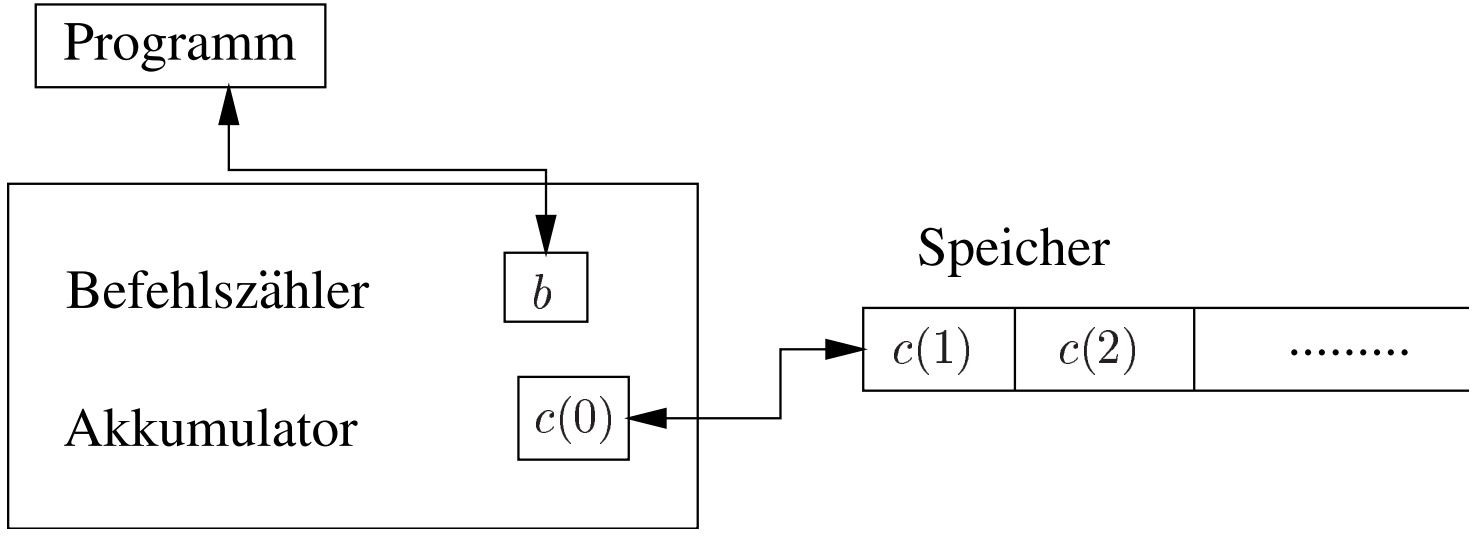
Die Registermaschine (RAM)

- 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	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b+1 & \text{sonst} \end{cases}$ wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$
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	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b+1 & \text{sonst} \end{cases}$ wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$
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	$\begin{cases} b := j & \text{falls } c(0) \# \ell \\ b := b+1 & \text{sonst} \end{cases}$ wobei $\# \in \{\leq, \geq, <, >, \neq, =\}$
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)

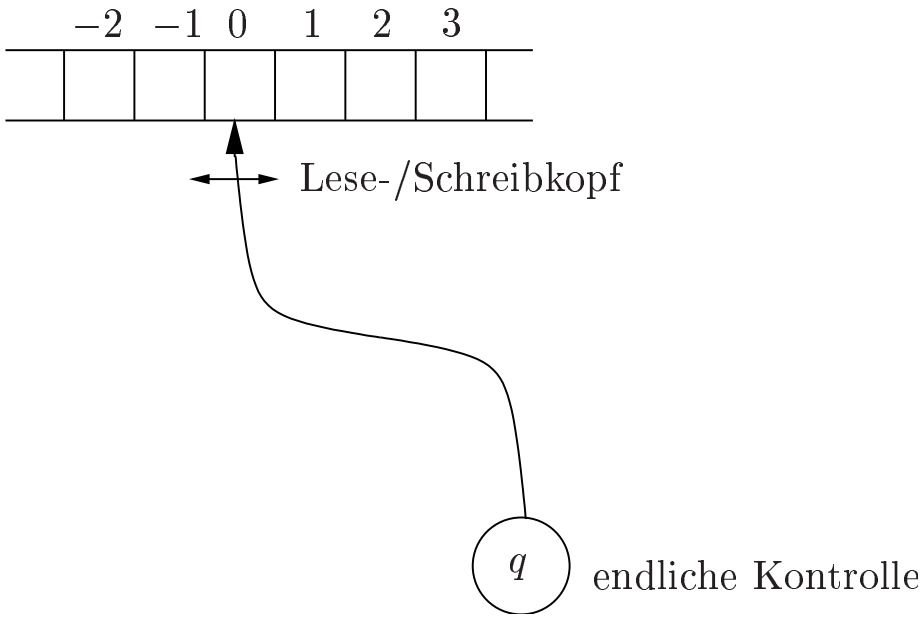
Kostenmodell der Registermaschine (RAM)

- 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

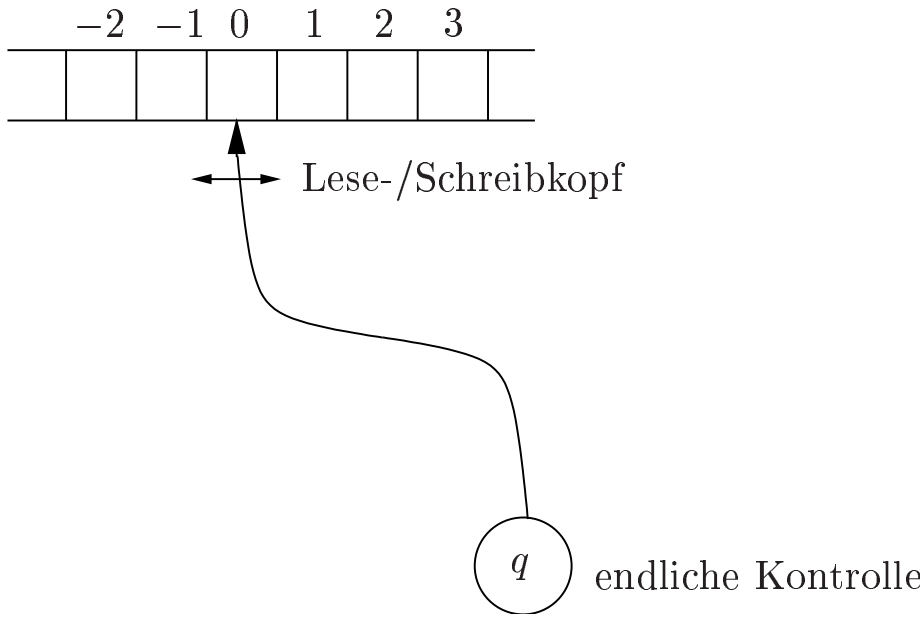
- beidseitig unendlichen Eingabe- und Rechenband
- freibeweglichem Lese-/Schreibkopf
- endlicher Kontrolle



Die Turingmaschine (TM)

Die Kontrolle

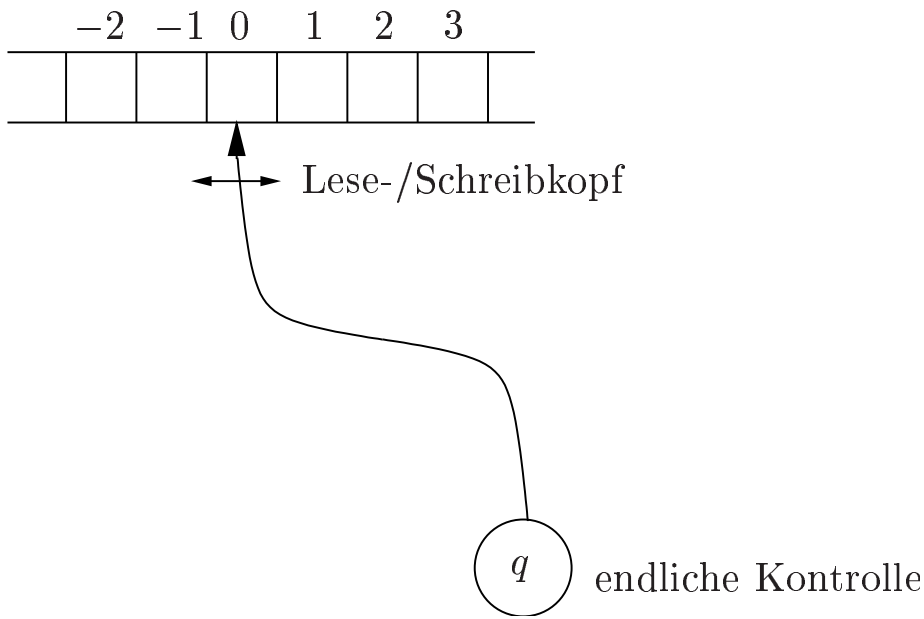
- ist immer in einem von endlich vielen Zuständen.
- entspricht dem Befehlszähler der RAM.



Die Turingmaschine (TM)

Das Eingabe- und Rechenband

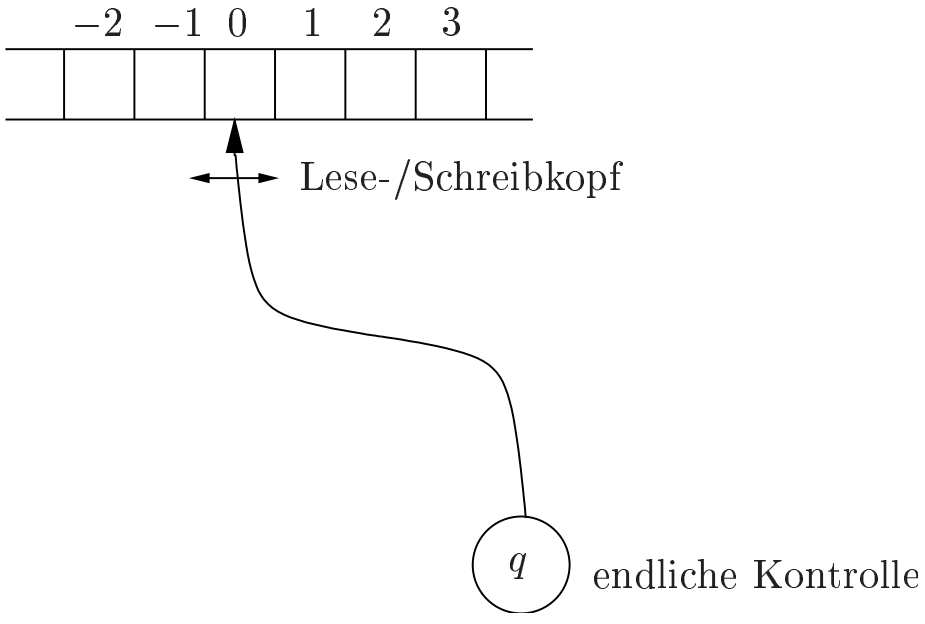
- enthält eine Folge von Symbolen (höchstens eins pro Zelle).
- entspricht den Registern der RAM



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

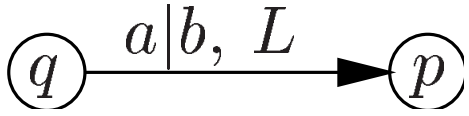
Karlsruher Institut für Technologie

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
- $\delta\colon Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, N\}$, 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.

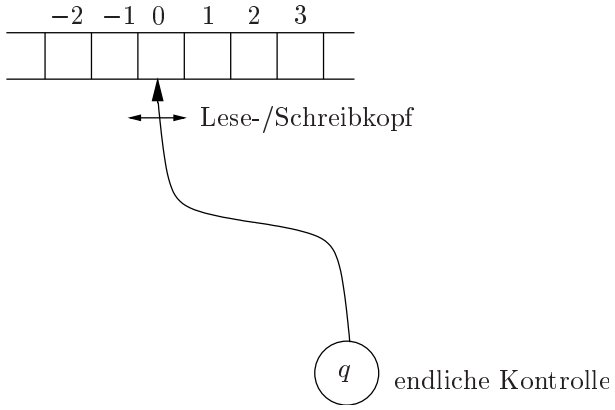
Bemerkungen zur TM

- 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.

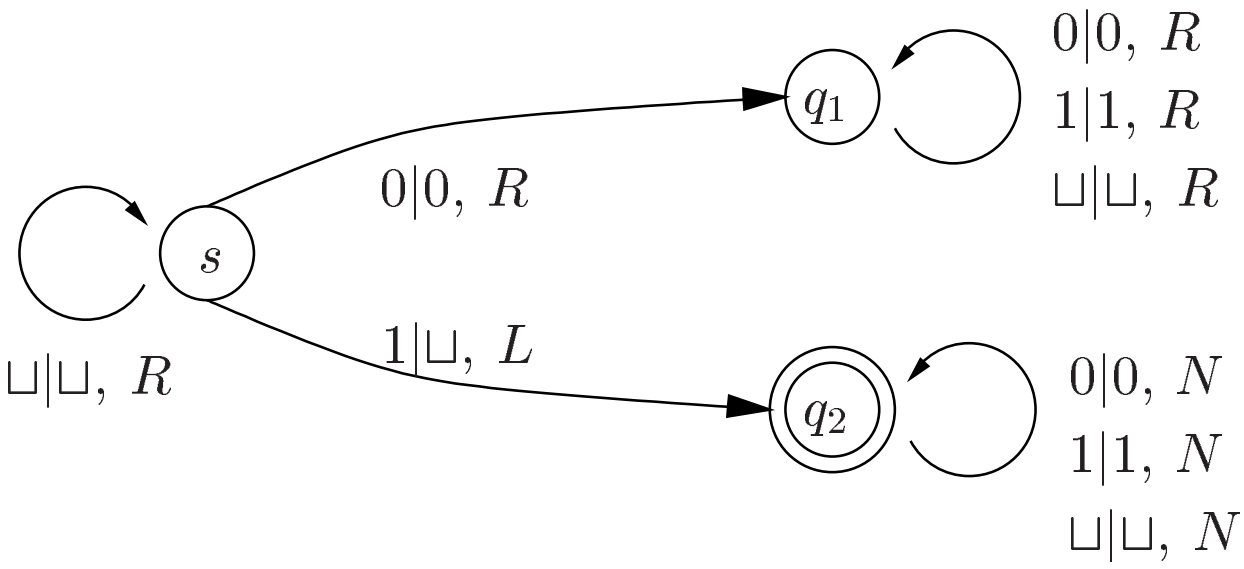


Bemerkungen zur TM

Konventionen

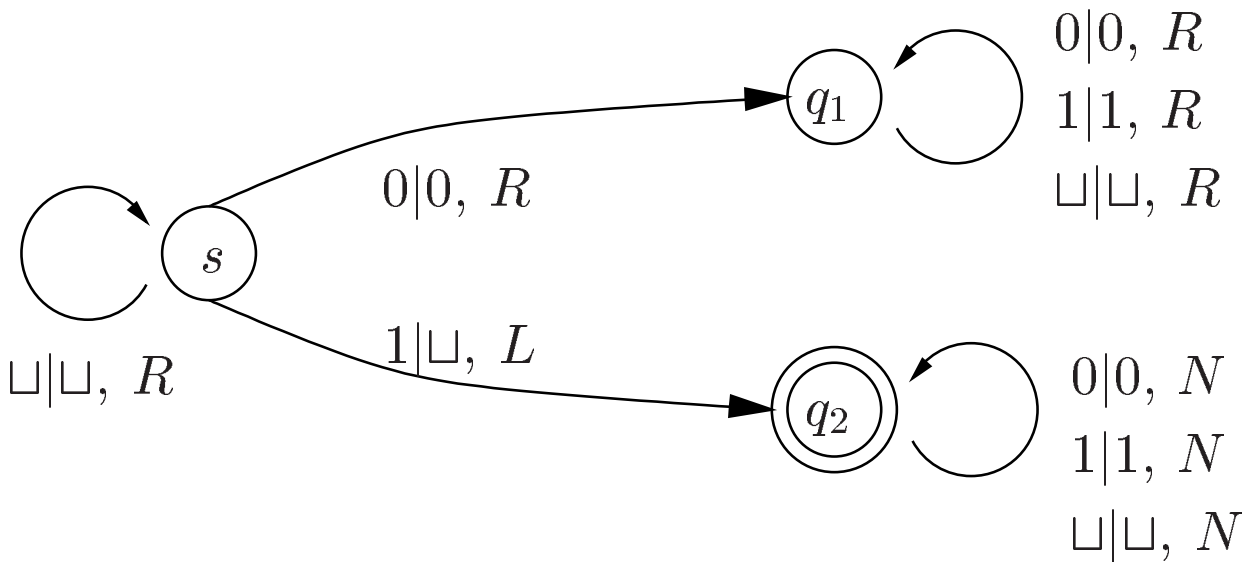
- Die Turing-Maschine startet im Zustand s
- Der Lese-/Schreibkopf startet an der linkesten Stelle des Bandes, in der ein Eingabesymbol steht
- Die Turing-Maschine stoppt, wenn sie
  - zum ersten Mal in einen Endzustand kommt, oder
  - in einem Zustand q ein Symbol a liest und $\delta(q, a) = (q, a,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

Beispiel-Turingmaschine



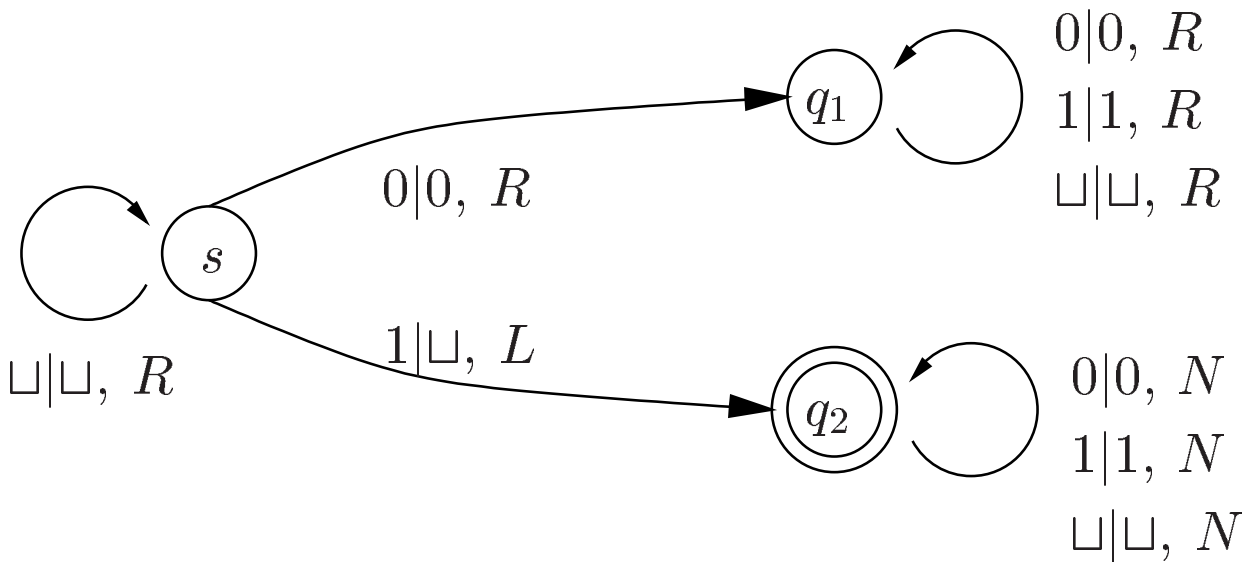
Frage: Was erkennt / berechnet diese TM ?

Beispiel-Turingmaschine



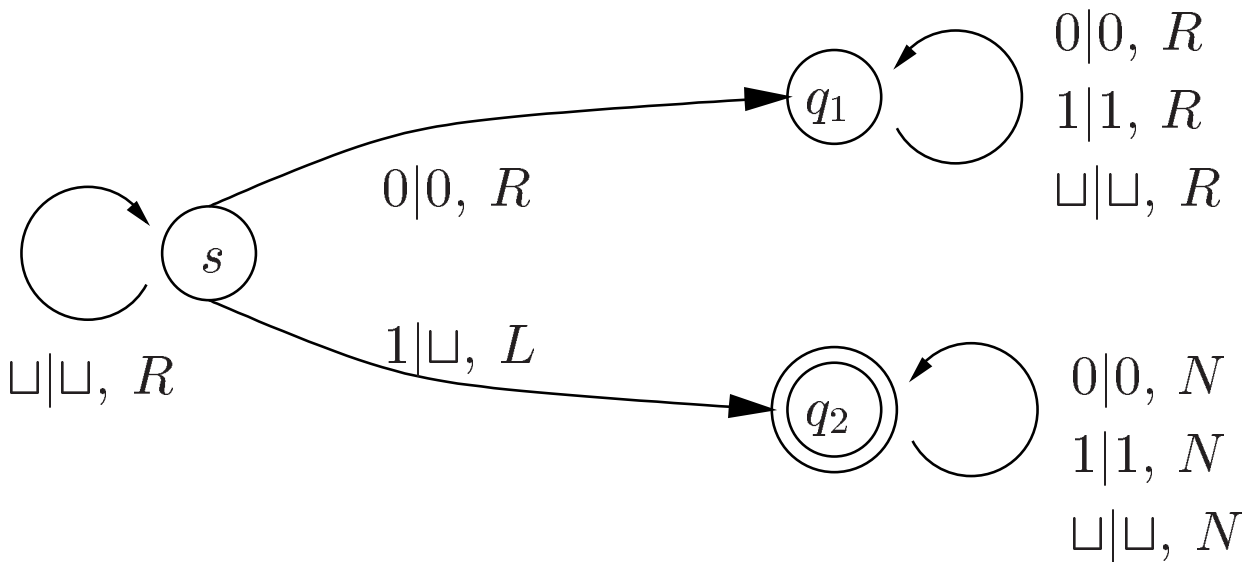
- Die TM erkennt alle Wörter aus $\{0,1\}^*$, die mit einer Eins beginnen.
- Die TM löscht die die führende Eins, falls vorhanden.
- Alles andere auf dem Band bleibt unverändert.
- Der Lese-/Schreibkopf steht nach dem Stop links neben der Stelle an der die führende Eins gelesen wurde.
- Der Zustand q_1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

Beispiel-Turingmaschine



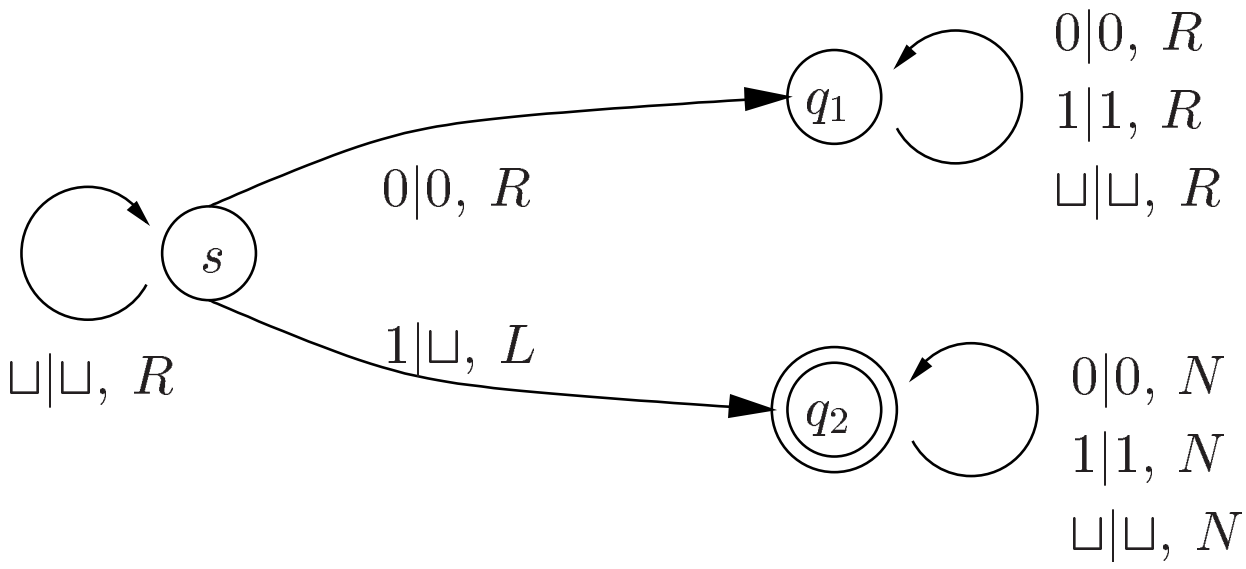
- Es gibt Eingaben, für die eine Turing-Maschine unter Umständen niemals stoppt.
- **Welche Eingaben sind dies in diesem Beispiel?**

Beispiel-Turingmaschine



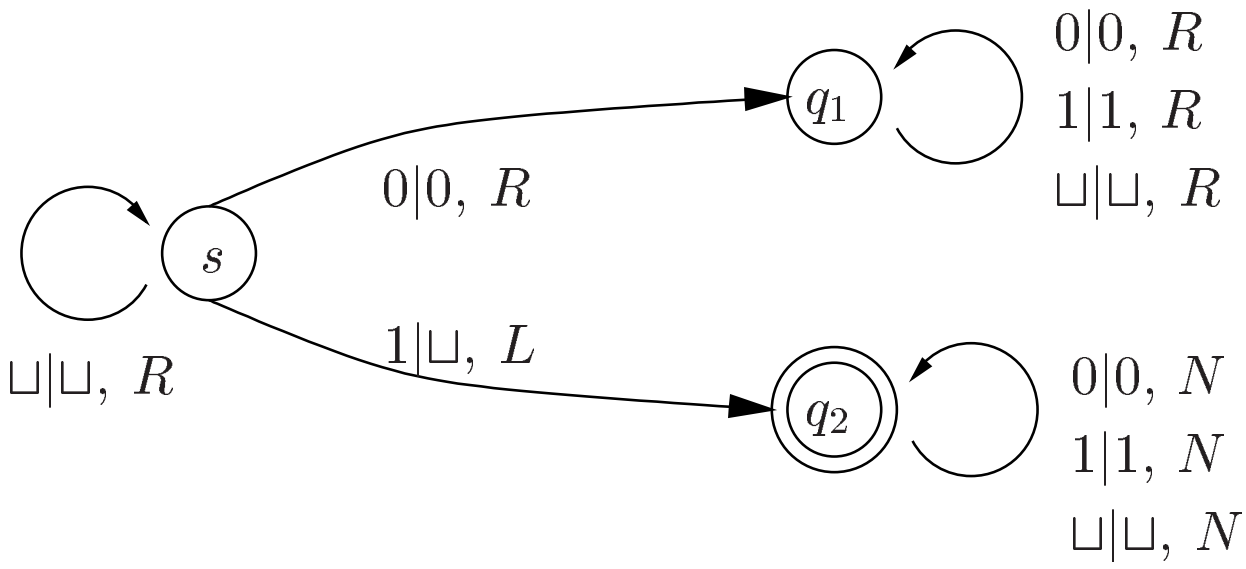
- Die TM stoppt nicht, falls die Eingaben nicht mit Eins beginnt.

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 $f\colon \Sigma^* \to \Gamma^*$.

Beispiel-Turingmaschine

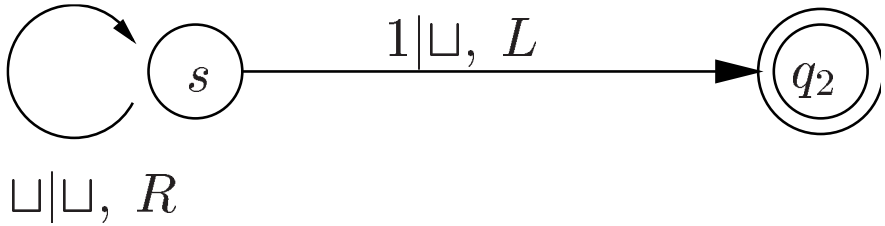


- Die Turing-Maschine realisiert also eine partielle Funktion $f\colon \Sigma^* \to \Gamma^*$.
- Im Beispiel ist

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

Bemerkungen zur TM

- 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.

Definitionen zur TM

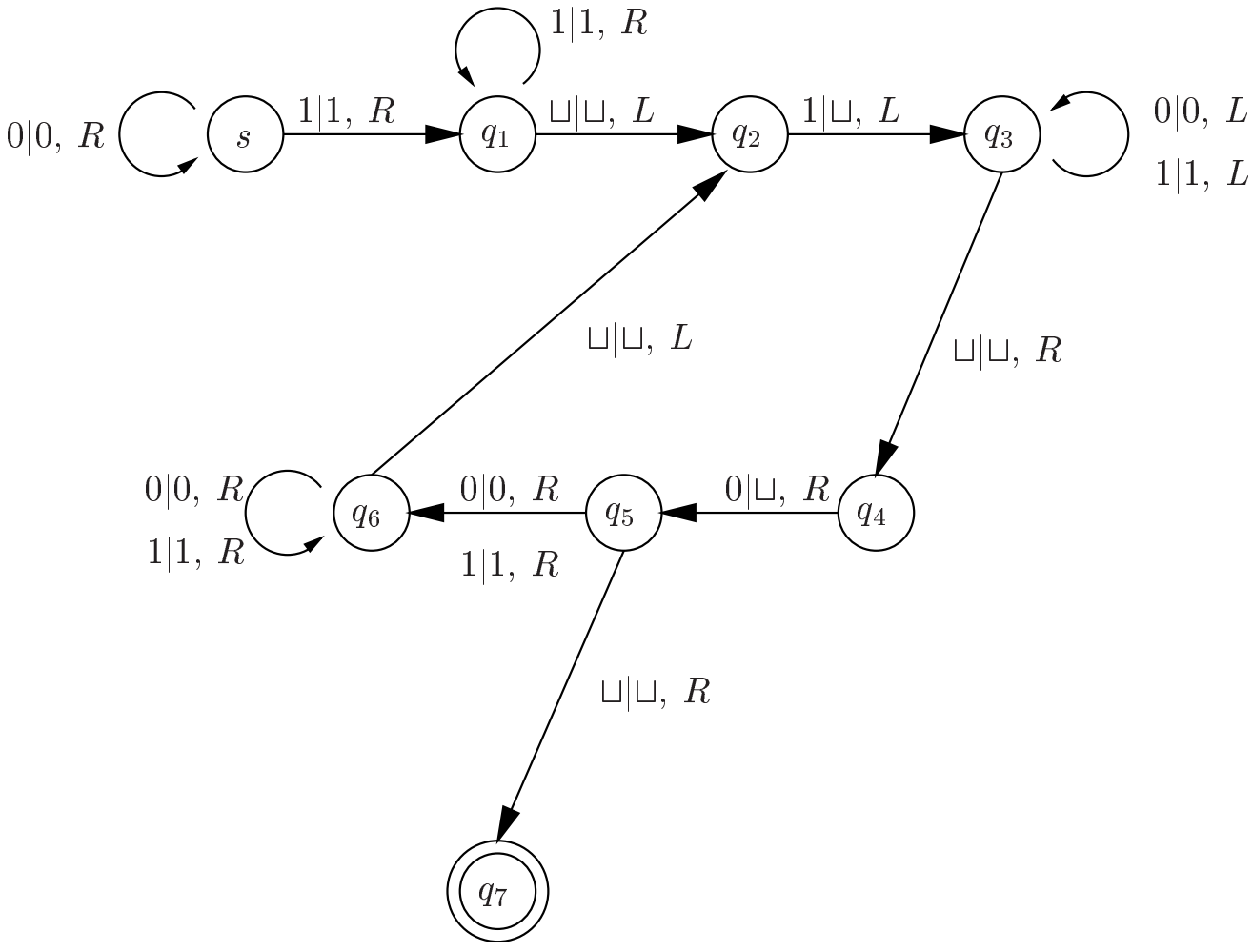
- Eine Turing-Maschine **akzeptiert** eine Eingabe $w \in \Sigma^*$, wenn sie nach Lesen von w in einem Zustand aus F stoppt.
- Sie **akzeptiert** eine Sprache L genau dann, wenn sie ausschließlich Wörter aus $w \in L$ als Eingabe akzeptiert.
- Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ heißt **rekursiv** oder **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.

Notation: Konfiguration

- 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.

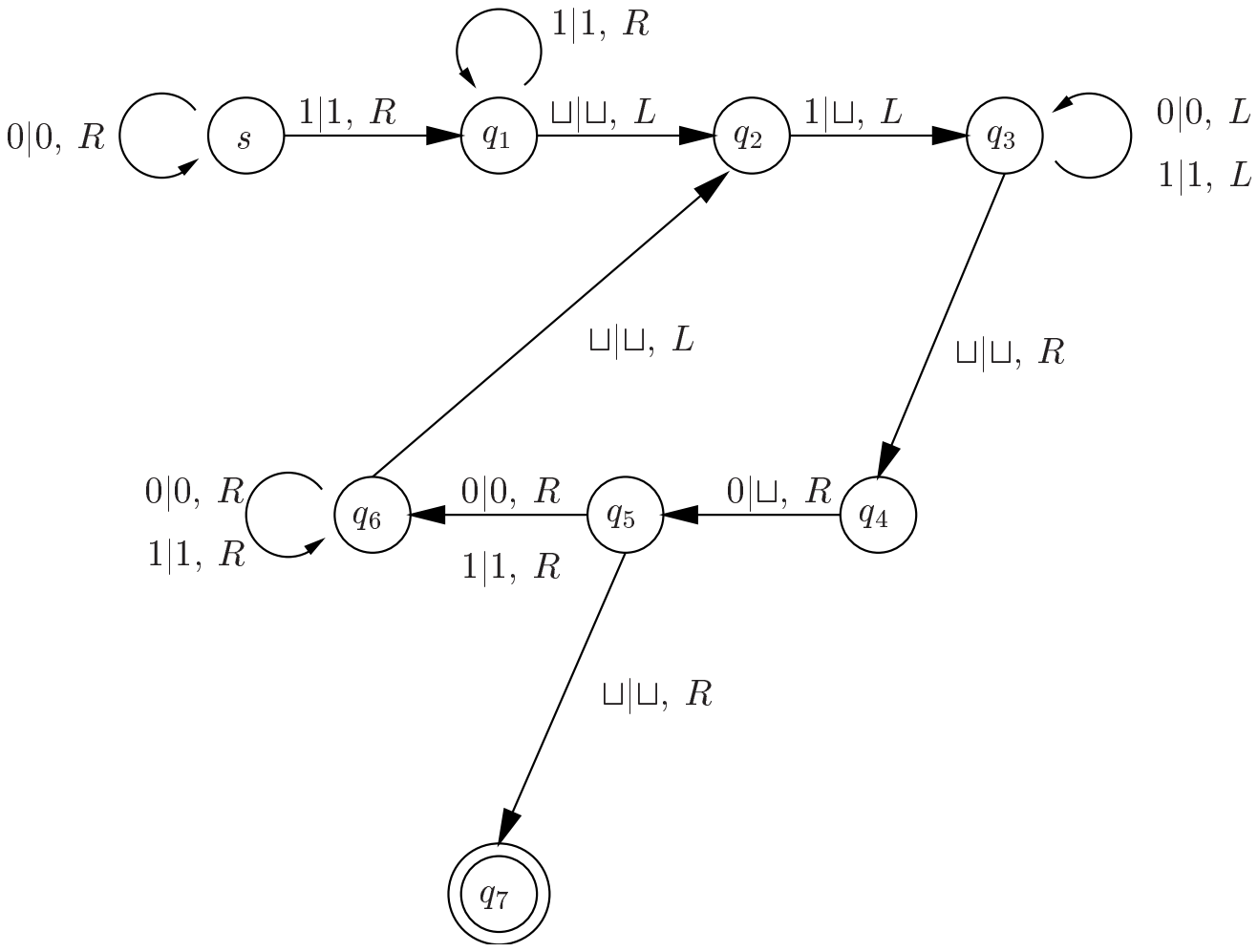
Beispiel: Konfiguration



TM akzeptiert $\{0^n1^n : n \geq 1\}$.

Eingabe: 0011

Beispiel: Konfiguration



$\sqcup(s)0011$
$0(s)011$
$00(s)11$
$001(q_1)1$
$0011(q_1)\sqcup$
$001(q_2)1$
$00(q_3)1$
$0(q_3)01$
$\sqcup(q_3)001$
$\sqcup(q_3)\sqcup001$
$\sqcup(q_4)001$
$\sqcup(q_5)01$
$0(q_6)1$
$01(q_6)\sqcup$
$0(q_2)1$
$\sqcup(q_3)0$
$\sqcup(q_3)\sqcup0$
$\sqcup(q_4)0$
$\sqcup(q_5)\sqcup \quad \sqcup(q_7)\sqcup$

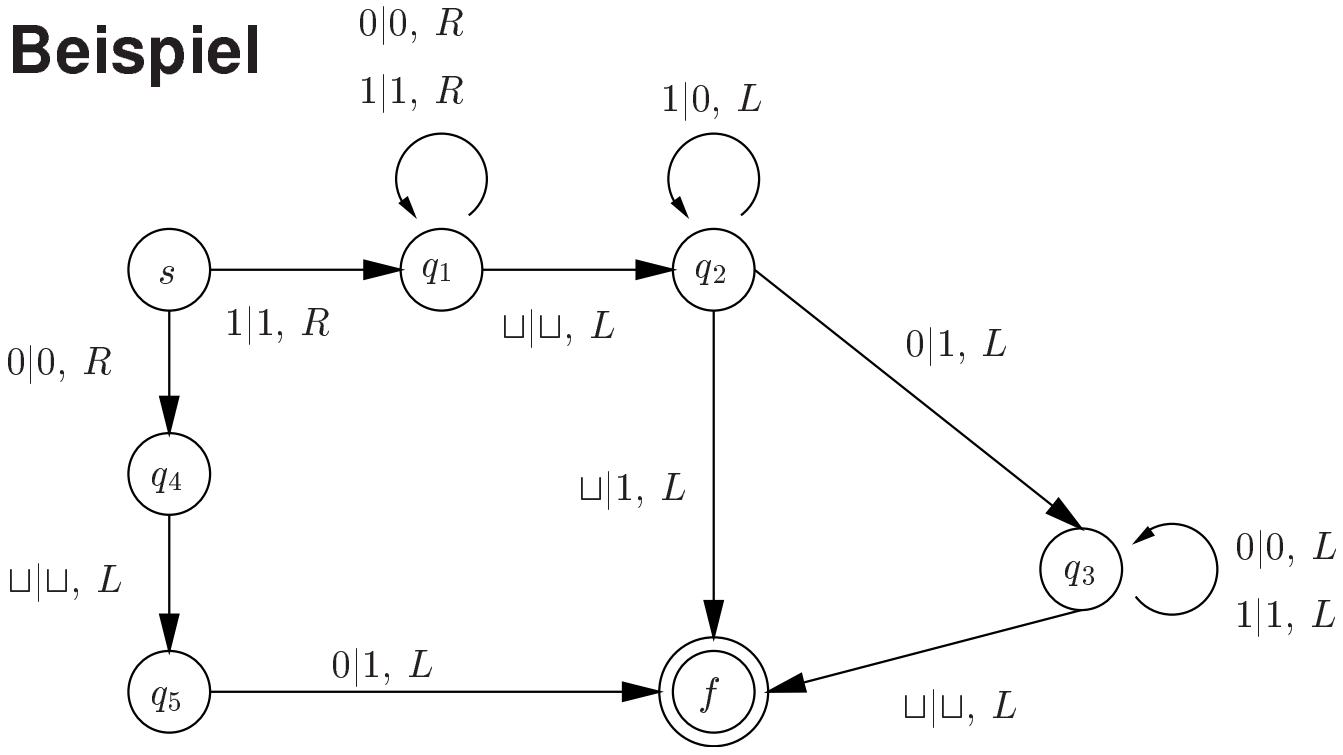
Definition: berechenbar / totalrekursiv

- Eine Funktion $f\colon \Sigma^* \to \Gamma^*$ 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 $f\colon \Sigma^* \to \Gamma^*$, falls gilt:

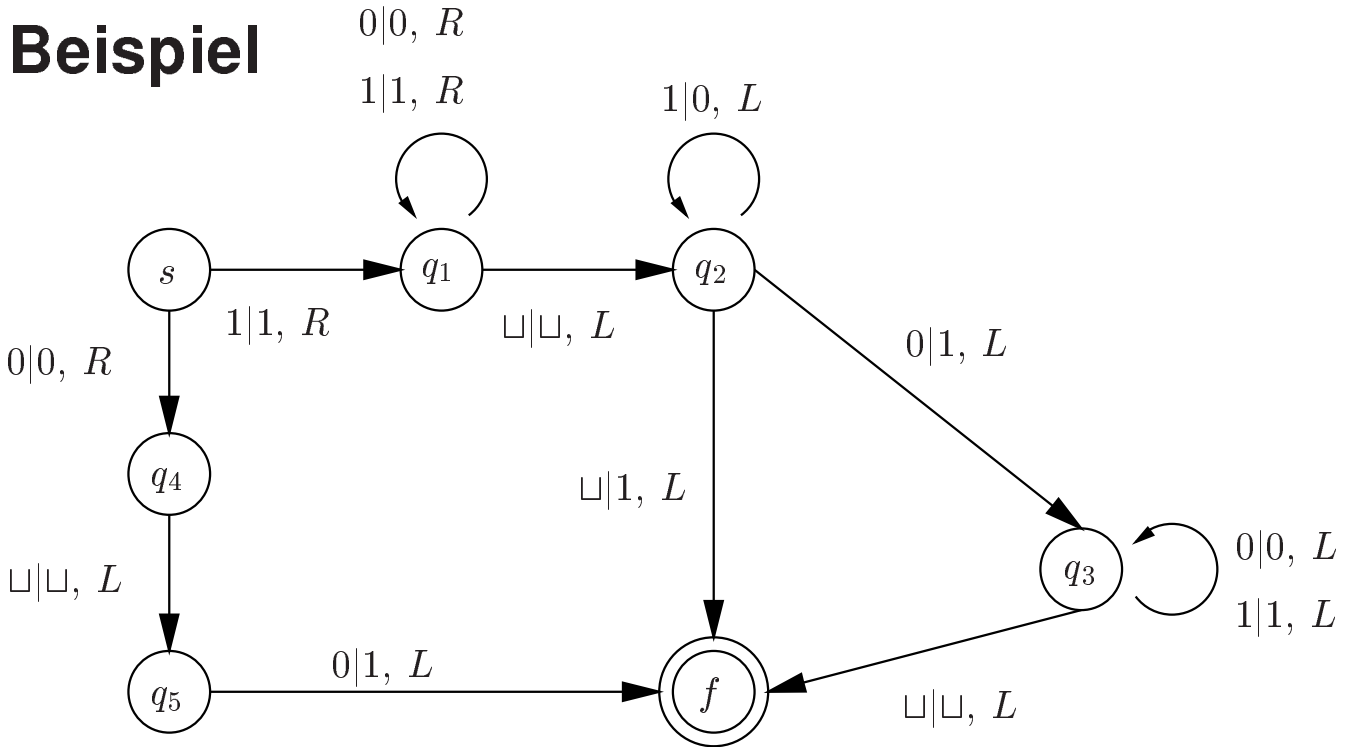
$$f(w) = \begin{cases} \text{Ausgabe der Turing-Maschine, wenn sie bei Eingabe } w \text{ stoppt} \\ \text{undefiniert sonst} \end{cases}$$

Beispiel



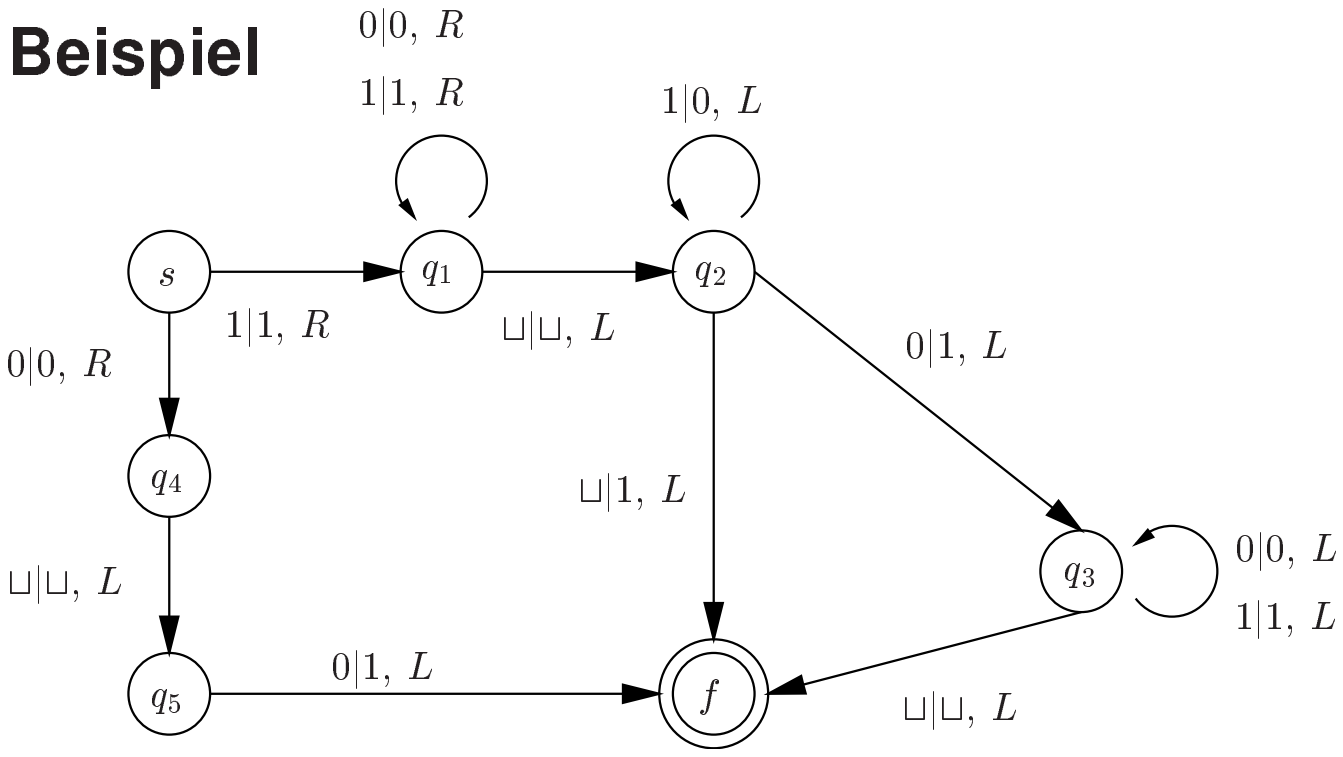
- Fasse die Eingabe *w* als binäre Zahl auf
- Es sollen nur Eingaben ohne führende Nullen und die Null selbst akzeptiert werden.
- Addiere zur Eingabe $w \in (0 \cup 1)^*$ eine Eins

Beispiel



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

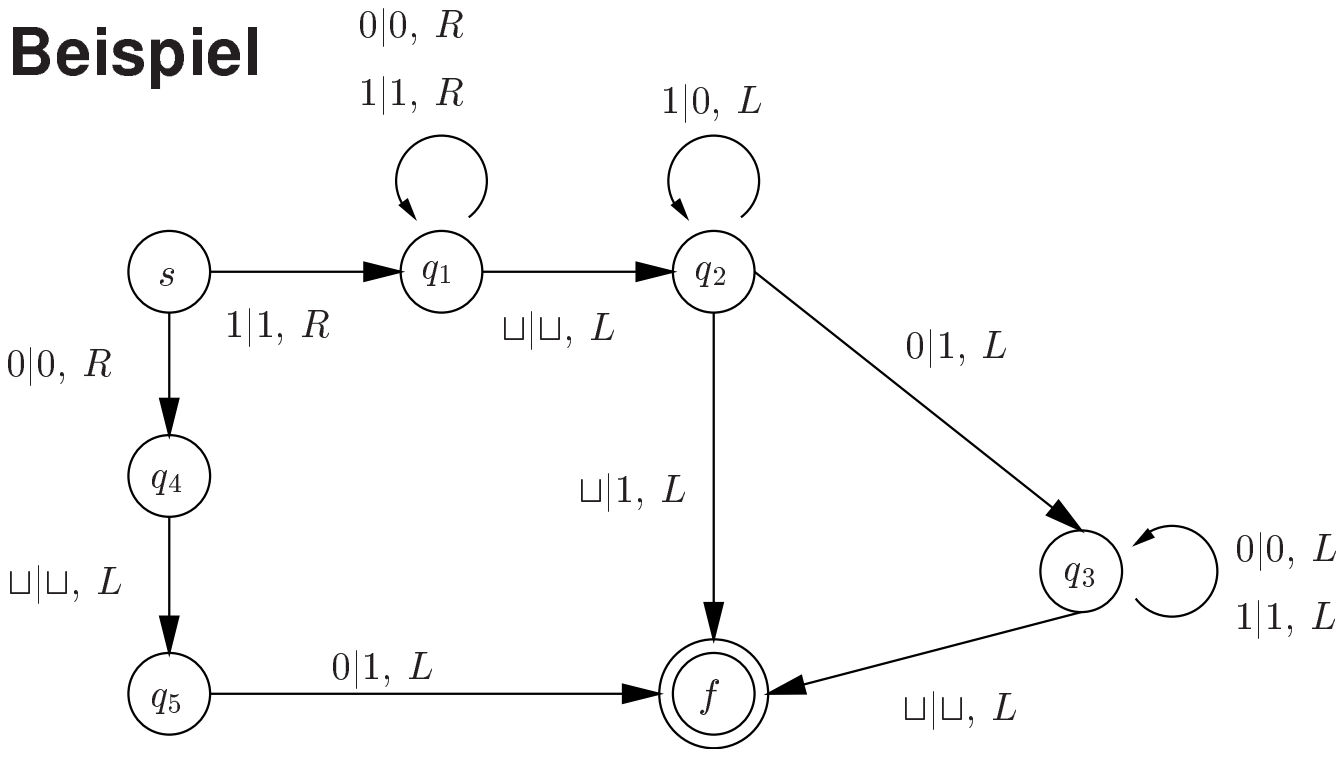
Beispiel



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 und Berechenbarkeit

Karlsruher Institut für Technologie

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 und Berechenbarkeit

Karlsruher Institut für Technologie

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.

Korollar

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

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

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

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