

Automaten und Formale Sprachen

SoSe 2013 in Trier

Henning Fernau

Universität Trier

fernau@uni-trier.de

24. Juli 2013

Automaten und Formale Sprachen

Gesamtübersicht

- Organisatorisches
- Einführung
- **Endliche Automaten und reguläre Sprachen**
- Kontextfreie Grammatiken und kontextfreie Sprachen
- Chomsky-Hierarchie

Endliche Automaten und reguläre Sprachen

1. Deterministische endliche Automaten
2. Nichtdeterministische endliche Automaten
3. Reguläre Ausdrücke
4. Nichtreguläre Sprachen
5. **Algorithmen mit / für endliche Automaten**

Wann ist nun ein DEA A nicht minimal ?

- Wenn es nicht-erreichbare Zustände gibt, d.h. es gibt q mit $(q_0, y) \vdash_A^* (q, \lambda)$ für kein Wort $y \in \Sigma^*$.

Im Folgenden: A hat nur erreichbare Zustände! (s.u.)

- Wenn es Zustände $q \neq q'$ gibt mit

$$\forall w \exists p, p' \in Q : |\{p, p'\} \cap F| \neq 1 \implies ((q, w) \vdash_A^* (p, \lambda) \iff (q', w) \vdash_A^* (p', \lambda))$$

d.h. q und q' sind nicht *trennbar*, sondern *äquivalent*.

Es bezeichne $[q]$ die Menge aller Zustände, die zu q äquivalent sind.

Lemma: “Nicht-Trennbarkeit” ist tatsächlich eine Äquivalenzrelation auf Q .

Beachte: Bistlang Äquivalenzrelationen auf Σ^* , jetzt auf der Zustandsmenge Q !

Eigenschaften äquivalenter Zustände

1. Sind q und q' äquivalent, dann auch $\delta(q, a)$ und $\delta(q', a)$,
denn $(\delta(q, a), w) = (q, aw)$ und $(q', aw) = (\delta(q', a), w)$.
2. Sind q und q' äquivalent, dann gilt $q \in F \iff q' \in F$.

Zur Konstruktion des Minimalautomaten I

Definiere zu $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ neuen Automaten $A_{[]} = (Q_{[]}, \Sigma, \delta_{[]}, [q_0], F_{[]})$ mit

- Anfangszustand $[q_0]$
- Endzuständen $F_{[]} := \{[q] \mid q \in F\}$
- Übergangsfunktion $\delta_{[]}([q], a) := [\delta(q, a)]$

Mit A hat auch $A_{[]}$ keine nicht-erreichbaren Zustände.

Betrachte $f : Q \rightarrow Q_{[]}$ mit $f(q) := [q]$. Aus den aufgeführten Eigenschaften folgt:

Satz: f ist Automatenmorphismus; und damit gilt $L(A) = L(A_{[]})$.

Warum genau?

Zur Konstruktion des Minimalautomaten II

Satz: $A_{[\]}$ isomorph zum Minimalautomaten von A , also zu $A(L(A))$.

Beweis: Vergleiche $\equiv_{A_{[\]}}$ und \equiv_L für $L := L(A)$:

- $\equiv_{A_{[\]}}$ ist Verfeinerung von \equiv_L , da $L = L(A_{[\]})$.
- Sei $x \equiv_L y$. Für alle $w \in \Sigma^*$ ist $xw \in L \iff yw \in L$.
In A gibt es Zustände q_x mit $(q_0, x) \vdash_A^* (q_x, \lambda)$ und q_y mit $(q_0, y) \vdash_A^* (q_y, \lambda)$
sowie Zustände q_x^w und q_y^w mit $(q_x, w) \vdash_A^* (q_x^w, \lambda)$ und $(q_y, w) \vdash_A^* (q_y^w, \lambda)$.
Da $L = L(A)$, gilt: $q_x^w \in F_{[\]}$ gdw. $q_y^w \in F_{[\]}$.
Daher ist: $[q_x] = [q_y]$.
Daher gilt:

$$([q_0], x) \vdash_{A_{[\]}}^* ([q_x], \lambda) \quad \wedge \quad ([q_0], y) \vdash_{A_{[\]}}^* ([q_x], \lambda).$$

$\rightsquigarrow x \equiv_{A_{[\]}} y$.

□

Konstruktion des Minimalautomaten III

Gegeben sei DEA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$.

Schritt (a): Bestimme die Menge der von q_0 erreichbaren Zustände E !
Bezeichne E_i die Menge der in $\leq i$ Schritten erreichbaren Zustände.

- Setze $E_0 := \{q_0\}$ (und $E_{-1} := \emptyset$ Warum ist dies nötig?)

- Wiederhole

$$E_{i+1} := E_i \cup \{\delta(q, a) \mid q \in E_i \setminus E_{i-1}, a \in \Sigma\}$$

bis erstmals $E_i = E_{i+1}$ gilt.

- Dann ist $E = E_i$.
- Entferne die Zustände $Q \setminus E$ aus dem Automaten.

Alternative Darstellung

Hinweis: reflexiv-transitive Hülle der 1-Einschritt-Erreichbarkeitsrelation

Genauer: Definiere zu DEA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ die *1-Schritt-Zustandserreichbarkeitsrelation* $R_A = \{(p, q) \in Q \times Q \mid \exists a \in \Sigma : \delta(p, a) = q\}$.

Ist R_A^* die reflexiv-transitive Hülle von R_A , so ist

$$\{q \in Q \mid (q_0, q) \in R_A^*\}$$

die Menge der von q_0 erreichbaren Zustände.

Frage: Welches Verfahren ist besser ?!

Konstruktion des Minimalautomaten IV

Schritt (b): Bestimme die Äquivalenzrelation \equiv_A im nach (a) verkleinerten Automaten wie folgt mit folgendem *Markierungsalgorithmus*:

- Verwende eine Tabelle aller ungeordneten Zustandspaare $\{q, q'\}$ mit $q \neq q'$.
- Markiere alle Paare $\{q, q'\}$ als nicht-äquivalent, bei denen $|\{q, q'\} \cap F| = 1$.
- Wiederhole, solange noch Änderungen in der Tabelle entstehen:

Für jedes nicht-markierte Paar $\{q, q'\}$ und jedes $a \in \Sigma$
Teste, ob $\{\delta(q, a), \delta(q', a)\}$ bereits markiert ist.
Wenn ja \rightsquigarrow markiere $\{q, q'\}$.

- Alle am Ende nicht-markierten Paare sind äquivalent!

Gesamtaufwand (mit geeigneten Datenstrukturen und $k = |E|$ und $n = |Q|$, ohne Beweis):

$$O(k \cdot n^2)$$

Ein Beispiel:

In VL 3 haben wir zu $L = \{a, aa, ab, abb\}$ den *Präfixbaumakzeptor* konstruiert:

δ	a	b	Runde	neue markierte Paare
$\rightarrow Q_0$	Q_1	\emptyset	0	$M_0 = \{\{Q_i, \emptyset\}, \{Q_i, Q_0\} \mid i = 1, 2, 3, 4\}$
$Q_1 \rightarrow$	Q_2	Q_3	1	$\{\{Q_1, Q_2\}\}$ denn $\{\delta(Q_1, a), \delta(Q_2, a)\} \in M_0$
$Q_2 \rightarrow$	\emptyset	\emptyset	1	$\{\{Q_1, Q_3\}, \{Q_1, Q_4\}, \{Q_2, Q_3\}, \{Q_3, Q_4\}, \{Q_0, \emptyset\}\}$
$Q_3 \rightarrow$	\emptyset	Q_4	2	\emptyset
$Q_4 \rightarrow$	\emptyset	\emptyset	übriggebliebene unmarkierte Paare	
\emptyset	\emptyset	\emptyset	$\{\{Q_2, Q_4\}\}$	

Der Minimalautomat für $L = \{a, aa, ab, abb\}$ ist daher:

δ	a	b
$\rightarrow Q_0$	Q_1	\emptyset
$Q_1 \rightarrow$	Q_2	Q_3
$Q_2 \rightarrow$	\emptyset	\emptyset
$Q_3 \rightarrow$	\emptyset	Q_2
\emptyset	\emptyset	\emptyset

Andere Sprechweise: *Verschmelzung* der Zustände Q_2 und Q_4 .

Beobachte: Verschmelzung definiert (hier) Automatenmorphismus.

Warum?

Weitere Fragen an vorgegebenen DEA A : (evtl. zweiter DEA A')

- Ist $L(A) = \emptyset$? *Leerheitsproblem*
- Ist $L(A) = L(A')$? *Äquivalenzproblem*
- Ist $L(A) \subseteq L(A')$? *Teilmengenproblem*
- Ist $L(A)$ endlich ? *Endlichkeitsproblem*

Leerheitsproblem

Wir haben schon zwei Methoden kennen gelernt, die Menge E der erreichbaren Zustände zu berechnen. Die vom Automaten beschriebene Sprache ist leer gdw. E keine Endzustände enthält.

Alternativ: Betrachte zu DEA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ die *erweiterte 1-Schritt-Zustandserreichbarkeitsrelation*

$$R_{A,ext} = \{(p, q) \in Q \times Q \mid \exists a \in \Sigma : \delta(p, a) = q\} \cup F \times \{q_f\},$$

wobei $q_f \notin Q$ und mit $Q' = Q \cup \{q_f\}$ gilt $R_{A,ext} \subset Q' \times Q'$.

$L(A) = \emptyset$ gdw. $(q_0, q_f) \notin R_{A,ext}^*$.

Die Existenz einer Punkt-zu-Punkt-Verbindung kann sogar in Linearzeit $O(|Q|)$ berechnet werden. (z.B.: Dijkstras Algorithmus)

Teilmengen- und Äquivalenzproblem

Beobachte: $L(A) \subseteq L(A')$ gdw. $L(A) \setminus L(A') = \emptyset$.

Daher:

1. Aus gegebenen DEAs A und A' berechne DEA A'' mit $L(A'') = L(A) \setminus L(A')$. Dies geht direkt mit *Produktautomatenkonstruktion* wie auf Monoidebene erläutert.
2. Entscheide ob $L(A'') = \emptyset$ mit vorher skizzierten Verfahren.

Wegen $L(A) = L(A')$ gdw. $L(A) \subseteq L(A')$ und $L(A') \subseteq L(A)$ folgt damit die Entscheidbarkeit des Äquivalenzproblems.

Endlichkeitsproblem zu DEA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

Wie im Beweis zum Pumping-Lemma sieht man:

Ist $L(A)$ unendlich, so gibt es einen Zustand q , einen (evtl. leeren) Weg vom Anfangszustand q_0 nach q , einen nicht-leeren Weg von q nach q und einen (evtl. leeren) Weg von q zu einem Endzustand.

Die Umkehrung gilt sogar trivialer Weise!

Bezeichnet R_A die 1-Schritt-Zustandserreichbarkeitsrelation, so berechne

E' : die Menge der Zustände, die sowohl erreichbar als auch *co-erreichbar* sind (d.h., für alle $q \in E'$ gilt: $(q_0, q) \in R_A^*$ und $\exists q_f \in F : (q, q_f) \in R_A^*$).

Dann gilt: $L(A)$ ist unendlich gdw. $\exists q \in E' : (q, q) \in R_A^+$.

EA zur Mustersuche (Pattern Matching)

Beispiel: Finde Vorkommen des Musters (Pattern)

$$p = ababac$$

in einem Text $t \in \{a, b, c\}^*$.

Wir haben schon früher gesehen:
NEAs sind nützlich für diese Aufgabe.

In RA-artiger Notation beobachten wir:

Lemma: $t \in \Sigma^*$ enthält das Muster p gdw. $t \in \Sigma^*\{p\}\Sigma^*$.

Klar: Die Bedingung lässt sich sofort in NEA umsetzen.

Frage: Wie lassen sich hierzu DEAs nutzen ?

DEA zur Mustersuche

Vorteil wäre: Linearzeitalgorithmus zur Mustersuche.

Dagegen naiv: quadratischer Algorithmus zur Mustersuche; nämlich

Problem: Zurücksetzen bei “falschem Alarm”.

Ziel: Vermeide Potenzautomatenkonstruktion.

Wie geht das ?

Einige Hilfsbegriffe

u heißt *Teilwort* von $x \in \Sigma^*$ gdw. $x \in \Sigma^*\{u\}\Sigma^*$.

Mustersuche ist also die Suche nach Teilwörtern.

u heißt *Präfix* oder *Anfangswort* von $x \in \Sigma^*$ gdw. $x \in \{u\}\Sigma^*$.

u heißt *Suffix* oder *Endwort* von $x \in \Sigma^*$ gdw. $x \in \Sigma^*\{u\}$.

Ein Teilwort / Präfix / Suffix u von x heißt *echt* gdw. $\ell(u) < \ell(x)$.

Ein echtes Teilwort u von x , das sowohl Präfix als auch Suffix von x ist, heißt

Rand (der Breite $\ell(u)$) von x .

Beispiel: Sei $x = abacab$.

Die echten Präfixe von x sind $\lambda, a, ab, aba, abac, abaca$;

die echten Suffixe von x sind $\lambda, b, ab, cab, acab, bacab$.

Ränder von x sind λ, ab ; der Rand ab hat die Breite 2.

DEA-Konstruktionsidee für Mustersuche nach Knuth/Morris/Pratt (Matjasewitsch)

Frage: Wo darf DEA nach einem **Mismatch** wieder “einsetzen” ?

Idee: Verwende die im bisher gelesenen Präfix des Musters steckende Info !

Betrachte

Pos.	0	1	2	3	4	5	6	7	8
t	a	b	c	a	b	c	a	b	d
p	a	b	c	a	b	d			
Forts.				a	b	c	a	b	d

Die Symbole an den Positionen 0, ..., 4 haben **übereingestimmt**. Der Vergleich $c - d$ an Position 5 ergibt einen Mismatch. Das Muster kann bis Position 3 weitergeschoben werden, und der Vergleich wird ab Position 5 des Textes fortgesetzt.

Wie weit dürfen wir schieben ?

Die *Schiebedistanz* richtet sich nach dem breitesten Rand des übereinstimmenden Präfixes des Musters.

Im Beispiel ist das übereinstimmende Präfix $abcab$; es hat die Länge $j = 5$.

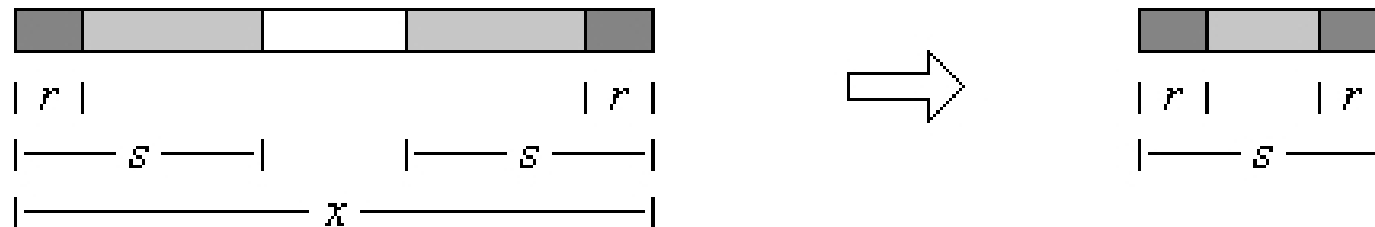
Sein breiter Rand ist ab mit der Breite $b = 2$.

Die Schiebedistanz beträgt $j - b = 5 - 2 = 3$.

Die in der *Vorlaufphase* zu gewinnende Information besteht also darin, für jedes Präfix des Musters die *Länge seines breitesten Randes* zu bestimmen.

Eine wichtige Beobachtung für die Vorlaufphase:

Lemma: Seien r, s Ränder eines Wortes x mit $\ell(r) < \ell(s)$. Dann ist r ein Rand von s .



Beweis: Das Bild zeigt schematisch x mit den Rändern r und s .

Als Rand von x ist r Präfix von x und damit, weil kürzer als s , auch echtes Präfix von s .

Aber r ist auch Suffix von x und damit echtes Suffix von s . Also ist r Rand von s .

Ist s der breiteste Rand von x , so ergibt sich der nächstschmälere Rand r von x als breitester Rand von s usw.

Ein weiterer wichtiger Begriff

Sei $x \in \Sigma^*$ und $a \in \Sigma$. Ein Rand r von x lässt sich durch a *fortsetzen*, wenn ra Rand von xa ist.

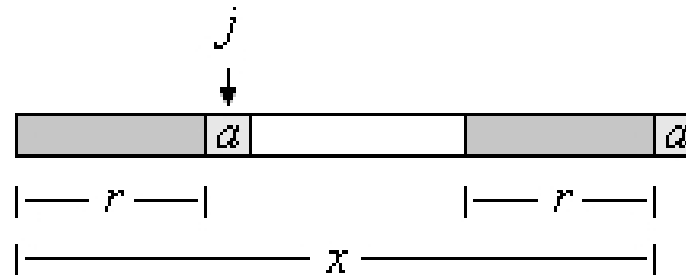


Bild \rightsquigarrow Ein Rand r der Breite j von x lässt sich durch a fortsetzen, wenn $x[j] = a$.

Die Vorlaufphase

In der Vorlaufphase wird ein Array b der Länge $m + 1$ berechnet.

Der Eintrag $b[i]$ enthält für jedes Präfix der Länge i des Musters die *Breite seines breitesten Randes* ($i = 0, \dots, m$).

Das Präfix λ der Länge $i = 0$ hat keinen Rand; daher wird $b[0] = -1$ gesetzt.



Sind die Werte $b[0], \dots, b[i]$ bereits bekannt, so ergibt sich $b[i+1]$, indem geprüft wird, ob sich ein Rand des Präfixes $p_0 \dots p_{i-1}$ durch p_i fortsetzen lässt.

Dies ist der Fall, wenn $p_{b[i]} = p_i$ ist (Bild!).

Die zu prüfenden Ränder ergeben sich nach obigem Lemma in absteigender Breite aus den Werten $b[i], b[b[i]]$ usw.

Ein Beispiel

Beispiel: Für das Muster $p = ababaa$ ergeben sich die Randbreiten im Array b wie folgt. Beispielsweise ist $b[5] = 3$, weil das Präfix $ababa$ der Länge 5 einen Rand der Breite 3 hat.

j		0	1	2	3	4	5	6
$p[j]$		a	b	a	b	a	a	
$b[j]$		-1	0	0	1	2	3	1

Die Vorlaufphase: In C-Code:

```
void kmpPreprocess()
{
    int i=0, j=-1;
    b[i]=j;
    while (i<m)
    {
        while (j>=0 && p[i]!=p[j]) j=b[j];
        i++; j++;
        b[i]=j;
    }
}
```

Knuth-Morris-Pratt Such-Algorithmus

Es werden sogar alle Treffer gemeldet.

```
void kmpSearch()
{
    int i=0, j=0;
    while (i<n)
    {
        while (j>=0 && t[i]!=p[j]) j=b[j];
        i++; j++;
        if (j==m)
        {
            report(i-j);
            j=b[j];
        }
    }
}
```

Sehen Sie den DEA ?

Ein Beispiel mit $p = ababaa$.

```

a b a b b a b a a ...
a b a b a a
   a b a b a a
       a b a b a a
           a b a b a a
               a b a ...

```

j	0	1	2	3	4	5	6
p[j]	a	b	a	b	a	a	
b[j]	-1	0	0	1	2	3	1