

Formale Grundlagen der Informatik 1

Kapitel 2

Endliche Automaten und reguläre Sprachen

Frank Heitmann

heitmann@informatik.uni-hamburg.de

7. April 2014

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabet und Wörter - Zusammengefasst

Die wichtigsten Dinge zu Alphabeten und Wörtern:

- Σ für eine Menge von Symbolen (ein Alphabet),
z.B. $\Sigma = \{a, b, c\}$ oder $\Sigma = \{0, 1\}$.
- λ oder ϵ für das leere Wort.
- Das leere Wort ist *nie in einem Alphabet Σ !*
- Konkatination:
 - Von Symbolen oder Worten: $a \cdot b = ab$, $ab \cdot cd = abcd$
 - Von Wortmengen: $\{a, ac\} \cdot \{\lambda, c\} = \{a, ac, acc\}$
- R^2, R^3 oder auch Σ^2, Σ^3 und w^2, w^3 usw. für mehrfach
Hinterinanderausführen von \cdot .
- Sonderfall: $R^0 = \{\lambda\}$ und auch $w^0 = \lambda$ (w ein Wort)
- R^+ für alle Worte, die sich durch beliebiges Aneinanderreihen
von Worten aus R bilden lassen.
- R^* wie R^+ , aber λ kommt noch hinzu.

Alphabete und Wörter - Noch zwei Notationen

Noch zwei Notationen:

Definition/Notation

Sei Σ ein Alphabet, $x \in \Sigma$ ein Symbol und $w \in \Sigma^*$ ein Wort.

- 1 Mit $|w|$ ist die Länge von w gemeint, also z.B. $|001| = 3$ und $|00111| = 5$. Außerdem ist $|\lambda| = 0$.
- 2 Mit $|w|_x$ ist die Anzahl der x in w gemeint. Z.B. ist mit $\Sigma = \{0, 1, 2\}$

$$|2202|_2 = 3, \quad |2202|_1 = 0 \quad \text{und} \quad |2202|_0 = 1.$$

Alphabete, Wörter und Sprachen

Definition

- 1 Betrachten wir Σ^* für ein Alphabet Σ , so ist Σ^* die **Menge aller endlichen Wörter** (über dem Alphabet Σ).
- 2 Jede (Teil-)Menge $L \subseteq \Sigma^*$ heißt **formale Sprache**.

Das Ziel

Ziel ist es nun einen Automaten zu haben, der bestimmte Wörter akzeptiert (und alle anderen nicht). Ein Automat akzeptiert damit eine formale Sprache!

Alphabete, Wörter und Sprachen

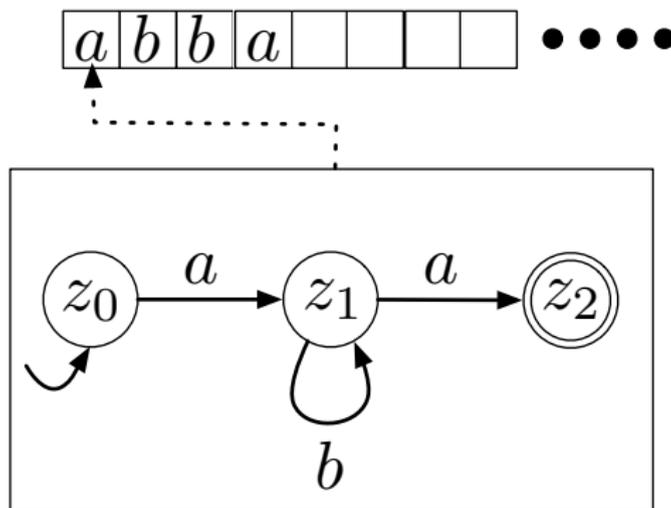
Definition

- 1 Betrachten wir Σ^* für ein Alphabet Σ , so ist Σ^* die **Menge aller endlichen Wörter** (über dem Alphabet Σ).
- 2 Jede (Teil-)Menge $L \subseteq \Sigma^*$ heißt **formale Sprache**.

Das Ziel

Ziel ist es nun einen Automaten zu haben, der bestimmte Wörter akzeptiert (und alle anderen nicht). Ein Automat akzeptiert damit eine formale Sprache!

Endliche Automaten - Beispiel



Der deterministische, endliche Automat

Definition (DFA)

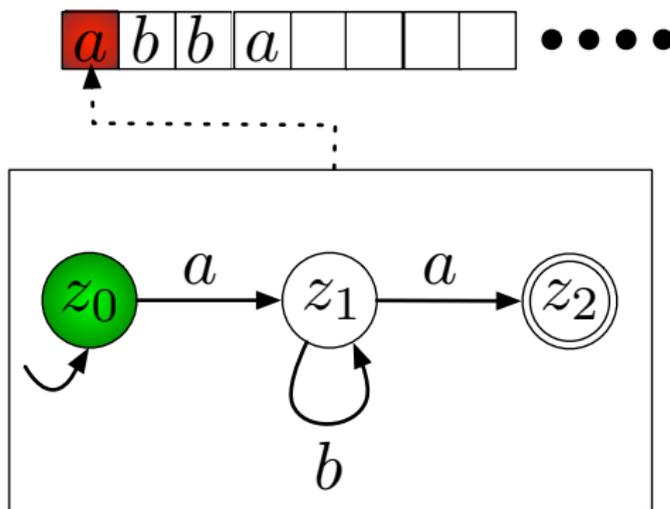
Ein **deterministischer, endlicher Automat** (DFA) ist ein 5-Tupel

$$A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$$

mit:

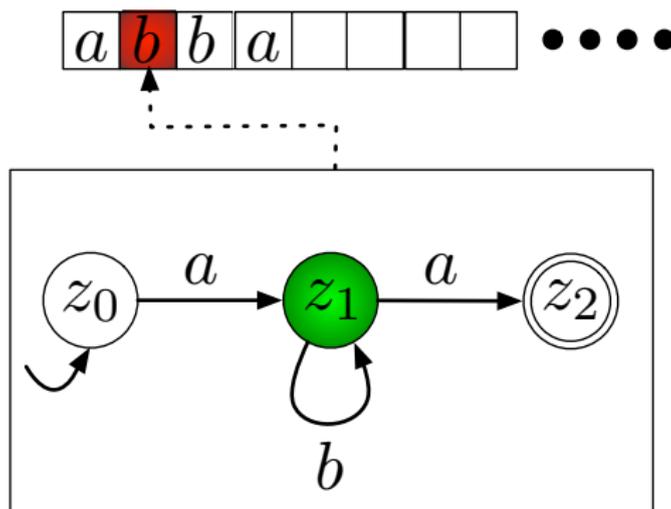
- Der endlichen Menge von *Zuständen* Z .
- Dem endlichen Alphabet Σ von *Eingabesymbolen*.
- Der *Überföhrungsfunktion* $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow Z$.
- Dem *Startzustand* $z_0 \in Z$.
- Der Menge der *Endzustände* $Z_{end} \subseteq Z$.

Ein Beispiel



$(z_0, abba)$
oder
 $\hat{\delta}(z_0, abba)$

Ein Beispiel

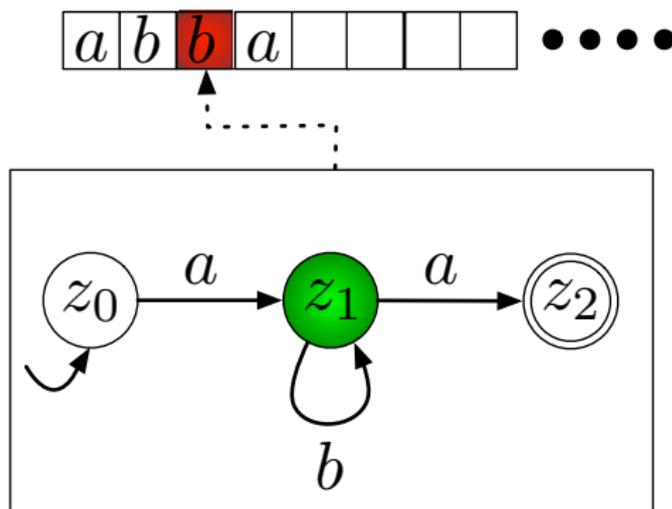


$$(z_0, abba) \vdash (z_1, bba)$$

oder

$$\hat{\delta}(z_0, abba) = \hat{\delta}(z_1, bba)$$

Ein Beispiel

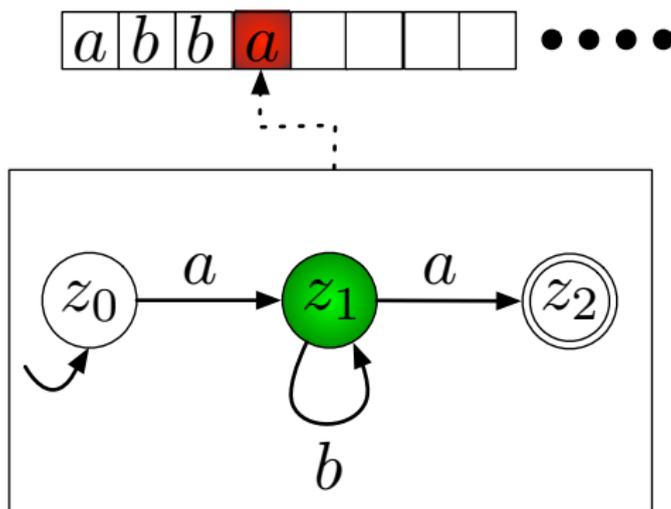


$$(z_0, abba) \vdash (z_1, bba) \vdash (z_1, ba)$$

oder

$$\hat{\delta}(z_0, abba) = \hat{\delta}(z_1, bba) = \hat{\delta}(z_1, ba)$$

Ein Beispiel

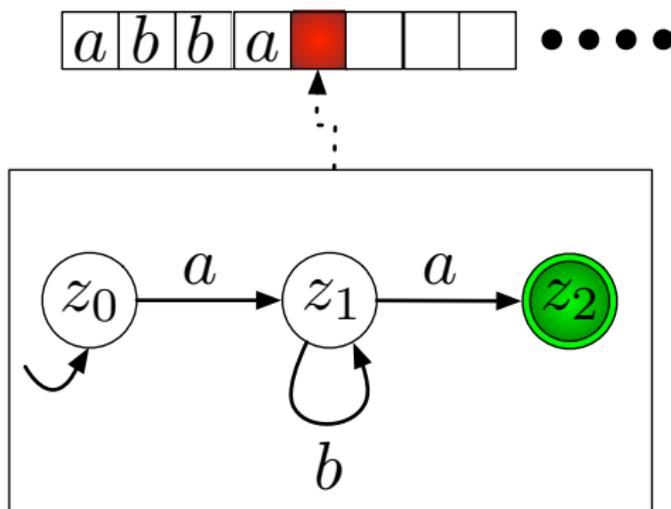


$$(z_0, abba) \vdash (z_1, bba) \vdash (z_1, ba) \vdash (z_1, a)$$

oder

$$\hat{\delta}(z_0, abba) = \hat{\delta}(z_1, bba) = \hat{\delta}(z_1, ba) = \hat{\delta}(z_1, a)$$

Ein Beispiel



$$(z_0, abba) \vdash (z_1, bba) \vdash (z_1, ba) \vdash (z_1, a) \vdash (z_2, \lambda)$$

oder

$$\hat{\delta}(z_0, abba) = \hat{\delta}(z_1, bba) = \hat{\delta}(z_1, ba) = \hat{\delta}(z_1, a) = z_2$$

Akzeptierte Sprache

Definition (Akzeptierte Sprache)

Die von einem DFA A **akzeptierte Sprache** ist die Menge

$$\begin{aligned} L(A) &:= \{w \in \Sigma^* \mid \hat{\delta}(z_0, w) \in Z_{end}\} \\ &= \{w \in \Sigma^* \mid (z_0, w) \vdash^* (z_e, \lambda), z_e \in Z_{end}\} \end{aligned}$$

Diese Menge wird auch als **reguläre Menge** bezeichnet. Die **Familie aller regulären Mengen** wird mit REG bezeichnet.

Wichtige Anmerkung

A akzeptiert ein Wort w genau dann, wenn w bis zum Ende gelesen werden kann **und** wir dann in einem Endzustand sind.

Eine Technik

Wichtiges Vorgehen

Ermittelt man für einen DFA A seine akzeptierte Sprache, so ist $L(A) = M$ zunächst eine Behauptung, die zu zeigen ist!

Wichtiges Vorgehen

Hierzu sind dann **zwei Richtungen** zu zeigen:

- $L(A) \subseteq M$. Jedes Wort, dass der Automat akzeptiert ist tatsächlich in M . Bei der Argumentation geht man von einem Wort w aus, das der Automat akzeptiert ($w \in L(A)$) und zeigt, dass dann auch $w \in M$ gilt.
- $M \subseteq L(A)$. Jedes Wort aus M wird auch von dem Automaten akzeptiert. Man geht von einem (beliebigen!) Wort aus M aus (“Sei $w \in M$, dann ...”) und zeigt, dass dieses auch von A akzeptiert wird, also in $L(A)$ ist.

Eine Technik

Wichtiges Vorgehen

Ermittelt man für einen DFA A seine akzeptierte Sprache, so ist $L(A) = M$ zunächst eine Behauptung, die zu zeigen ist!

Wichtiges Vorgehen

Hierzu sind dann **zwei Richtungen** zu zeigen:

- $L(A) \subseteq M$. Jedes Wort, das der Automat akzeptiert ist tatsächlich in M . Bei der Argumentation geht man von einem Wort w aus, das der Automat akzeptiert ($w \in L(A)$) und zeigt, dass dann auch $w \in M$ gilt.
- $M \subseteq L(A)$. Jedes Wort aus M wird auch von dem Automaten akzeptiert. Man geht von einem (beliebigen!) Wort aus M aus (“Sei $w \in M$, dann ...”) und zeigt, dass dieses auch von A akzeptiert wird, also in $L(A)$ ist.

Zusammenfassung - Begriffe

Begriffe bisher (endliche Automaten):

- DFA
- Zustände, Startzustand, Endzustände
- Überföhrungsfunktion $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow Z$
- erweiterter Überföhrungsfunktion $\hat{\delta} : Z \times \Sigma^* \rightarrow Z$
- Konfiguration, Konfigurationsübergang
- Rechnung, Erfolgsrechnung
- akzeptierte Sprache
- reguläre Menge, REG
- vollständig, initial zusammenhängend

Wichtige Anmerkung

Alle diese Begriffe sind wichtig (auf dieser Grundlage bauen wir auf).
Daher die fleissig lernen!

Noch zwei Begriffe

Definition

Ein DFA $A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$ heißt

- 1 **vollständig**, wenn zu jedem $(z, x) \in Z \times \Sigma$ ein z' existiert mit $\delta(z, x) = z'$.
- 2 **initial zusammenhängend**, wenn es zu jedem $z \in Z$ ein Wort w gibt mit $\hat{\delta}(z_0, w) = z$.

Hinweis

vollständig = jede Eingabe kann gelesen werden

initial zusammenhängend = jeder Zustand erreichbar

Konstruktion von DFAs 1

Technik

Techniken zum Konstruieren von DFAs

Methode 1: Was will ich speichern?
(Und wie sehen dann die Zustände aus?)

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Wie konstruieren wir hierfür einen DFA?

Tipp: Was wollen wir uns merken?

Definition/Notation (zur Wiederholung)

Sei Σ ein Alphabet, $x \in \Sigma$ ein Symbol und $w \in \Sigma^*$ ein Wort. Mit $|w|_x$ ist dann die Anzahl der x in w gemeint. Z.B. ist mit $\Sigma = \{0, 1, 2\}$

$$|2202|_2 = 3, \quad |2202|_1 = 0 \quad \text{und} \quad |2202|_0 = 1.$$

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Wie konstruieren wir hierfür einen DFA?

Tipp: Was wollen wir uns merken?

Definition/Notation (zur Wiederholung)

Sei Σ ein Alphabet, $x \in \Sigma$ ein Symbol und $w \in \Sigma^*$ ein Wort. Mit $|w|_x$ ist dann die Anzahl der x in w gemeint. Z.B. ist mit $\Sigma = \{0, 1, 2\}$

$$|2202|_2 = 3, \quad |2202|_1 = 0 \quad \text{und} \quad |2202|_0 = 1.$$

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Wie konstruieren wir hierfür einen DFA?

Tipp: Was wollen wir uns merken?

Definition/Notation (zur Wiederholung)

Sei Σ ein Alphabet, $x \in \Sigma$ ein Symbol und $w \in \Sigma^*$ ein Wort. Mit $|w|_x$ ist dann die Anzahl der x in w gemeint. Z.B. ist mit $\Sigma = \{0, 1, 2\}$

$$|2202|_2 = 3, \quad |2202|_1 = 0 \quad \text{und} \quad |2202|_0 = 1.$$

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Die Idee

Wir merken uns im Zustand, ob die Anzahl der bisher gelesenen 0en gerade (g) oder ungerade (u) ist. Ebenso für die 1en. Das sind **zwei** Informationen, die **jeweils genau einen von zwei Werten annehmen** können (führt zu vier Zuständen) und die **wir leicht mit jedem gelesenen Symbol aktualisieren können**.

Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Die Idee

Wir merken uns im Zustand, ob die Anzahl der bisher gelesenen 0en gerade (g) oder ungerade (u) ist. Ebenso für die 1en. Das sind zwei Informationen, die jeweils genau einen von zwei Werten annehmen können (führt zu vier Zuständen) und die wir leicht mit jedem gelesenen Symbol aktualisieren können.

Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Die Idee

Wir merken uns im Zustand, ob die Anzahl der bisher gelesenen 0en gerade (g) oder ungerade (u) ist. Ebenso für die 1en. Das sind **zwei** Informationen, die **jeweils genau einen von zwei Werten annehmen** können (führt zu vier Zuständen) und die wir leicht mit jedem gelesenen Symbol aktualisieren können.

Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Die Idee

Wir merken uns im Zustand, ob die Anzahl der bisher gelesenen 0en gerade (g) oder ungerade (u) ist. Ebenso für die 1en. Das sind **zwei** Informationen, die **jeweils genau einen von zwei Werten annehmen** können (führt zu vier Zuständen) und die **wir leicht mit jedem gelesenen Symbol aktualisieren können**.

Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$

Die Idee

Wir merken uns im Zustand, ob die Anzahl der bisher gelesenen 0en gerade (g) oder ungerade (u) ist. Ebenso für die 1en. Das sind **zwei** Informationen, die **jeweils genau einen von zwei Werten annehmen** können (führt zu vier Zuständen) und die **wir leicht mit jedem gelesenen Symbol aktualisieren können**.

Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

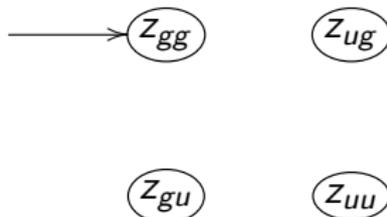
$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$



Die Durchführung

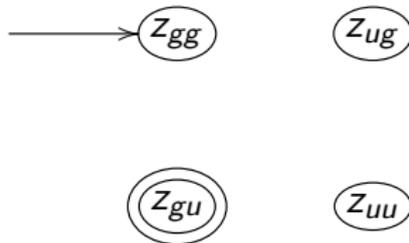
Wir notieren gg , gu , ug , uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$


Die Durchführung

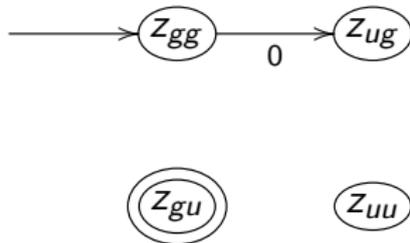
Wir notieren gg , gu , ug , uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$


Die Durchführung

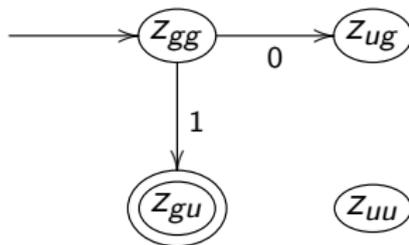
Wir notieren gg , gu , ug , uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$


Die Durchführung

Wir notieren gg , gu , ug , uu für die Zustände.

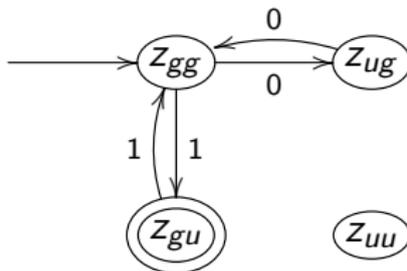
$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$



Die Durchführung

Wir notieren gg, gu, ug, uu für die Zustände.

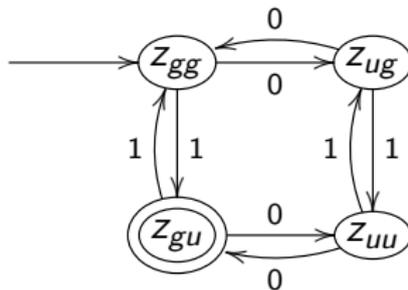
$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Konstruktion von DFAs 1 - Beispiel

Das Problem

$$M := \{w \in \{0,1\}^* \mid |w|_0 \text{ ist gerade und } |w|_1 \text{ ist ungerade}\}$$



Die Durchführung

Wir notieren gg , gu , ug , uu für die Zustände.

$gu \hat{=}$ gerade Anzahl 0en, ungerade Anzahl 1en

$ug \hat{=}$ ungerade Anzahl 0en, gerade Anzahl 1en ...

Methode 1 - Anmerkungen

Bemerkung

Bisweilen (nicht hier, aber manchmal) wird mit dieser Methode ein nicht erreichbarer Teil mitkonstruiert. Dieser kann dann weggelassen werden. Es genügt dann sich auf die initiale Zusammenhangskomponente einzuschränken.

Wichtige Anmerkung

Egal, wie man den Automaten konstruiert, danach ist stets ein Beweis von $L(A) = M$ nötig! Ist die Konstruktion "gut" (d.h. liegt ihr eine eingängige Idee zugrunde), so ist der Beweis aber oft sehr viel einfacher.

Methode 1 - Anmerkungen

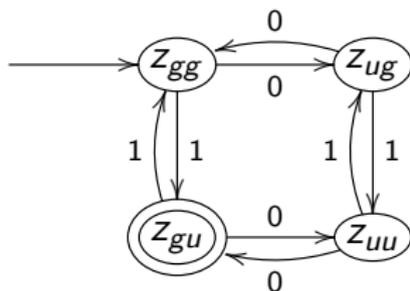
Bemerkung

Bisweilen (nicht hier, aber manchmal) wird mit dieser Methode ein nicht erreichbarer Teil mitkonstruiert. Dieser kann dann weggelassen werden. Es genügt dann sich auf die initiale Zusammenhangskomponente einzuschränken.

Wichtige Anmerkung

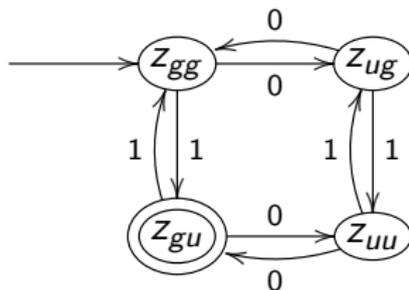
Egal, wie man den Automaten konstruiert, danach ist stets ein Beweis von $L(A) = M$ nötig! Ist die Konstruktion "gut" (d.h. liegt ihr eine eingängige Idee zugrunde), so ist der Beweis aber oft sehr viel einfacher.

Beweis der Korrektheit



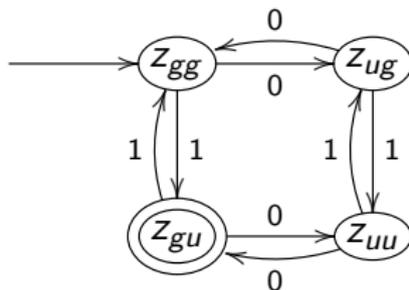
- Sei $w \in M$, dann kann w nach Konstruktion (der Automat ist vollständig) zu Ende gelesen werden. Nach Konstruktion der Zustände und der Zustandsübergänge enden wir dann in z_{gu} (da w eine gerade Anzahl von 0en und eine ungerade Anzahl von 1en enthält) und akzeptieren. Also ist auch $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit



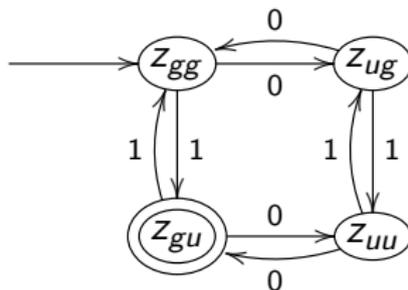
- Sei $w \in M$, dann kann w nach Konstruktion (der Automat ist vollständig) zu Ende gelesen werden. Nach Konstruktion der Zustände und der Zustandsübergänge enden wir dann in z_{gu} (da w eine gerade Anzahl von 0en und eine ungerade Anzahl von 1en enthält) und akzeptieren. Also ist auch $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit



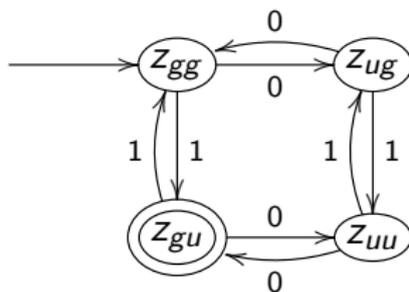
- Sei $w \in M$, dann kann w nach Konstruktion (der Automat ist vollständig) zu Ende gelesen werden. Nach Konstruktion der Zustände und der Zustandsübergänge enden wir dann in z_{gu} (da w eine gerade Anzahl von 0en und eine ungerade Anzahl von 1en enthält) und akzeptieren. Also ist auch $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit



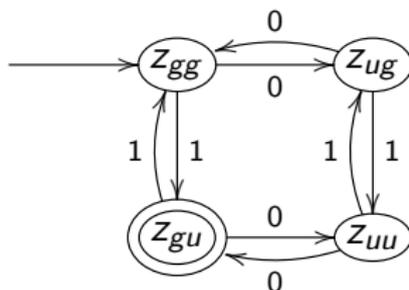
- Sei $w \in M$, dann kann w nach Konstruktion (der Automat ist vollständig) zu Ende gelesen werden. Nach Konstruktion der Zustände und der Zustandsübergänge enden wir dann in z_{gu} (da w eine gerade Anzahl von 0en und eine ungerade Anzahl von 1en enthält) und akzeptieren. Also ist auch $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit



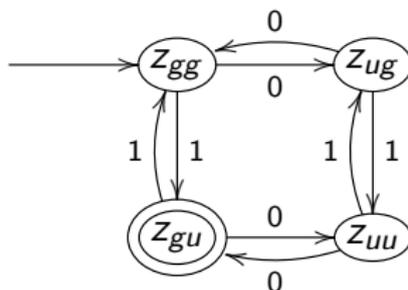
- Sei $w \in L(A)$. Da w akzeptiert wird, muss A in z_{gu} enden. Dies ist aber nach Konstruktion gleichbedeutend damit, dass w gerade viele 0en und ungerade viele 1en enthält. Damit gilt auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit



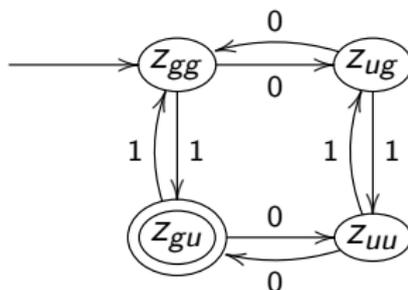
- Sei $w \in L(A)$. Da w akzeptiert wird, muss A in z_{gu} enden. Dies ist aber nach Konstruktion gleichbedeutend damit, dass w gerade viele 0en und ungerade viele 1en enthält. Damit gilt auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit



- Sei $w \in L(A)$. Da w akzeptiert wird, muss A in z_{gu} enden. Dies ist aber nach Konstruktion gleichbedeutend damit, dass w gerade viele 0en und ungerade viele 1en enthält. Damit gilt auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit



- Sei $w \in L(A)$. Da w akzeptiert wird, muss A in z_{gu} enden. Dies ist aber nach Konstruktion gleichbedeutend damit, dass w gerade viele 0en und ungerade viele 1en enthält. Damit gilt auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit

Anmerkung

Man könnte noch die Zustände und Zustandsübergänge durchgehen und argumentieren, dass sie wirklich das gewünschte leisten (z.B. das der Wechsel von z_{gg} nach z_{gu} eine 1 erfordert und das dann ja wirklich ungerade viele 1en gelesen wurden, wenn vorher gerade viele gelesen wurden). Bei kleineren Beispielen ist das aber meist klar. **Es ist dann aber nötig vorher gut die Konstruktion zu erklären! Und aus dieser Konstruktion müssen sich Dinge ableiten lassen, die gebraucht werden, sonst macht die Formulierung “nach Konstruktion” keinen Sinn!**

Konstruktion von DFAs 2

Technik

Techniken zum Konstruieren von DFAs Methode 2: On-the-fly-Konstruktion ...

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Wir starten mit dem Startzustand:



Was passiert bei einer 0 ?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Wir starten mit dem Startzustand:



Was passiert bei einer 0 ?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Wir starten mit dem Startzustand:



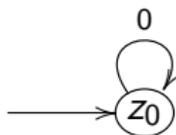
Was passiert bei einer 0 ?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 0: Keine neuen Informationen. Wir bleiben in z_0 :



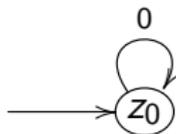
Was passiert bei einer 1 ?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 0: Keine neuen Informationen. Wir bleiben in z_0 :



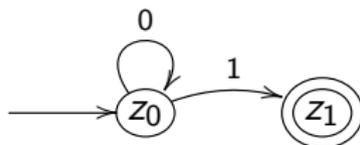
Was passiert bei einer 1 ?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0,1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 1: Vielleicht endet das Wort hier. Dann sind wir fertig! Also brauchen wir einen neuen Zustand, in dem wir akzeptieren!



Mit z_0 sind wir fertig (keine weiteren Symbole in Σ).

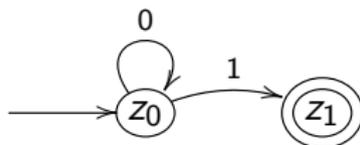
Aber wir haben einen neuen Zustand! Was passiert hier bei 0?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0,1\}^*\{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 1: Vielleicht endet das Wort hier. Dann sind wir fertig! Also brauchen wir einen neuen Zustand, in dem wir akzeptieren!



Mit z_0 sind wir fertig (keine weiteren Symbole in Σ).

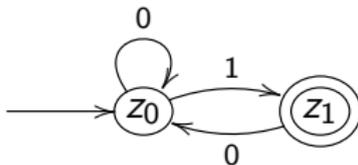
Aber wir haben einen neuen Zustand! Was passiert hier bei 0?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 0: Wir wollen nicht mehr akzeptieren und könnten einen neuen Zustand einführen. **Aber** wir haben wieder genau so viele Infos wie in z_0 , also gehen wir einfach dahin!



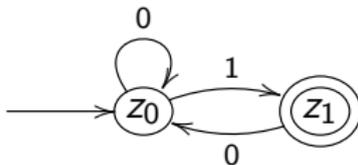
Und was passiert bei 1?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 0: Wir wollen nicht mehr akzeptieren und könnten einen neuen Zustand einführen. **Aber** wir haben wieder genau so viele Infos wie in z_0 , also gehen wir einfach dahin!



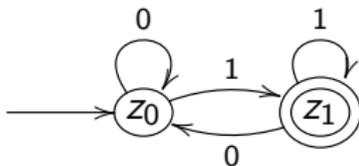
Und was passiert bei 1?

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 1 wollen wir weiterhin akzeptieren und bleiben einfach in z_1 .



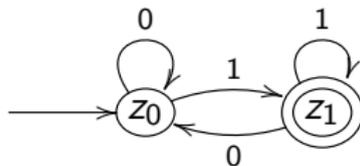
Und sind fertig, da wir in allen Zuständen alle Symbole lesen können!

Konstruktion von DFAs 2 - Beispiel

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

Bei 1 wollen wir weiterhin akzeptieren und bleiben einfach in z_1 .



Und sind fertig, da wir in allen Zuständen alle Symbole lesen können!

Methode 2 - Anmerkungen

Bemerkung

Da man sich für jeden Zustand zu jeder Eingabe überlegt, was passiert, wird der konstruierte Automat i.A. vollständig und initial zusammenhängend sein.

Bemerkung

Kritisch bei dieser Konstruktionsmethode ist irgendwann zu merken, wann bereits vorhandene Zustände benutzt werden können – und im besten Fall auch, wofür sie stehen; bspw. kann man oben z_x mit “letztes gelesenes Symbol ist x ” identifizieren ($x \in \{0, 1\}$).

Wichtige Anmerkung

Nochmal: Egal, wie man den Automaten konstruiert, danach ist stets ein Beweis von $L(A) = M$ nötig! Ist die Konstruktion “gut” (d.h. liegt ihr eine eingängige Idee zugrunde), so ist der Beweis aber oft sehr viel einfacher.

Methode 2 - Anmerkungen

Bemerkung

Da man sich für jeden Zustand zu jeder Eingabe überlegt, was passiert, wird der konstruierte Automat i.A. vollständig und initial zusammenhängend sein.

Bemerkung

Kritisch bei dieser Konstruktionsmethode ist irgendwann zu merken, wann bereits vorhandene Zustände benutzt werden können – und im besten Fall auch, wofür sie stehen; bspw. kann man oben z_x mit “letztes gelesenes Symbol ist x ” identifizieren ($x \in \{0, 1\}$).

Wichtige Anmerkung

Nochmal: Egal, wie man den Automaten konstruiert, danach ist stets ein Beweis von $L(A) = M$ nötig! Ist die Konstruktion “gut” (d.h. liegt ihr eine eingängige Idee zugrunde), so ist der Beweis aber oft sehr viel einfacher.

Methode 2 - Anmerkungen

Bemerkung

Da man sich für jeden Zustand zu jeder Eingabe überlegt, was passiert, wird der konstruierte Automat i.A. vollständig und initial zusammenhängend sein.

Bemerkung

Kritisch bei dieser Konstruktionsmethode ist irgendwann zu merken, wann bereits vorhandene Zustände benutzt werden können – und im besten Fall auch, wofür sie stehen; bspw. kann man oben z_x mit “letztes gelesenes Symbol ist x ” identifizieren ($x \in \{0, 1\}$).

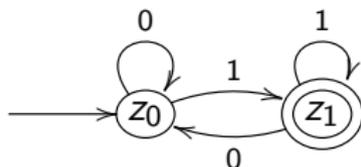
Wichtige Anmerkung

Nochmal: Egal, wie man den Automaten konstruiert, danach ist stets ein Beweis von $L(A) = M$ nötig! Ist die Konstruktion “gut” (d.h. liegt ihr eine eingängige Idee zugrunde), so ist der Beweis aber oft sehr viel einfacher.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

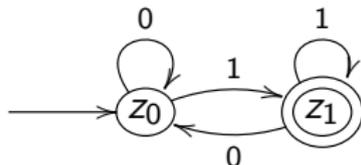


- Sei $w = v1 \in M$. Da der Automat vollständig ist, kann w auf jeden Fall ganz gelesen werden. Da w auf 1 endet, muss der Automat mit dieser letzten 1 nach Konstruktion in den Zustand z_1 wechseln (da jeder Zustand eine 1-Kante zu z_1 hat). Mit $z_1 \in Z_{end}$ folgt $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

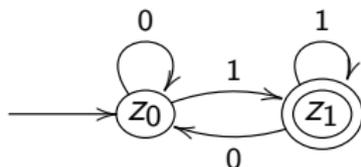


- Sei $w = v1 \in M$. Da der Automat vollständig ist, kann w auf jeden Fall ganz gelesen werden. Da w auf 1 endet, muss der Automat mit dieser letzten 1 nach Konstruktion in den Zustand z_1 wechseln (da jeder Zustand eine 1-Kante zu z_1 hat). Mit $z_1 \in Z_{end}$ folgt $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

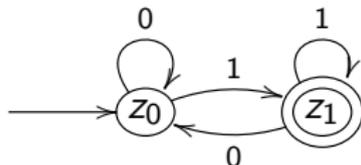


- Sei $w = v1 \in M$. Da der Automat vollständig ist, kann w auf jeden Fall ganz gelesen werden. Da w auf 1 endet, muss der Automat mit dieser letzten 1 nach Konstruktion in den Zustand z_1 wechseln (da jeder Zustand eine 1-Kante zu z_1 hat). Mit $z_1 \in Z_{end}$ folgt $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

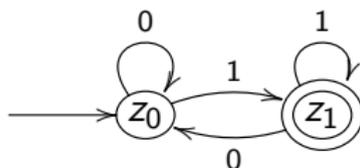


- Sei $w = v1 \in M$. Da der Automat vollständig ist, kann w auf jeden Fall ganz gelesen werden. Da w auf 1 endet, muss der Automat mit dieser letzten 1 nach Konstruktion in den Zustand z_1 wechseln (da jeder Zustand eine 1-Kante zu z_1 hat). Mit $z_1 \in Z_{end}$ folgt $w \in L(A)$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

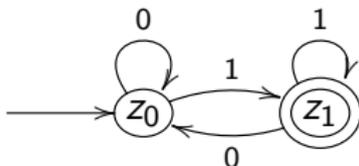


- Sei $w \in L(A)$. Dann muss nach Konstruktion das Wort auf 1 enden, da z_1 der einzige Endzustand ist und alle Kanten nach z_1 mit 1 beschriftet sind. Dann ist aber sofort auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$

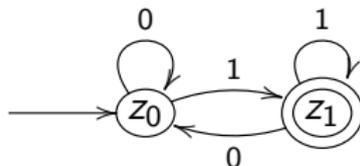


- Sei $w \in L(A)$. Dann muss nach Konstruktion das Wort auf 1 enden, da z_1 der einzige Endzustand ist und alle Kanten nach z_1 mit 1 beschriftet sind. Dann ist aber sofort auch $w \in M$.

Beweis der Korrektheit

Beispiel

$$M := \{0, 1\}^* \{1\} = \{w \in \Sigma^* \mid \exists v \in \Sigma^* : w = v1\}$$



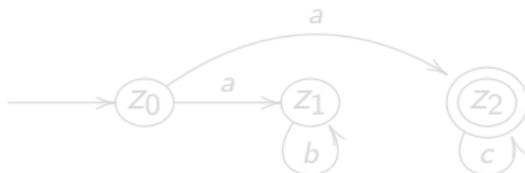
- Sei $w \in L(A)$. Dann muss nach Konstruktion das Wort auf 1 enden, da z_1 der einzige Endzustand ist und alle Kanten nach z_1 mit 1 beschriftet sind. Dann ist aber sofort auch $w \in M$.

Auf zu neuen Ufern...

Und jetzt was neues...

Nichtdeterministische Automaten

Beim DFA gibt es zu einem $z \in Z$ und einem $x \in \Sigma$ einen Nachfolgezustand $\delta(z, x)$. Der Nachfolgezustand ist also *determiniert*. Dies kann man aufweichen...

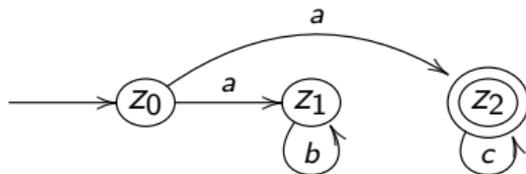


Nach Lesen von a ist der Automat nichtdeterministisch sowohl in z_1 als auch in z_2 .

Informal akzeptiert der nichtdeterministische, endliche Automat ein Wort dann, wenn es irgendeine Rechnung gibt, in der er einen Endzustand erreicht.

Nichtdeterministische Automaten

Beim DFA gibt es zu einem $z \in Z$ und einem $x \in \Sigma$ einen Nachfolgezustand $\delta(z, x)$. Der Nachfolgezustand ist also *determiniert*. Dies kann man aufweichen...

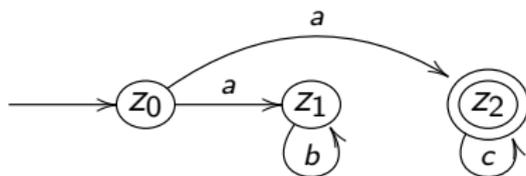


Nach Lesen von a ist der Automat nichtdeterministisch sowohl in z_1 als auch in z_2 .

Informal akzeptiert der nichtdeterministische, endliche Automat ein Wort dann, wenn es irgendeine Rechnung gibt, in der er einen Endzustand erreicht.

Nichtdeterministische Automaten

Beim DFA gibt es zu einem $z \in Z$ und einem $x \in \Sigma$ einen Nachfolgezustand $\delta(z, x)$. Der Nachfolgezustand ist also *determiniert*. Dies kann man aufweichen...

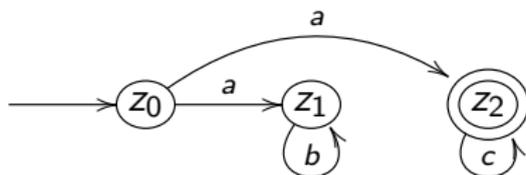


Nach Lesen von a ist der Automat nichtdeterministisch sowohl in z_1 als auch in z_2 .

Informal akzeptiert der nichtdeterministische, endliche Automat ein Wort dann, wenn es irgendeine Rechnung gibt, in der er einen Endzustand erreicht.

Nichtdeterministische Automaten

Beim DFA gibt es zu einem $z \in Z$ und einem $x \in \Sigma$ einen Nachfolgezustand $\delta(z, x)$. Der Nachfolgezustand ist also *determiniert*. Dies kann man aufweichen...



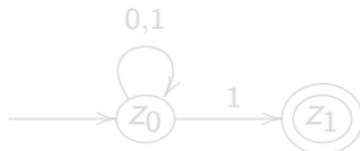
Nach Lesen von a ist der Automat nichtdeterministisch sowohl in z_1 als auch in z_2 .

Informal akzeptiert der nichtdeterministische, endliche Automat ein Wort dann, wenn es irgendeine Rechnung gibt, in der er einen Endzustand erreicht.

Sinn?

ABER WARUM?!?

Man kann damit oft sehr schnell Automaten entwerfen. Z.B. für die Sprache von eben (Wörter, die auf 1 enden):

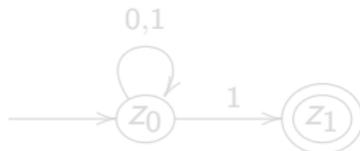


... und wir werden später noch mehrere Stellen sehen, an denen das Konzept des Nichtdeterminismus hilfreich ist ...

Sinn?

ABER WARUM?!?

Man kann damit oft sehr schnell Automaten entwerfen. Z.B. für die Sprache von eben (Wörter, die auf 1 enden):

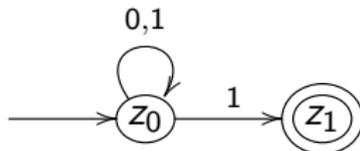


... und wir werden später noch mehrere Stellen sehen, an denen das Konzept des Nichtdeterminismus hilfreich ist ...

Sinn?

ABER WARUM?!?

Man kann damit oft sehr schnell Automaten entwerfen. Z.B. für die Sprache von eben (Wörter, die auf 1 enden):

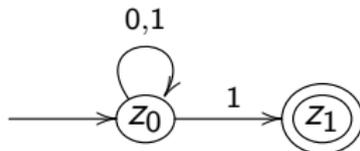


... und wir werden später noch mehrere Stellen sehen, an denen das Konzept des Nichtdeterminismus hilfreich ist ...

Sinn?

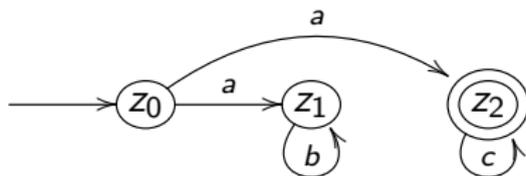
ABER WARUM?!?

Man kann damit oft sehr schnell Automaten entwerfen. Z.B. für die Sprache von eben (Wörter, die auf 1 enden):



... und wir werden später noch mehrere Stellen sehen, an denen das Konzept des Nichtdeterminismus hilfreich ist ...

Die Überföhrungsfunktion



Wie würdet ihr die Überföhrungsfunktion definieren?

- 1 $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow Z$
- 2 $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow Z^*$
- 3 $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow 2^Z$
- 4 $\delta : 2^{Z \times \Sigma} \rightarrow Z$
- 5 ganz anders ...

Der nichtdeterministische, endliche Automat

Definition (NFA)

Ein **nichtdeterministischer, endlicher Automat** (NFA) ist ein 5-Tupel

$$A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$$

mit:

- Der endlichen Menge von *Zuständen* Z .
- Dem endlichen Alphabet Σ von *Eingabesymbolen*.
- Der *Überföhrungsfunktion* $\delta : Z \times \Sigma \rightarrow 2^Z$.
- Der Menge der *Startzustände* $Z_{start} \subseteq Z$.
- Der Menge der *Endzustände* $Z_{end} \subseteq Z$.

Der nichtdeterministische, endliche Automat

Definition (NFA - Alternative)

Ein **nichtdeterministischer, endlicher Automat** (NFA) ist ein 5-Tupel

$$A = (Z, \Sigma, K, Z_{start}, Z_{end})$$

mit:

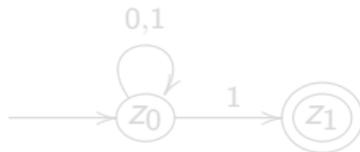
- Der endlichen Menge von *Zuständen* Z .
- Dem endlichen Alphabet Σ von *Eingabesymbolen*.
- Der **Zustandsübergangsrelation** $K \subseteq Z \times \Sigma \times Z$
- Der Menge der *Startzustände* $Z_{start} \in Z$.
- Der Menge der *Endzustände* $Z_{end} \subseteq Z$.

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



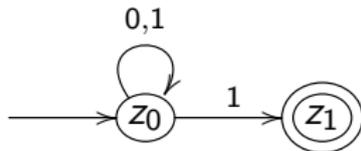
$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ &\hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) = \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



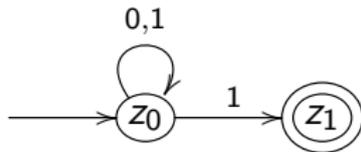
$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ &= \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) = \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



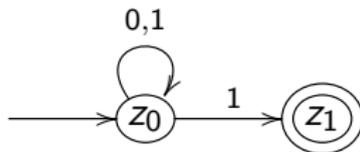
$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ &= \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) = \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



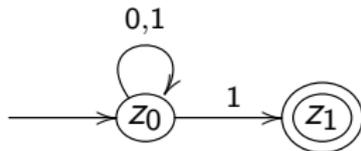
$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ &\hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) = \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



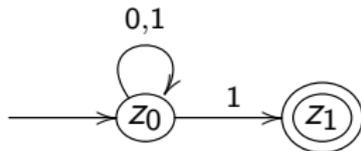
$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) &= \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Erweiterte Überföhrungsfunktion)

Die **erweiterte Überföhrungsfunktion** $\hat{\delta} : 2^Z \times \Sigma^* \rightarrow 2^Z$ wird für alle $Z' \subseteq Z$, $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ rekursiv definiert durch

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \cup_{z \in Z'} \hat{\delta}(\delta(z, x), w)\end{aligned}$$



$$\begin{aligned}\hat{\delta}(\{z_0\}, 011) &= \hat{\delta}(\{z_0\}, 11) = \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, 1) = \\ \hat{\delta}(\{z_0, z_1\}, \lambda) \cup \hat{\delta}(\emptyset, \lambda) &= \{z_0, z_1\}\end{aligned}$$

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Konfiguration)

- 1 Eine **Konfiguration** eines NFA A ist ein Tupel $(z, w) \in Z \times \Sigma^*$ mit der Bedeutung, dass A im Zustand z ist und noch das Wort w zu lesen ist.
- 2 Ein **Konfigurationsübergang** ist dann

$$(z, w) \vdash (z', v)$$

gdw. $w = xv$, $x \in \Sigma$ und $z' \in \delta(z, x)$ ist.

Wichtige Anmerkung

Achtung: Anders als beim DFA gehen hier bei der Konfiguration Informationen verloren! Ein NFA kann sozusagen in mehreren Konfigurationen gleichzeitig sein. Der Sinn hier ist, dass man über bestimmte Rechnungen ähnlich wie beim DFA sprechen will.

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Konfiguration)

- 1 Eine **Konfiguration** eines NFA A ist ein Tupel $(z, w) \in Z \times \Sigma^*$ mit der Bedeutung, dass A im Zustand z ist und noch das Wort w zu lesen ist.
- 2 Ein **Konfigurationsübergang** ist dann

$$(z, w) \vdash (z', v)$$

gdw. $w = xv$, $x \in \Sigma$ und $z' \in \delta(z, x)$ ist.

Wichtige Anmerkung

Achtung: Anders als beim DFA gehen hier bei der Konfiguration Informationen verloren! Ein NFA kann sozusagen in mehreren Konfigurationen gleichzeitig sein. Der Sinn hier ist, dass man über bestimmte Rechnungen ähnlich wie beim DFA sprechen will.

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Konfiguration)

- 1 Eine **Konfiguration** eines NFA A ist ein Tupel $(z, w) \in Z \times \Sigma^*$ mit der Bedeutung, dass A im Zustand z ist und noch das Wort w zu lesen ist.
- 2 Ein **Konfigurationsübergang** ist dann

$$(z, w) \vdash (z', v)$$

gdw. $w = xv$, $x \in \Sigma$ und $z' \in \delta(z, x)$ ist.

Wichtige Anmerkung

Achtung: Anders als beim DFA gehen hier bei der Konfiguration Informationen verloren! Ein NFA kann sozusagen in mehreren Konfigurationen gleichzeitig sein. Der Sinn hier ist, dass man über bestimmte Rechnungen ähnlich wie beim DFA sprechen will.

Überföhrungsfunktion und Rechnung

Definition (Rechnung)

- 1 Eine **Rechnung** auf dem Wort $w \in \Sigma^*$ ist eine Folge von Konfigurationsübergängen, die in (z_0, w) mit $z_0 \in Z_{start}$ beginnt.
- 2 Endet die Rechnung in (z', λ) und ist $z' \in Z_{end}$, so ist dies eine **Erfolgsrechnung**.
- 3 Existiert auf einem Eingabewort w eine Erfolgsrechnung, d.h. gibt es eine Rechnung, die in (z_0, w) mit $z_0 \in Z_{start}$ beginnt und in (z_e, λ) mit $z_e \in Z_{end}$ endet, dann wird w akzeptiert.

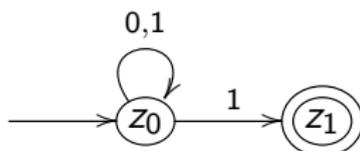
Akzeptierte Sprache

Definition (Akzeptierte Sprache)

Die von einem NFA A **akzeptierte Sprache** ist die Menge

$$\begin{aligned} L(A) &:= \{w \in \Sigma^* \mid \hat{\delta}(Z_{start}, w) \in Z_{end}\} \\ &= \{w \in \Sigma^* \mid (z_0, w) \vdash^* (z_e, \lambda), z_0 \in Z_{start}, z_e \in Z_{end}\} \end{aligned}$$

Ein Beispiel

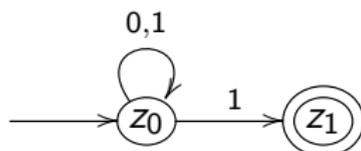


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ — akzeptierende Rechnung
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ — nicht akzeptierende Rechnung
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ — nicht akzeptierende Rechnung

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

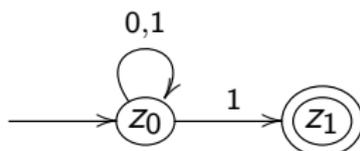


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – akzeptiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – akzeptiert

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

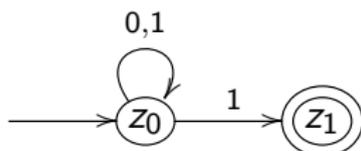


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – akzeptiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – akzeptiert

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

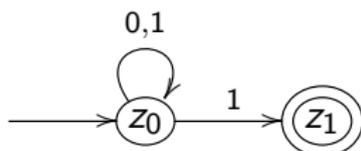


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – akzeptiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – akzeptiert

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

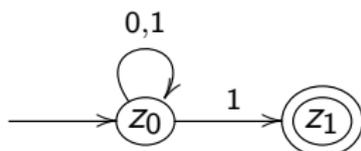


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – ablehnen
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – ablehnen

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

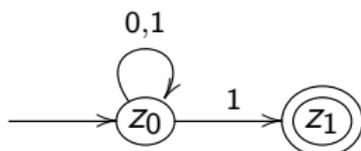


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – ablehnen
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – ablehnen

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel

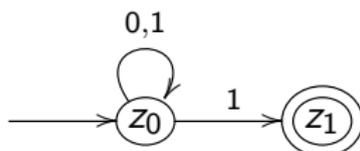


Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – ablehnen
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – akzeptieren!

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Ein Beispiel



Alle möglichen Rechnungen auf dem Wort 011:

- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_1, 1)$ – blockiert
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_0, \lambda)$ – ablehnen
- $(z_0, 011) \vdash (z_0, 11) \vdash (z_0, 1) \vdash (z_1, \lambda)$ – akzeptieren!

Da es (mindestens) eine akzeptierende Rechnung gibt, akzeptiert der Automat die Eingabe!

Überföhrungsfunktion und Rechnung

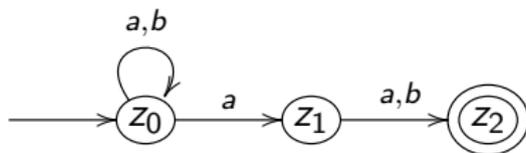
Anmerkung

Man kann die erweiterte Überföhrungsfunktion auch wie folgt definieren:

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(Z', \lambda) &:= Z' \\ \hat{\delta}(Z', xw) &:= \hat{\delta}(\cup_{z \in Z'} \delta(z, x), w)\end{aligned}$$

Diese Darstellung hat den Vorteil, dass sich im ersten Argument die Menge der bisher erreichten Zustände sammelt.

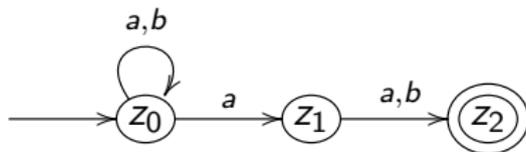
Fragen...



Was ist $\hat{\delta}(\{z_0\}, aaa)$?

- 1 z_2
- 2 $\{z_2\}$
- 3 $\{z_0, z_2\}$
- 4 $\{z_0, z_1\}$
- 5 $\{z_0, z_1, z_2\}$

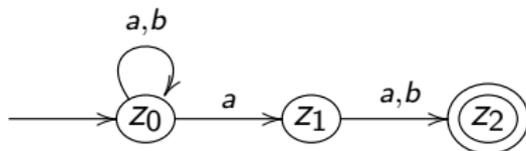
Fragen...



Was ist $\hat{\delta}(\{z_0\}, aba)$?

- 1 z_2
- 2 $\{z_2\}$
- 3 $\{z_0, z_2\}$
- 4 $\{z_0, z_1\}$
- 5 $\{z_0, z_1, z_2\}$

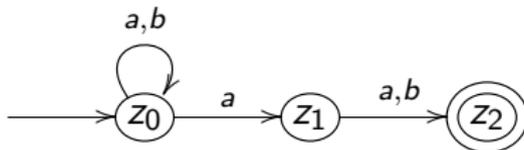
Fragen...



Gibt es eine Rechnung auf aaa , bei der A blockiert?

- 1 Ja!
- 2 Nein!

Fragen...



Welche Sprache akzeptiert dieser NFA?

- 1 $\{a, b\}^* \{a\} \{a, b\}^*$
- 2 $\{a, b\} \{a\} \{a, b\}^*$
- 3 $\{a, b\}^* \{a\} \{a, b\}$
- 4 $\{a, b\} \{a\} \{a, b\}$

Zur Nachbereitung

Zur Nachbereitung

Richtige Antworten sind:

- ① 5
- ② 4
- ③ 1
- ④ 3

Äquivalenz?

Anmerkung

Jeder DFA kann auch als spezieller NFA gesehen werden, indem man

$$\delta_N(z, x) = \{\delta_D(z, x)\} \text{ und } Z_{start} = \{z_0\}$$

setzt (δ_N ist die Überföhrungsfunktion des NFA, δ_D die des DFA).

Alternativ geht auch:

$$K := \{(z, x, z') \mid z \in Z, x \in \Sigma, z' = \delta(z, x)\}$$

Aber geht das auch andersherum ??

Äquivalenz?

Anmerkung

Jeder DFA kann auch als spezieller NFA gesehen werden, indem man

$$\delta_N(z, x) = \{\delta_D(z, x)\} \text{ und } Z_{start} = \{z_0\}$$

setzt (δ_N ist die Überföhrungsfunktion des NFA, δ_D die des DFA).
Alternativ geht auch:

$$K := \{(z, x, z') \mid z \in Z, x \in \Sigma, z' = \delta(z, x)\}$$

Aber geht das auch andersherum ??

Äquivalenz?

Anmerkung

Jeder DFA kann auch als spezieller NFA gesehen werden, indem man

$$\delta_N(z, x) = \{\delta_D(z, x)\} \text{ und } Z_{start} = \{z_0\}$$

setzt (δ_N ist die Überföhrungsfunktion des NFA, δ_D die des DFA).
Alternativ geht auch:

$$K := \{(z, x, z') \mid z \in Z, x \in \Sigma, z' = \delta(z, x)\}$$

Aber geht das auch andersherum ??

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Die Idee

Ausgehend von der Arbeitsweise eines NFA macht es Sinn

- Sich die Zustände, in denen der NFA nach Lesen eines Teilwortes sein kann, zu merken (z.B. in einer Menge).

Aufgrund der Akzeptanzbedingung eines NFA

- Sollten wir genau dann akzeptieren, wenn in der gemerkten Menge ein Endzustand auftritt.

Erinnern wir uns an die Konstruktionsmethoden von vorhin:

- Ist $|Z| = n$, so gibt es 2^n Teilmengen von Z . Dies sind endlich viele! Wir haben also nur endliche viele Informationen, die wir uns merken müssen!
- Die Endzustände sind dann leicht rauszufinden.
- Die Übergangsfunktion (des DFA) kann dann fast so wie $\hat{\delta}$ (des NFA) definiert werden.

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat

Satz

Zu jeder von einem NFA A akzeptierte Menge L kann ein DFA B konstruiert werden mit $L(B) = L$.

Die Konstruktion

Sei $A = (Z, \Sigma, \delta, Z_{start}, Z_{end})$ der NFA. Wir definieren $B = (Z', \Sigma', \delta', z_0, Z'_{end})$ mit

- 1 $Z' := 2^Z$
- 2 $\Sigma' := \Sigma$
- 3 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \delta(z, x)$ oder alternativ
 $\delta'(M, x) := \bigcup_{z \in M} \{z' \in Z \mid (z, x, z') \in K\}$
- 4 $z_0 := Z_{start}$
- 5 $Z'_{end} := \{M \in 2^Z \mid M \cap Z_{end} \neq \emptyset\}$

Der Potenzautomat - Anmerkungen

Anmerkungen zur Konstruktion:

- Z' ist die Menge aller Teilmengen von Z .
- Das Eingabealphabet wird übernommen.
- Startzustand des DFA ist gerade die Menge der Startzustände des NFA (denn in einem dieser Zustände startet ja jedes Rechnen des NFA).
- Endzustände des DFA sind all jene Mengen, die mindestens einen Endzustand des NFA enthalten (denn, wenn wir uns in der Menge merken, wo der NFA gerade potentiell sein könnte und dort ein Endzustand dabei ist, dann akzeptieren wir ja!)
- Die Überföhrungsfunktion geht alle Zustände in der aktuellen Menge durch, schaut, wo wir von dort mit dem aktuellen Symbol hinkommen und tut all die dabei herauskommenden Zustände in eine Menge.

Der Potenzautomat - Anmerkungen

Anmerkungen zur Konstruktion:

- Z' ist die Menge aller Teilmengen von Z .
- Das Eingabealphabet wird übernommen.
- Startzustand des DFA ist gerade die Menge der Startzustände des NFA (denn in einem dieser Zustände startet ja jedes Rechnen des NFA).
- Endzustände des DFA sind all jene Mengen, die mindestens einen Endzustand des NFA enthalten (denn, wenn wir uns in der Menge merken, wo der NFA gerade potentiell sein könnte und dort ein Endzustand dabei ist, dann akzeptieren wir ja!)
- Die Überföhrungsfunktion geht alle Zustände in der aktuellen Menge durch, schaut, wo wir von dort mit dem aktuellen Symbol hinkommen und tut all die dabei herauskommenden Zustände in eine Menge.

Der Potenzautomat - Anmerkungen

Anmerkungen zur Konstruktion:

- Z' ist die Menge aller Teilmengen von Z .
- Das Eingabealphabet wird übernommen.
- Startzustand des DFA ist gerade die Menge der Startzustände des NFA (denn in einem dieser Zustände startet ja jedes Rechnen des NFA).
- Endzustände des DFA sind all jene Mengen, die mindestens einen Endzustand des NFA enthalten (denn, wenn wir uns in der Menge merken, wo der NFA gerade potentiell sein könnte und dort ein Endzustand dabei ist, dann akzeptieren wir ja!)
- Die Überföhrungsfunktion geht alle Zustände in der aktuellen Menge durch, schaut, wo wir von dort mit dem aktuellen Symbol hinkommen und tut all die dabei herauskommenden Zustände in eine Menge.

Der Potenzautomat - Anmerkungen

Anmerkungen zur Konstruktion:

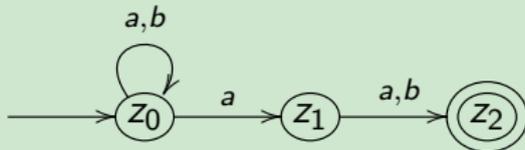
- Z' ist die Menge aller Teilmengen von Z .
- Das Eingabealphabet wird übernommen.
- Startzustand des DFA ist gerade die Menge der Startzustände des NFA (denn in einem dieser Zustände startet ja jedes Rechnen des NFA).
- Endzustände des DFA sind all jene Mengen, die mindestens einen Endzustand des NFA enthalten (denn, wenn wir uns in der Menge merken, wo der NFA gerade potentiell sein könnte und dort ein Endzustand dabei ist, dann akzeptieren wir ja!)
- Die Überföhrungsfunktion geht alle Zustände in der aktuellen Menge durch, schaut, wo wir von dort mit dem aktuellen Symbol hinkommen und tut all die dabei herauskommenden Zustände in eine Menge.

Der Potenzautomat - Anmerkungen

Anmerkungen zur Konstruktion:

- Z' ist die Menge aller Teilmengen von Z .
- Das Eingabealphabet wird übernommen.
- Startzustand des DFA ist gerade die Menge der Startzustände des NFA (denn in einem dieser Zustände startet ja jedes Rechnen des NFA).
- Endzustände des DFA sind all jene Mengen, die mindestens einen Endzustand des NFA enthalten (denn, wenn wir uns in der Menge merken, wo der NFA gerade potentiell sein könnte und dort ein Endzustand dabei ist, dann akzeptieren wir ja!)
- Die Überföhrungsfunktion geht alle Zustände in der aktuellen Menge durch, schaut, wo wir von dort mit dem aktuellen Symbol hinkommen und tut all die dabei herauskommenden Zustände in eine Menge.

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

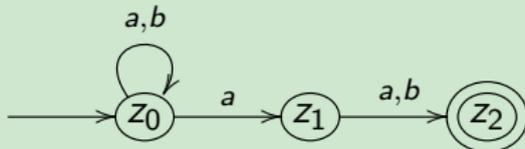


Wir bauen nur die initiale Zusammenhangskomponente und beginnen mit dem Startzustand:

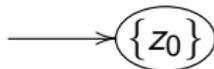


Wohin gelangen wir mit einem a ? Wohin mit einem b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

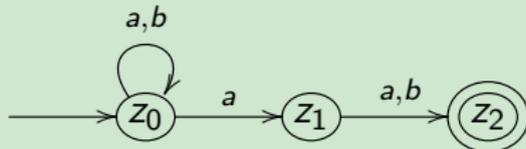


Wir bauen nur die initiale Zusammenhangskomponente und beginnen mit dem Startzustand:

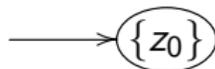


Wohin gelangen wir mit einem a ? Wohin mit einem b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

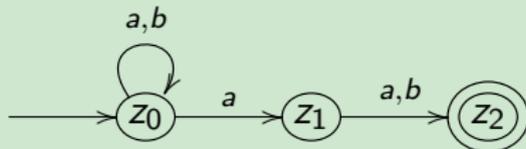


Wir bauen nur die initiale Zusammenhangskomponente und beginnen mit dem Startzustand:

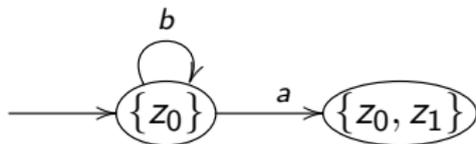


Wohin gelangen wir mit einem a ? Wohin mit einem b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

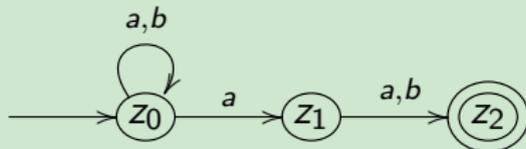


Mit a zu $\{z_0, z_1\}$, mit b zu $\{z_0\}$

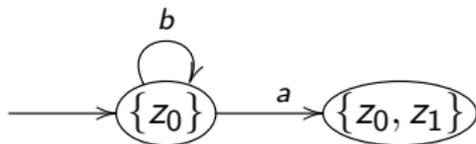


Wohin nun von $\{z_0, z_1\}$ mit a und b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

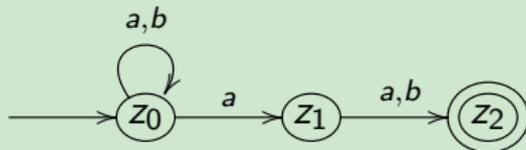


Mit a zu $\{z_0, z_1\}$, mit b zu $\{z_0\}$

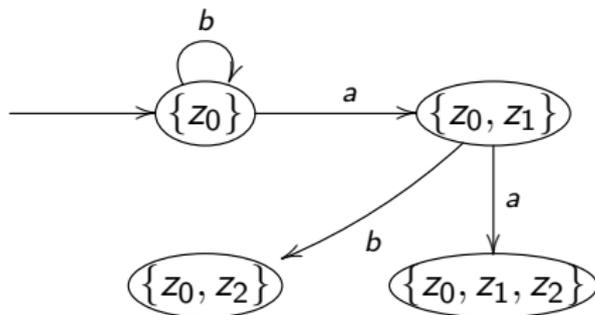


Wohin nun von $\{z_0, z_1\}$ mit a und b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

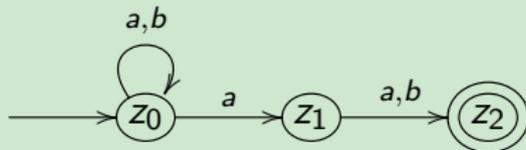


Es ist $\delta(z_0, a) = \{z_0, z_1\}$ und $\delta(z_1, a) = z_2$ also insgesamt $\delta'(\{z_0, z_1\}, a) = \{z_0, z_1, z_2\}$ und ähnlich für b :

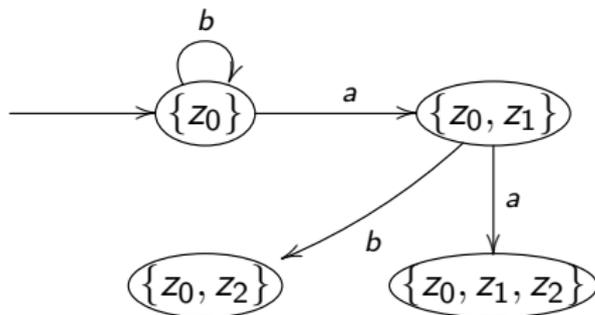


Wohin nun von $\{z_0, z_2\}$ mit a und b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

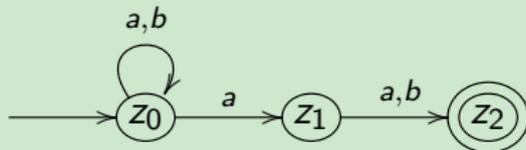


Es ist $\delta(z_0, a) = \{z_0, z_1\}$ und $\delta(z_1, a) = z_2$ also insgesamt $\delta'(\{z_0, z_1\}, a) = \{z_0, z_1, z_2\}$ und ähnlich für b :

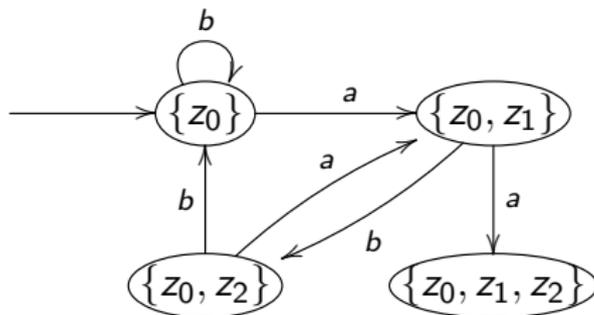


Wohin nun von $\{z_0, z_2\}$ mit a und b ?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

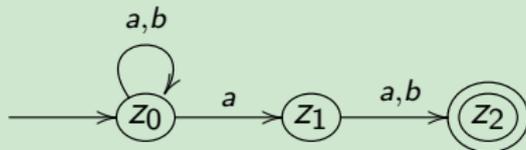


Es ist $\delta(z_0, b) = \{z_0\}$ und $\delta(z_2, b) = \emptyset$ also insgesamt
 $\delta'(\{z_0, z_2\}, b) = \{z_0\}$ und ähnlich für a :

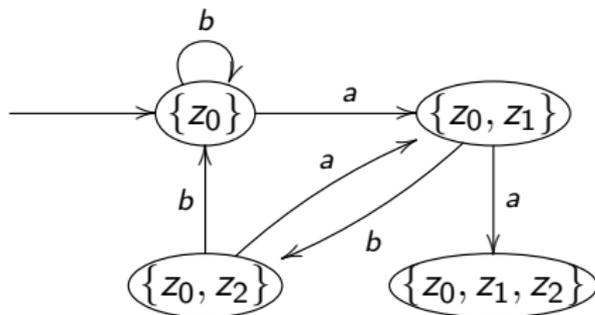


Und von $\{z_0, z_1, z_2\}$?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

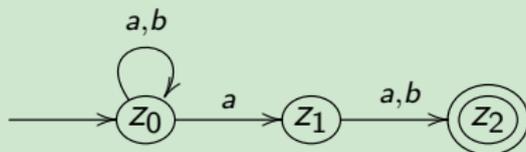


Es ist $\delta(z_0, b) = \{z_0\}$ und $\delta(z_2, b) = \emptyset$ also insgesamt
 $\delta'(\{z_0, z_2\}, b) = \{z_0\}$ und ähnlich für a :

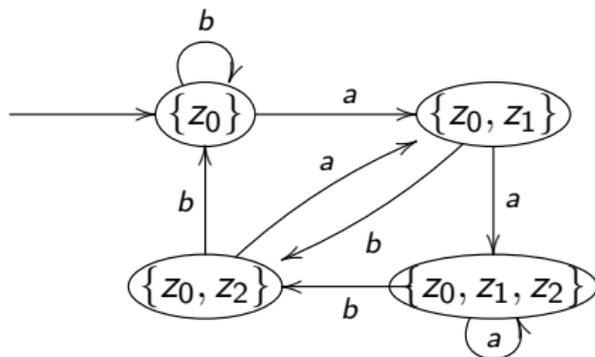


Und von $\{z_0, z_1, z_2\}$?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

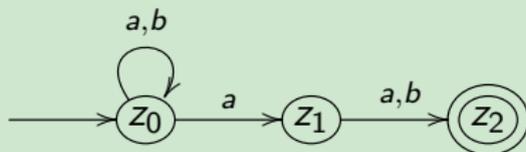


Es ist $\delta(z_0, b) = \{z_0\}$, $\delta(z_1, b) = \{z_2\}$ und $\delta(z_2, b) = \emptyset$ also insgesamt $\delta'(\{z_0, z_1, z_2\}, b) = \{z_0, z_2\}$ und ähnlich für a :

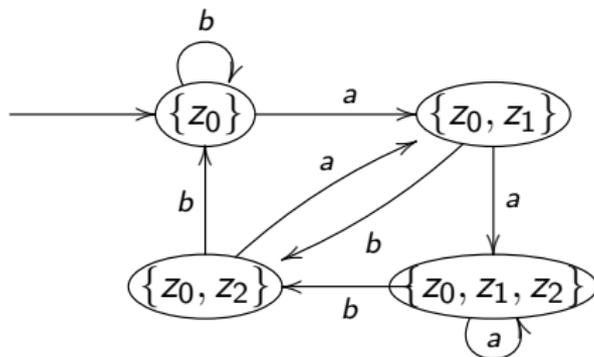


Endzustände?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel

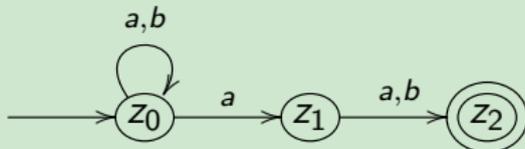


Es ist $\delta(z_0, b) = \{z_0\}$, $\delta(z_1, b) = \{z_2\}$ und $\delta(z_2, b) = \emptyset$ also insgesamt $\delta'(\{z_0, z_1, z_2\}, b) = \{z_0, z_2\}$ und ähnlich für a :

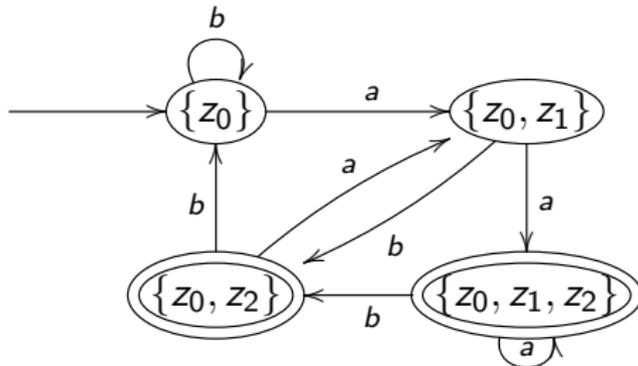


Endzustände?

Der Potenzautomat - Ein Beispiel



Und fertig!



Der Potenzautomat - Korrektheit der Konstruktion

Beweis.

Wir zeigen per Induktion über $|w|$, dass für jedes $w \in \Sigma^*$ und $M \subseteq Z$

$$\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$$

- Ind.-Anfang $|w| = 0$, d.h. $w = \lambda$. In diesem Fall ist $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w) = M$ (wegen der Definition der erweiterten Überföhrungsfunktion).
- Ind.-Annahme: Gelte die Aussage für Wörter der Länge n .
- Ind.-Schritt: Sei $w \in \Sigma^*$ mit $|w| = n + 1$. Wir zerlegen w in xv (also $w = xv$) mit $x \in \Sigma$. x ist also das erste Symbol...

Der Potenzautomat - Korrektheit der Konstruktion

Beweis.

Wir zeigen per Induktion über $|w|$, dass für jedes $w \in \Sigma^*$ und $M \subseteq Z$

$$\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$$

- Ind.-Anfang $|w| = 0$, d.h. $w = \lambda$. In diesem Fall ist $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w) = M$ (wegen der Definition der erweiterten Überföhrungsfunktion).
- Ind.-Annahme: Gelte die Aussage für Wörter der Länge n .
- Ind.-Schritt: Sei $w \in \Sigma^*$ mit $|w| = n + 1$. Wir zerlegen w in xv (also $w = xv$) mit $x \in \Sigma$. x ist also das erste Symbol...

Der Potenzautomat - Korrektheit der Konstruktion

Beweis.

Wir zeigen per Induktion über $|w|$, dass für jedes $w \in \Sigma^*$ und $M \subseteq Z$

$$\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$$

- Ind.-Anfang $|w| = 0$, d.h. $w = \lambda$. In diesem Fall ist $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w) = M$ (wegen der Definition der erweiterten Überföhrungsfunktion).
- Ind.-Annahme: Gelte die Aussage für Wörter der Länge n .
- Ind.-Schritt: Sei $w \in \Sigma^*$ mit $|w| = n + 1$. Wir zerlegen w in xv (also $w = xv$) mit $x \in \Sigma$. x ist also das erste Symbol...

Der Potenzautomat - Korrektheit der Konstruktion

Beweis.

Wir zeigen per Induktion über $|w|$, dass für jedes $w \in \Sigma^*$ und $M \subseteq Z$

$$\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$$

- Ind.-Anfang $|w| = 0$, d.h. $w = \lambda$. In diesem Fall ist $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w) = M$ (wegen der Definition der erweiterten Überföhrungsfunktion).
- Ind.-Annahme: Gelte die Aussage für Wörter der Länge n .
- Ind.-Schritt: Sei $w \in \Sigma^*$ mit $|w| = n + 1$. Wir zerlegen w in xv (also $w = xv$) mit $x \in \Sigma$. x ist also das erste Symbol...

Beweis.

Fortsetzung des Induktionsschrittes: Nach den Definitionen der erweiterten Überföhrungsfunktionen folgt nun

- $\hat{\delta}(M, xv) = \hat{\delta}(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$
- $\hat{\delta}'(M, xv) = \hat{\delta}'(\delta'(z_0, x), v) = \hat{\delta}'(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$

Letztere Gleichheit aufgrund der Definition von δ' . Sei $\cup_{z \in M} \delta(z, x) = M'$. Nun gilt aber $|v| = n$ und damit ist die Induktionsannahme anwendbar, d.h. es ist $\hat{\delta}'(M', v) = \hat{\delta}(M', v)$ und damit insgesamt $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$.

Beweis.

Fortsetzung des Induktionsschrittes: Nach den Definitionen der erweiterten Überföhrungsfunktionen folgt nun

- $\hat{\delta}(M, xv) = \hat{\delta}(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$
- $\hat{\delta}'(M, xv) = \hat{\delta}'(\delta'(z_0, x), v) = \hat{\delta}'(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$

Letztere Gleichheit aufgrund der Definition von δ' . Sei $\cup_{z \in M} \delta(z, x) = M'$. Nun gilt aber $|v| = n$ und damit ist die Induktionsannahme anwendbar, d.h. es ist $\hat{\delta}'(M', v) = \hat{\delta}(M', v)$ und damit insgesamt $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$.

Beweis.

Fortsetzung des Induktionsschrittes: Nach den Definitionen der erweiterten Überföhrungsfunktionen folgt nun

- $\hat{\delta}(M, xv) = \hat{\delta}(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$
- $\hat{\delta}'(M, xv) = \hat{\delta}'(\delta'(z_0, x), v) = \hat{\delta}'(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$

Letztere Gleichheit aufgrund der Definition von δ' . Sei $\cup_{z \in M} \delta(z, x) = M'$. Nun gilt aber $|v| = n$ und damit ist die Induktionsannahme anwendbar, d.h. es ist $\hat{\delta}'(M', v) = \hat{\delta}(M', v)$ und damit insgesamt $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$.

Beweis.

Fortsetzung des Induktionsschrittes: Nach den Definitionen der erweiterten Überföhrungsfunktionen folgt nun

- $\hat{\delta}(M, xv) = \hat{\delta}(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$
- $\hat{\delta}'(M, xv) = \hat{\delta}'(\delta'(z_0, x), v) = \hat{\delta}'(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$

Letztere Gleichheit aufgrund der Definition von δ' . Sei $\cup_{z \in M} \delta(z, x) = M'$. Nun gilt aber $|v| = n$ und damit ist die Induktionsannahme anwendbar, d.h. es ist $\hat{\delta}'(M', v) = \hat{\delta}(M', v)$ und damit insgesamt $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$.

Beweis.

Fortsetzung des Induktionsschrittes: Nach den Definitionen der erweiterten Überföhrungsfunktionen folgt nun

- $\hat{\delta}(M, xv) = \hat{\delta}(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$
- $\hat{\delta}'(M, xv) = \hat{\delta}'(\delta'(z_0, x), v) = \hat{\delta}'(\cup_{z \in M} \delta(z, x), v)$

Letztere Gleichheit aufgrund der Definition von δ' . Sei $\cup_{z \in M} \delta(z, x) = M'$. Nun gilt aber $|v| = n$ und damit ist die Induktionsannahme anwendbar, d.h. es ist $\hat{\delta}'(M', v) = \hat{\delta}(M', v)$ und damit insgesamt $\hat{\delta}'(M, w) = \hat{\delta}(M, w)$.

Beweis.

Abschluss des Beweises: Setzen wir für M die Menge Z_{start} bzw. z_0 ein (was das gleiche ist nach Konstruktion), so erhalten wir

$$\hat{\delta}'(z_0, w) = \hat{\delta}(Z_{start}, w)$$

Nach Konstruktion und Definition der Akzeptanzbedingung akzeptieren nun sowohl A als auch B genau dann, wenn in $\hat{\delta}'(z_0, w)$ bzw. $\hat{\delta}(Z_{start}, w)$ ein Endzustand des NFA auftritt. Da diese Mengen gleich sind, akzeptiert A folglich genau dann, wenn B akzeptiert und damit ist $L(A) = L(B)$. □

Beweis.

Abschluss des Beweises: Setzen wir für M die Menge Z_{start} bzw. z_0 ein (was das gleiche ist nach Konstruktion), so erhalten wir

$$\hat{\delta}'(z_0, w) = \hat{\delta}(Z_{start}, w)$$

Nach Konstruktion und Definition der Akzeptanzbedingung akzeptieren nun sowohl A als auch B genau dann, wenn in $\hat{\delta}'(z_0, w)$ bzw. $\hat{\delta}(Z_{start}, w)$ ein Endzustand des NFA auftritt. Da diese Mengen gleich sind, akzeptiert A folglich genau dann, wenn B akzeptiert und damit ist $L(A) = L(B)$. □

Beweis.

Abschluss des Beweises: Setzen wir für M die Menge Z_{start} bzw. z_0 ein (was das gleiche ist nach Konstruktion), so erhalten wir

$$\hat{\delta}'(z_0, w) = \hat{\delta}(Z_{start}, w)$$

Nach Konstruktion und Definition der Akzeptanzbedingung akzeptieren nun sowohl A als auch B genau dann, wenn in $\hat{\delta}'(z_0, w)$ bzw. $\hat{\delta}(Z_{start}, w)$ ein Endzustand des NFA auftritt. Da diese Mengen gleich sind, akzeptiert A folglich genau dann, wenn B akzeptiert und damit ist $L(A) = L(B)$. \square

Das Ergebnis

Satz

DFAs und NFAs sind äquivalente Automatenmodelle. Beide akzeptieren damit die regulären Sprachen.

Anmerkung

Akzeptieren zwei DFAs A_1 und A_2 die gleiche Sprache, gilt also $L(A_1) = L(A_2)$, so sagt man A_1 und A_2 sind *äquivalent*.

Ebenso sprechen wir auch bei zwei Automaten unterschiedlicher Automatenmodelle davon, dass sie äquivalent sind, wenn sie die gleiche Sprache akzeptieren.

Ist es so wie hier möglich zu jedem Automaten des einen Modells einen äquivalenten Automaten des anderen Modells zu konstruieren, so sagen wir, dass die Automatenmodelle äquivalent sind.

Das Ergebnis

Satz

DFAs und NFAs sind äquivalente Automatenmodelle. Beide akzeptieren damit die regulären Sprachen.

Anmerkung

Akzeptieren zwei DFAs A_1 und A_2 die gleiche Sprache, gilt also $L(A_1) = L(A_2)$, so sagt man A_1 und A_2 sind *äquivalent*. Ebenso sprechen wir auch bei zwei Automaten unterschiedlicher Automatenmodelle davon, dass sie äquivalent sind, wenn sie die gleiche Sprache akzeptieren.

Ist es so wie hier möglich zu jedem Automaten des einen Modells einen äquivalenten Automaten des anderen Modells zu konstruieren, so sagen wir, dass die Automatenmodelle äquivalent sind.

Eine letzte Anmerkung...

Anmerkung

Der Potenzautomat hat nach Konstruktion exponentiell mehr Zustände als der NFA ($2^{|Z|}$ im Vergleich zu $|Z|$). Oft werden diese nicht alle gebraucht, es gibt aber Beispiele wo diese Zahl erreicht wird. Die hohe Zahl ist also keine Schwäche der Konstruktion!

Bemerkung

Eine gute Näherung hat man schon mit:



bzw. Verallgemeinerungen davon. Ein äquivalenter DFA für diese Sprache hat mindestens 2^{n-1} Zustände.

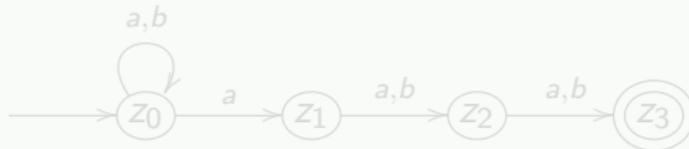
Eine letzte Anmerkung...

Anmerkung

Der Potenzautomat hat nach Konstruktion exponentiell mehr Zustände als der NFA ($2^{|Z|}$ im Vergleich zu $|Z|$). Oft werden diese nicht alle gebraucht, es gibt aber Beispiele wo diese Zahl erreicht wird. Die hohe Zahl ist also keine Schwäche der Konstruktion!

Bemerkung

Eine gute Näherung hat man schon mit:



bzw. Verallgemeinerungen davon. Ein äquivalenter DFA für diese Sprache hat mindestens 2^{n-1} Zustände.

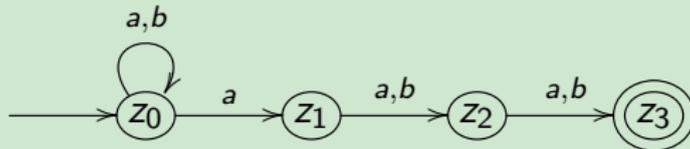
Eine letzte Anmerkung...

Anmerkung

Der Potenzautomat hat nach Konstruktion exponentiell mehr Zustände als der NFA ($2^{|Z|}$ im Vergleich zu $|Z|$). Oft werden diese nicht alle gebraucht, es gibt aber Beispiele wo diese Zahl erreicht wird. Die hohe Zahl ist also keine Schwäche der Konstruktion!

Bemerkung

Eine gute Näherung hat man schon mit:



bzw. Verallgemeinerungen davon. Ein äquivalenter DFA für diese Sprache hat mindestens 2^{n-1} Zustände.

Zusammenfassung

Wir haben heute:

- Zwei Konstruktionsmethoden für DFAs kennengelernt.
- NFAs kennengelernt.
- Gezeigt, dass DFAs und NFAs äquivalent sind.
- Dafür die Potenzautomatenkonstruktion kennengelernt
- und bewiesen.

Wichtige Begriffe und Techniken

Wichtige Begriffe:

- NFA
- Anpassung der Begriffe vom DFA, Zustandsübergangsrelation

Wichtige Techniken:

- Konstruktionsmethoden für DFAs (und NFAs)
- Potenzautomatenkonstruktion
- Idee einer Induktion über die Wortlänge

Wichtige Begriffe und Techniken

Wichtige Begriffe:

- NFA
- Anpassung der Begriffe vom DFA, Zustandsübergangsrelation

Wichtige Techniken:

- Konstruktionsmethoden für DFAs (und NFAs)
- Potenzautomatenkonstruktion
- Idee einer Induktion über die Wortlänge