Grundlagen der Theoretischen Informatik

Turingmaschinen und rekursiv aufzählbare Sprachen (III)

27.06.2019

Viorica Sofronie-Stokkermans

e-mail: sofronie@uni-koblenz.de

Übersicht

1. Motivation
2. Terminologie
3. Endliche Automaten und reguläre Sprachen
4. Kellerautomaten und kontextfreie Sprachen
5. Turingmaschinen und rekursiv aufzählbare Sprachen
6. Berechenbarkeit, (Un-)Entscheidbarkeit
7. Komplexitätsklassen P und NP

TM-Flussdiagramme

Folgende Elemente stehen zur Verfügung:

- L: eine DTM, die nach dem Starten ein Feld nach links geht und danach hält.
- R: eine DTM, die nach dem Starten ein Feld nach rechts geht und danach hält.
- a: TM, die a auf das Band schreibt und danach hält.

- Startschritt: mit einer Pfeilspitze $>$ bezeichnet

TM-Flussdiagramme

- $\mathcal{M}_1 \longrightarrow \mathcal{M}_2$ oder abgekürzt $\mathcal{M}_1\mathcal{M}_2$ (falls $\mathcal{M}_1$, $\mathcal{M}_2$ die Flußdiagramme zweier DTM sind): eine DTM die zuerst wie $\mathcal{M}_1$ arbeitet und dann, falls $\mathcal{M}_1$ hält, wie $\mathcal{M}_2$ weiterarbeitet.

- $\mathcal{M}_1 \xrightarrow{a} \mathcal{M}_2$: $\mathcal{M}_2$ wird nur dann aufgeführt, wenn nach der Beendigung von $\mathcal{M}_1$ der aktuelle Bandbuchstabe a ist.

- Sind $\mathcal{M}_0, \mathcal{M}_1, \ldots, \mathcal{M}_n$ Turing-Maschinen, $a_i \in \Sigma$ für $1 \leq i \leq n$, so ist

$$
\begin{array}{cll}
 & \mathcal{M}_1 & \\
 & \uparrow^{a_1} & \\
> & \mathcal{M}_0 \stackrel{a_2}{\to} \mathcal{M}_2 & \\
 & \downarrow^{a_n} & \ddots \\
 & \mathcal{M}_n &
\end{array}
$$

  die Turing-Maschine, die zuerst wie $\mathcal{M}_0$ arbeitet und dann, falls $\mathcal{M}_0$ mit dem Buchstaben a_i auf dem Arbeitsfeld hält, wie $\mathcal{M}_i$ weiterarbeitet.

TM-Flussdiagramme

$\boldsymbol{\sigma}$ — eine Schreibabkürzung für einen beliebigen Buchstaben aus Σ.

- Die Maschine $\mathcal{M} \stackrel{\sigma}{\rightarrow} \ldots \sigma$ zum Beispiel ist eine Abkürzung für

$$
\begin{array}{lll}
 & & \ldots a_1 \\
 & & \uparrow^{a_1} \\
> & & \mathcal{M} \stackrel{a_2}{\rightarrow} \ldots a_2 \\
 & & \downarrow^{a_n} \qquad \ddots \\
 & & \ldots a_n
\end{array}
$$

  falls $\Sigma = \{a_1, \ldots, a_n\}$ ist.

Weitere Schreibabkürzungen sind:

- $\mathcal{M}_1 \xrightarrow{\sigma \neq a} \mathcal{M}_2$: $\mathcal{M}_2$ wird nur dann aufgeführt, wenn $\mathcal{M}_1$ hält und Lesekopf auf einem Buchstaben, der nicht a ist positioniert ist.

- $\boldsymbol{\mathcal{M}_1} \stackrel{a,b}{\rightarrow} \boldsymbol{\mathcal{M}_2}$ falls nach der Ausführung von $\mathcal{M}_1$ sowohl für den Bandbuchstaben a als auch für b nach $\mathcal{M}_2$ verzweigt werden soll.

Beispiele: Letzte Vorlesung

Beispiel:

Die DTM $\mathcal{M}^+ = (\{s, q_1, q_2, q_3, q_4\}, \{|, \#\}, \delta, s)$ addiert zwei natürliche Zahlen in Unärdarstellung.

Sie rechnet

$$s, \#|^n\#|^m\underline{\#} \ \vdash^*_{\mathcal{M}^+} \ h, \#|^{n+m}\underline{\#}$$

Der Trick: Sie löscht den letzten Strich von $|^m$ und schreibt ihn in den Zwischenraum zwischen $|^n$ und $|^m$.

Das Flußdiagramm zur DTM:

$$\begin{tikzcd} > L \arrow[r, "|"] \arrow[d, "\#"] & L \arrow[loop above, "|"] \arrow[r, "\#"] & {|R} \arrow[loop above, "|"] \arrow[r, "\#"] & L\# \\ \# \end{tikzcd}$$

Beispiele: Letzte Vorlesung

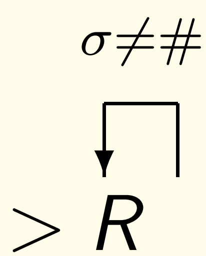
Die folgenden Turing-Maschinen werden wir als Bestandteile von komplexeren Turing-Maschinen später noch häufig benutzen.

Beispiel: ($R_{\#}$)

$R_{\#}$ bewegt nur den Kopf, ohne zu schreiben:

- Sie geht mindestens einmal nach rechts.
- Dann geht sie solange weiter nach rechts, bis sie ein $\#$ liest.

Die folgende Turing-Maschine $R_{\#}$ läuft zum ersten Blank rechts von der momentanen Position.



Beispiele: Letzte Vorlesung

Beispiel: ($L_{\#}$) Analog funktioniert die DTM $L_{\#}$:

- Sie geht mindestens einmal nach links.
- Dann geht sie solange weiter nach links, bis sie ein $\#$ liest.

$$\begin{tikzcd} > L \arrow[loop above, "\sigma\neq\#"] \end{tikzcd}$$

TM-Flussdiagramme

Beispiel: ($\mathscr{C}$) Die folgende DTM $\mathscr{C}$ erhält als Eingabe einen String Einsen.

Sie rechnet so:

- Sie bewegt sich nach links auf das Blank vor das Eingabewort,
- geht das Eingabewort von links nach rechts durch,
- merkt sich jeweils ein Zeichen σ von w, markiert die aktuelle Position, indem sie σ mit $\#$ überschreibt,
- und kopiert das Zeichen σ.
- Sie verwendet dabei die Maschinen $L_\#$ und $R_\#$, die wir schon definiert haben.

$$\begin{array}{l} > L_\# R \xrightarrow{\sigma \neq \#} \# R_\# R_\# \sigma L_\# L_\# \sigma \\ \qquad\;\; \downarrow^{\#} \\ \qquad\;\; R_\# \end{array}$$

TM-Flussdiagramme

Beispiel: Die DTM $\mathscr{S}_R$ bewirkt eine "Verschiebung nach rechts", das heißt, wenn $\mathscr{S}_R$ das Alphabet Σ besitzt, rechnet sie

$$s, w_1\underline{\#}w_2\#w_3 \vdash^*_{\mathscr{S}_R} h, w_1\#\underline{\#}w_2 w_3$$

für alle Wörter $w_1, w_3 \in \Sigma^*$ und $w_2 \in (\Sigma - \{\#\})^*$. (Entgegen der sonstigen Konvention startet sie zwischen zwei Eingabewörtern.)
Sie arbeitet so:

$$\mathscr{S}_R: \quad \begin{tikzcd} > R_\# L \arrow[r, "\sigma \neq \#"] \arrow[d, "\#"] & R\sigma L \arrow[l, bend right] \\ R\# \end{tikzcd}$$

TM-Flussdiagramme

Beispiel: Dazu invers arbeitet die Maschine $\mathscr{S}_L$, die einen “shift nach links” bewirkt. Sie rechnet

$$s, w_1\#w_2\underline{\#}w_3 \vdash^*_{\mathscr{S}_L} h, w_1w_2\underline{\#}\#w_3$$

für alle $w_1, w_3 \in \Sigma^*, w_2 \in (\Sigma - \{\#\})^*$. Sie ist definiert als

$$\begin{tikzcd} \mathscr{S}_L: \quad > L_\# R \arrow[r, "\sigma \neq \#"] \arrow[d, "\#"] & L\sigma R \arrow[l, bend right] \\ L\# \end{tikzcd}$$

Varianten von Turing-Maschinen

Variationen von Turing-Maschinen

Standard-DTM

Die Turing-Maschine, die wir bisher kennen, . . .

- ist determiniert
- hat ein einseitig unbeschränktes Band (**Halbband**).

Ab jetzt nennen wir sie auch:

Standard-Turing-Maschine (Standard-DTM oder kurz DTM)

Variationen von Turing-Maschinen

Turing-Maschinen, die nie hängen

Gegeben:

Eine Turing-Maschine $\mathcal{M}$, mit Eingabge $\#w\underline{\#}$

Daraus konstruieren wir eine DTM $\mathcal{M}'$, die

- dasselbe berechnet wie $\mathcal{M}$
- **nie hängt**.

Variationen von Turing-Maschinen

Konstruktion der TM, die nie hängt

Das Bandende ist am Anfang ein Zeichen links vom Eingabewort

DTM $\mathcal{M}'$ rechnet so:

- Sie verschiebt die Eingabe ein Zeichen nach rechts.
- Dann druckt sie ganz links ein **Sonderzeichen** α,
  das das **Bandende** anzeigt.
- Ab dann rechnet sie wie $\mathcal{M}$.
- Aber:
  Wenn sie α erreicht, bleibt sie dort stehen und druckt immer wieder α.

Variationen von Turing-Maschinen

Eigenschaften der nicht-hängenden DTM

- $\mathcal{M}'$ hält für Eingabe w gdw $\mathcal{M}$ hält für Eingabe w.
- $\mathcal{M}'$ hängt nie.
  Wenn $\mathcal{M}$ hängt, rechnet $\mathcal{M}'$ unendlich lang.

O.B.d.A. sollen alle Turing-Maschinen, die wir von jetzt an betrachten, nie hängen.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band (zw-DTM)

- Die Definition der Maschine bleibt gleich.
- Die Definition der **Konfiguration** ändert sich.
- Sie hat immer noch die Form $q, w\underline{a}u$, aber:
  - w umfasst analog zu u alle Zeichen bis zum letzten nicht-Blank links vom Schreib-/Lesekopf.
  - $w = \epsilon$ bzw. $u = \epsilon$ bedeutet, dass links bzw. rechts vom Schreib-/Lesekopf nur noch Blanks stehen.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Definition (DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band, zw-DTM)
Eine **Turing-Maschine mit zweiseitig unbeschränktem Band (zw-DTM)** ist eine DTM, für die die Begriffe der Konfiguration und der Nachfolgekonfiguration wie folgt definiert sind:

Eine **Konfiguration** C einer zw-DTM $\mathcal{M} = (K, \Sigma, \delta, s)$ ist von der Form

$$C = q, w\underline{a}u$$

Dabei ist

- $q \in K \cup \{h\}$ der aktuelle Zustand,
- $w \in (\Sigma - \{\#\})\Sigma^* \cup \{\epsilon\}$ der Bandinhalt links des Kopfes,
- $a \in \Sigma$ das Zeichen unter dem Kopf, und
- $u \in \Sigma^*(\Sigma - \{\#\}) \cup \{\epsilon\}$ der Bandinhalt rechts des Kopfes.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Definition (Forts.)

$C_2 = q_2, w_2\underline{a_2}u_2$ heißt **Nachfolgekonfiguration** von $C_1 = q_1, w_1\underline{a_1}u_1,$

in Zeichen $C_1 \vdash_{\mathcal{M}} C_2$, falls es einen Übergang $\delta(q_1, a_1) = (q_2, b)$ gibt, mit:

Fall 1: $b \in \Sigma$**.** Dann $w_1 = w_2, u_1 = u_2$ und $a_2 = b$.

Fall 2: $b = L$**.** Für u_2: Wenn $a_1{=}\#$ und $u_1{=}\epsilon$ ist, dann $u_2{=}\epsilon$, sonst $u_2{=}a_1u_1$.
Für a_2 und w_2: Wenn $w_1{=}\epsilon$ ist, dann $w_2{=}\epsilon$ und $a_2{=}\#$; sonst $w_1{=}w_2a_2$.

Fall 3: $b = R$**.** Für w_2: Wenn $a_1{=}\#$ und $w_1{=}\epsilon$ ist, dann $w_2{=}\epsilon$, sonst $w_2{=}w_1a_1$.
Für a_2 und u_2: Wenn $u_1{=}\epsilon$ ist, dann $u_2{=}\epsilon$ und $a_2{=}\#$; ansonsten $u_1{=}a_2u_2$.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Theorem (Simulation von zw-DTM durch DTM)
Zu jeder zw-DTM $\mathcal{M}$, die eine Funktion f berechnet oder eine Sprache L akzeptiert, existiert eine Standard-DTM $\mathcal{M}'$, die ebenfalls f berechnet bzw. L akzeptiert.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Theorem (Simulation von zw-DTM durch DTM)
Zu jeder zw-DTM $\mathcal{M}$, die eine Funktion f berechnet oder eine Sprache L akzeptiert, existiert eine Standard-DTM $\mathcal{M}'$, die ebenfalls f berechnet bzw. L akzeptiert.

Beweis Sei $w = a_1 \ldots a_n$ die Eingabe für $\mathcal{M} = (K, \Sigma, \delta, s)$.

Dann sieht das beidseitig unendliche Band zu Beginn der Rechnung so aus:

$$\ldots \#\#\# a_1 \ldots a_n \underline{\#} \# \ldots$$

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) **Idee:**

- $\mathcal{M}$ hat quasi zwei unendlich lange Halbbänder.
- Ziel ist, den Inhalt beider Halbbänder von $\mathcal{M}$ auf einem unterzubringen.
- Dazu: Den Teil des Bandes, der zwei Zeichen links vom Input w beginnt, umklappen:

$$\begin{array}{ll} \text{Spur 1} & \# \, \# \ldots \# \, \# \\ \text{Spur 2} & \# \, a_1 \ldots a_n \, \underline{\#} \end{array} \; \cdots$$

- Die DTM $\mathcal{M}'$ hat zwei **Spuren**, d.h. zwei Reihen von Zeichen, die auf demselben Band untergebracht (kodiert) sind.
- Das Bandalphabet von $\mathcal{M}'$ ist $\Sigma' \supseteq \Sigma \times \Sigma$.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) Sei $\mathcal{M}' = (\ K', \Sigma', \delta', s\ )$. $\mathcal{M}'$ rechnet so:

- $\mathcal{M}'$ legt zunächst eine zweite Spur an,
- simuliert dann die Arbeit von $\mathcal{M}$, und
- transformiert dann das Ergebnis wieder auf nur eine Spur herunter.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) **Erste Phase der Rechnung:**

$\mathcal{M}'$ rechnet

$$s, \#a_1 \ldots a_n\underline{\#} \ \vdash^*_{\mathcal{M}'} \ q, \$ \begin{array}{c} \# \# \ldots \# \# \\ \# a_1 \ldots a_n \underline{\#} \end{array} \# \ldots$$

Die zweite Spur wird nur so weit wie nötig angelegt.

Mit dem Symbol \$ markiert $\mathcal{M}'$ das Ende des Halbbands, damit sie nicht hängenbleibt.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) **Zweite Phase der Rechnung:**

$\mathcal{M}'$ simuliert $\mathcal{M}$.

Dabei muß sie sich immer merken, auf welcher der beiden Spuren sie gerade arbeitet.

Deshalb definieren wir $K' \supseteq K \times \{1, 2\}$.

(q, i) bedeutet, dass die simulierte Maschine $\mathcal{M}$ im Zustand q ist und $\mathcal{M}'$ auf Spur i arbeitet.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) Für die Simulation von $\mathcal{M}$ durch $\mathcal{M}'$ soll nun gelten:

$\mathcal{M}$ erreicht von $s, \# \vdots \# w \underline{\#}$ aus eine Konfiguration $q, u_1 b \vdots a u_2$

<u>gdw</u>

$\mathcal{M}'$ rechnet $p, \$ {\#\atop\#}{\cdots\atop w}{\#\atop\underline{\#}}\# \vdash^*_{\mathcal{M}'} p', \$ {b\atop a}{u_1^R\atop u_2}{\#\atop\#}\ldots{\#\atop\#}\#$

($\vdots$ steht in beiden Konf. zwischen denselben zwei Bandpositionen (an denen das Band "umklappt"))

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) $\mathcal{M}'$ simuliert $\mathcal{M}$ wie folgt:

- Wenn $\mathcal{M}'$ das Zeichen \$ erreicht, wechselt sie die Spur.
- Wenn die simulierte Maschine $\mathcal{M}$ nach rechts (links) geht, geht $\mathcal{M}'$ nach rechts (links) auf Spur 2 und nach links (rechts) auf Spur 1.
- Wenn $\mathcal{M}'$ ein $\#$ erreicht (d.h. sie erreicht den Bandteil, wo noch nicht zwei Spuren angelegt sind), macht sie daraus ${\#\atop\#}$.

Gilt etwa $\delta_{\mathcal{M}}(q, a) = (q', L)$, so muß in $\mathcal{M}$ gelten:

- $\delta_{\mathcal{M}'}\big((q, 2), {x \atop a}\big) = \big((q', 2), L\big)$ für alle möglichen x,
- $\delta_{\mathcal{M}'}\big((q, 1), {a \atop x}\big) = \big((q', 1), R\big)$ (auf der oberen Spur ist der Inhalt des "linken Halbbandes" revers notiert, deshalb muß hier die Laufrichtung entgegengesetzt sein).

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.)

Außerdem gilt immer:

- $\delta_{\mathcal{M}'}\big((q,1),\$\big) = \big((q,2),R\big)$
- $\delta_{\mathcal{M}'}\big((q,2),\$\big) = \big((q,1),R\big)$
  Spurwechsel beim Überschreiten von \$
- $\delta_{\mathcal{M}'}\big((q,i),\#\big) = \big(q,i),\genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#}\big)$
  Erzeugen eines neuen Doppelspurstücks
- etc.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.)

Wenn dann $\mathcal{M}$ mit $h, u\underline{\#}$ hält, dann erreicht $\mathcal{M}'$ eine Konfiguration, die eine der folgenden Formen hat:

$$(i) \qquad (h,1), \$ \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \ldots \genfrac{}{}{0pt}{}{\overline{\#}}{\#} \genfrac{}{}{0pt}{}{u^R}{\#\cdots\#} \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \ldots \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \text{ oder}$$

$$(ii) \qquad (h,2), \$ \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \ldots \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \genfrac{}{}{0pt}{}{\#\cdots\#}{u} \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\underline{\#}} \ldots \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \text{ oder}$$

$$(iii) \qquad (h,2), \$ \genfrac{}{}{0pt}{}{u_1^R}{u_2\underline{\#}} \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \ldots \genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#} \text{ mit } u_1 u_2 = u.$$

Bei Konfigurations-Form (iii) kann entweder das u_1^R über das u_2 "hinausragen" oder umgekehrt.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Beweis (Forts.) **Dritte Phase der Rechnung:**

Die Simulation von $\mathcal{M}$ ist abgeschlossen.

$\mathcal{M}'$ muß nun den Bandinhalt von zwei Spuren auf nur eine heruntertransformieren, um danach die Konfiguration $h, \#u\underline{\#}$ zu erreichen.

- $\mathcal{M}'$ macht zunächst alle $\genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#}$ rechts vom beschriebenen Bandteil zu $\#$. Für Fall (i) und (ii) löscht sie die $\genfrac{}{}{0pt}{}{\#}{\#}$ links von u^R bzw. u.
- Für Fall (iii) schiebt $\mathcal{M}'$ dann die untere Spur nach links, bis sie eine Konfiguration $q, \genfrac{}{}{0pt}{}{u_1^R}{\#\ldots\#} u_2\underline{\#}$ erreicht.
- Für Fall (i) und (iii) muß $\mathcal{M}'$ jetzt u_1^R bzw. u^R auf nur eine Spur transformieren und zugleich invertieren, sie muß also für den allgemeineren Fall (iii) $q, \$ \genfrac{}{}{0pt}{}{u_1^R}{\#\ldots\#} u_2\underline{\#} \vdash^*_{\mathcal{M}'} q', \$u_1 u_2\underline{\#}$ rechnen.
- Danach muß $\mathcal{M}'$ nur noch das \$ links löschen und nach rechts neben u laufen.

DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band

Damit hat die Standard-DTM $\mathcal{M}'$ die Arbeitsweise der zw-DTM $\mathcal{M}$ vollständig simuliert.

Also kann man mit zw-Turing-Maschinen nicht mehr berechnen als mit Standard DTMs. $\square$

Variationen von Turing-Maschinen

- Standard-DTM
- Turing-Maschinen, die nie hängen
- DTM mit zweiseitig unbeschränktem Band (zw-DTM)
- DTM mit k Halbbändern

DTM mit k Halbbändern

Definition (DTM mit k Halbbändern, k-DTM)
Eine **Turing-Maschine** $\mathcal{M} = (\ K, \Sigma_1, \ldots, \Sigma_k, \delta, s\ )$ **mit k Halbbändern** (mit je einem Kopf) ist eine Turing-Maschine mit einer Übergangsfunktion

$$\delta : K \times \Sigma_1 \times \ldots \times \Sigma_k \to$$
$$(K \cup \{h\}) \times (\Sigma_1 \cup \{L, R\}) \times \ldots \times (\Sigma_k \cup \{L, R\})$$

Eine **Konfiguration** einer k-Turing-Maschine hat die Form

$$C = q, w_1\underline{a_1}u_1, \ldots, w_k\underline{a_k}u_k.$$

DTM mit k Halbbändern

DTM mit k Halbbändern

- Die Köpfe einer k-DTM können sich **unabhängig** bewegen (sonst hätten wir nur eine DTM mit k Spuren).
- Die Definition der Nachfolgekonfiguration verläuft analog zu der Definition bei Standard-DTM.
- Für eine k-DTM, die eine Funktion $f : \Sigma_0^m \to \Sigma_0^n$ berechnet, legen wir fest, dass sowohl die m Eingabewerte als auch – nach der Rechnung – die n Ergebniswerte auf dem ersten Band stehen sollen.
- Es übertragen sich alle Begriffe wie *berechenbar, entscheidbar* etc. kanonisch auf k-DTM.

DTM mit k Halbbändern

Theorem [Simulation von k-DTM durch DTM]
Zu jeder k-DTM $\mathcal{M}$, die eine Funktion f berechnet (resp. eine Sprache L akzeptiert), existiert eine DTM $\mathcal{M}'$, die ebenfalls f berechnet (resp. L akzeptiert).

Beweis: nächste Vorlesung