Übersicht

http://xkcd.com

Operationen auf Sprachen

Für Sprachen $L, L' \subseteq \Sigma^*$ definiere:

$$L \cdot L' := \{ u \cdot v \, ; \, u \in L \text{ und } v \in L' \}$$

Operationen auf Sprachen

Für Sprachen $L, L' \subseteq \Sigma^*$ definiere:

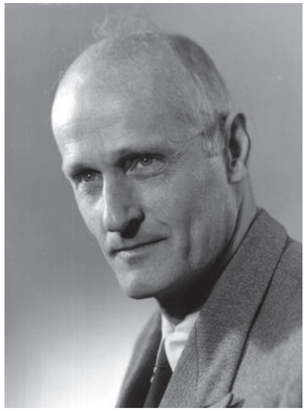
$$L \cdot L' := \{ u \cdot v \,;\, u \in L \text{ und } v \in L' \}$$

Die Kleenesche Hülle L^* einer Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist definiert:

$$L^0 := \{\epsilon\}$$

$$L^{i+1} := L^i \cdot L$$

$$L^* := \bigcup_{i \geq 0} L^i$$



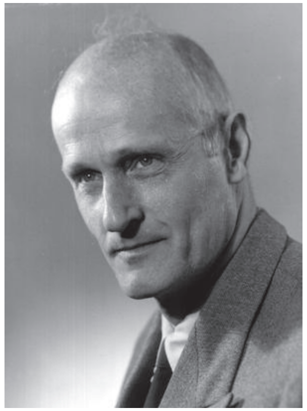
Operationen auf Sprachen

Für Sprachen $L, L' \subseteq \Sigma^*$ definiere:

$$L \cdot L' := \{ u \cdot v \,;\, u \in L \text{ und } v \in L' \}$$

Die Kleenesche Hülle L^* einer Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist definiert:

$$L^0 := \{\epsilon\}$$
$$L^{i+1} := L^i \cdot L$$
$$L^* := \bigcup_{i \geq 0} L^i$$



L^* ist die Menge aller Wörter der Form $w = v_1 \dots v_n$ mit $v_i \in L$ für alle i.

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{\, 01\,,\, 110\,\}$$

$$L^* = \{\, \epsilon\,,\, 01\,,\, 110\,,\, 0101\,,\, 01110\,,\, 11001\,,\, 010101\,,\, 110110\,,\\ 0101110\,,\, 0111001\,,\, 1100101\,,\, 01010101\,,\, \ldots\,\}$$

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{ 01 , 110 \}$$

$$L^* = \{ \epsilon , 01 , 110 , 0101 , 01110 , 11001 , 010101 , 110110 , 0101110 , 0111001 , 1100101 , 01010101 , \ldots \}$$

Eigenschaften:

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{ 01 , 110 \}$$

$$L^* = \{ \epsilon , 01 , 110 , 0101 , 01110 , 11001 , 010101 , 110110 , 0101110 , 0111001 , 1100101 , 01010101 , \ldots \}$$

Eigenschaften:

- $\left(L^*\right)^* = L^*$

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{\, 01\,,\, 110 \,\}$$

$$L^* = \{\, \epsilon\,,\, 01\,,\, 110\,,\, 0101\,,\, 01110\,,\, 11001\,,\, 010101\,,\, 110110\,,\, 0101110\,,\, 0111001\,,\, 1100101\,,\, 01010101\,,\, \ldots \}$$

Eigenschaften:

- $\left(L^*\right)^* = L^*$
- $\emptyset^* = \{\epsilon\}$

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{\, 01\,,\ 110\,\}$$

$$L^* = \{\, \epsilon\,,\ 01\,,\ 110\,,\ 0101\,,\ 01110\,,\ 11001\,,\ 010101\,,\ 110110\,,\ 0101110\,,\ 0111001\,,\ 1100101\,,\ 01010101\,,\ \ldots\,\}$$

Eigenschaften:

- $\left(L^*\right)^* = L^*$
- $\emptyset^* = \{\epsilon\}$
- $\{\epsilon\}^* = \{\epsilon\}$

Kleene'sche Hülle

Beispiel:

$$L = \{\, 01 \,,\, 110 \,\}$$

$$L^* = \{\, \epsilon \,,\, 01 \,,\, 110 \,,\, 0101 \,,\, 01110 \,,\, 11001 \,,\, 010101 \,,\, 110110 \,,\, 0101110 \,,\, 0111001 \,,\, 1100101 \,,\, 01010101 \,,\, \dots \,\}$$

Eigenschaften:

- $\left(L^*\right)^* = L^*$
- $\emptyset^* = \{\epsilon\}$
- $\{\epsilon\}^* = \{\epsilon\}$
- L^* ist unendlich, außer in diesen 2 Fällen

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

- Konstanten ϵ und $\emptyset$ sind reguläre Ausdrücke,
  mit $L(\epsilon) = \{\epsilon\}$ und $L(\emptyset) = \emptyset$

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

- Konstanten ϵ und $\emptyset$ sind reguläre Ausdrücke, mit $L(\epsilon) = \{\epsilon\}$ und $L(\emptyset) = \emptyset$
- Für $a \in \Sigma$ ist a ein regulärer Ausdruck, mit $L(a) = \{a\}$

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

- Konstanten ϵ und $\emptyset$ sind reguläre Ausdrücke, mit $L(\epsilon) = \{\epsilon\}$ und $L(\emptyset) = \emptyset$
- Für $a \in \Sigma$ ist a ein regulärer Ausdruck, mit $L(a) = \{a\}$
- Sind E, F reguläre Ausdrücke, dann auch $(E + F)$, mit $L(E + F) = L(E) \cup L(F)$

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

- Konstanten ϵ und $\emptyset$ sind reguläre Ausdrücke, mit $L(\epsilon) = \{\epsilon\}$ und $L(\emptyset) = \emptyset$
- Für $a \in \Sigma$ ist a ein regulärer Ausdruck, mit $L(a) = \{a\}$
- Sind E, F reguläre Ausdrücke, dann auch $(E + F)$, mit $L(E + F) = L(E) \cup L(F)$
- Sind E, F reguläre Ausdrücke, dann auch $(E \cdot F)$, mit $L(E \cdot F) = L(E) \cdot L(F)$

Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke und ihre Sprachen sind induktiv definiert:

- Konstanten ϵ und $\emptyset$ sind reguläre Ausdrücke, mit $L(\epsilon) = \{\epsilon\}$ und $L(\emptyset) = \emptyset$
- Für $a \in \Sigma$ ist a ein regulärer Ausdruck, mit $L(a) = \{a\}$
- Sind E, F reguläre Ausdrücke, dann auch $(E + F)$, mit $L(E + F) = L(E) \cup L(F)$
- Sind E, F reguläre Ausdrücke, dann auch $(E \cdot F)$, mit $L(E \cdot F) = L(E) \cdot L(F)$
- Ist E regulärer Ausdruck, dann auch E^*, mit $L(E^*) = L(E)^*$

Abkürzende Schreibweisen

- Bei mehreren $+$ werden Klammern weggelassen:

$$(a + b + c) \text{ statt } ((a + b) + c)$$

Abkürzende Schreibweisen

- Bei mehreren $+$ werden Klammern weggelassen:

$$(a + b + c) \text{ statt } ((a + b) + c)$$

- Der $\cdot$ wird auch weggelassen:

$$rs \text{ statt } r \cdot s$$

Abkürzende Schreibweisen

- Bei mehreren $+$ werden Klammern weggelassen:

$$(a + b + c) \text{ statt } ((a + b) + c)$$

- Der $\cdot$ wird auch weggelassen:

$$rs \text{ statt } r \cdot s$$

- Auch bei $\cdot$ können Klammern weggelassen werden:

$$(abc) \text{ statt } ((ab)c)$$

Abkürzende Schreibweisen

- Bei mehreren $+$ werden Klammern weggelassen:

$$(a + b + c) \text{ statt } ((a + b) + c)$$

- Der $\cdot$ wird auch weggelassen:

$$rs \text{ statt } r \cdot s$$

- Auch bei $\cdot$ können Klammern weggelassen werden:

$$(abc) \text{ statt } ((ab)c)$$

- Mit Vorrangregeln: $*$ vor $\cdot$ vor $+$
  können Klammern eingespart werden:

$$01 + 10^* \text{ statt } ((01) + (1(0^*)))$$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$
- $\left(b+c+ab+ac+aab\right)^*$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$
- $\left(b+c+ab+ac+aab\right)^*$
- $(b+c)^*a(a+b+c)^*a \;+\; (a+c)^*b(a+b+c)^*b$
  $+\,(a+b)^*c(a+b+c)^*c$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$
- $\left(b+c+ab+ac+aab\right)^*$
- $(b+c)^*a(a+b+c)^*a\ +\ (a+c)^*b(a+b+c)^*b$
  $+(a+b)^*c(a+b+c)^*c$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$
- $\left(b+c+ab+ac+aab\right)^*$
- $(b+c)^*a(a+b+c)^*a \; + \; (a+c)^*b(a+b+c)^*b$
  $+ (a+b)^*c(a+b+c)^*c$

Beispiele

- $(0+1)^*01(0+1)^*$
- $\left(b+c+ab+ac+aab\right)^*$
- $(b+c)^*a(a+b+c)^*a \;+\; (a+c)^*b(a+b+c)^*b$
  $+\,(a+b)^*c(a+b+c)^*c$

Regeln zum Vereinfachen

- Kommutativgesetz

$$(R + S) = (S + R)$$

Regeln zum Vereinfachen

- Kommutativgesetz

$$(R + S) = (S + R)$$

- Neutrale Elemente

$$\emptyset + R = R + \emptyset = R \qquad \epsilon R = R\epsilon = R$$

Regeln zum Vereinfachen

- Kommutativgesetz

$$(R + S) = (S + R)$$

- Neutrale Elemente

$$\emptyset + R = R + \emptyset = R \qquad \epsilon R = R\epsilon = R$$

- Absorption

$$\emptyset R = R\emptyset = \emptyset$$

Regeln zum Vereinfachen

- Kommutativgesetz

$$(R + S) = (S + R)$$

- Neutrale Elemente

$$\emptyset + R = R + \emptyset = R \qquad \epsilon R = R\epsilon = R$$

- Absorption

$$\emptyset R = R\emptyset = \emptyset$$

- Distributivgesetze

$$R(S + T) = RS + RT \qquad (S + T)R = SR + TR$$

Regeln zum Vereinfachen

- Kommutativgesetz

$$(R+S) = (S+R)$$

- Neutrale Elemente

$$\emptyset + R = R + \emptyset = R \qquad \epsilon R = R\epsilon = R$$

- Absorption

$$\emptyset R = R\emptyset = \emptyset$$

- Distributivgesetze

$$R(S+T) = RS + RT \qquad (S+T)R = SR + TR$$

- Gesetze über Kleene-Stern

$$(R^*)^* = R^* \qquad \emptyset^* = \epsilon \qquad \epsilon^* = \epsilon$$

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
`[abcd]`	$(a + b + c + d)$

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a + b + c + d)$
$[0 - 9]$	$(0 + 1 + \ldots + 9)$

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a+b+c+d)$
$[0-9]$	$(0+1+\ldots+9)$
.	beliebiges Symbol

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a + b + c + d)$
[0 – 9]	$(0 + 1 + \ldots + 9)$
.	beliebiges Symbol
R | S	$R + S$

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
`[abcd]`	$(a+b+c+d)$
`[0-9]`	$(0+1+\ldots+9)$
`.`	beliebiges Symbol
`R|S`	$R+S$
`R*`	R^*

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a + b + c + d)$
$[0 - 9]$	$(0 + 1 + \ldots + 9)$
.	beliebiges Symbol
R | S	$R + S$
R*	R^*
R?	$\epsilon + R$

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a+b+c+d)$
[0 − 9]	$(0+1+\ldots+9)$
.	beliebiges Symbol
R | S	$R+S$
R∗	R^*
R?	$\epsilon+R$
R+	RR^*

Reguläre Ausdrücke in der Praxis

Reguläre Ausdrücke kommen z.B. in Skriptsprachen vor.

Dort wird eine reichhaltigere Syntax verwendet:

Notation:	steht für:
[abcd]	$(a+b+c+d)$
[0 − 9]	$(0+1+\ldots+9)$
.	beliebiges Symbol
R | S	$R+S$
R∗	R^*
R?	$\epsilon+R$
R+	RR^*
R[5]	$RRRRR$

Ausdrucksstärke

Wir werden im Folgenden zeigen:

Theorem

Reguläre Ausdrücke beschreiben genau die Sprachen, die von DEA (oder NEA, ϵ-NEA) erkannt werden.

Ausdrucksstärke

Wir werden im Folgenden zeigen:

Theorem

Reguläre Ausdrücke beschreiben genau die Sprachen, die von DEA (oder NEA, ϵ-NEA) erkannt werden.

Dazu zeigen wir zwei Teile:

Lemma

Für jeden regulären Ausdruck R gibt es einen ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$.

Ausdrucksstärke

Wir werden im Folgenden zeigen:

Theorem

Reguläre Ausdrücke beschreiben genau die Sprachen, die von DEA (oder NEA, ϵ-NEA) erkannt werden.

Dazu zeigen wir zwei Teile:

Lemma

Für jeden regulären Ausdruck R gibt es einen ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$.

Lemma

Für jeden NEA A gibt es einen regulären Ausdruck R_A mit $L(R_A) = L(A)$.

Vom regulären Ausdruck zum Automaten

Für jeden regulären Ausdruck R definiere ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$ und

Vom regulären Ausdruck zum Automaten

Für jeden regulären Ausdruck R definiere ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$ und

- genau einem Endzustand,

$$F = \{q_f\}$$

Vom regulären Ausdruck zum Automaten

Für jeden regulären Ausdruck R definiere ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$ und

- genau einem Endzustand,

$$F = \{q_f\}$$

- kein Übergang in den Startzustand,

$$q_0 \notin \delta(q, a) \quad \text{für alle } q \text{ und } a$$

Vom regulären Ausdruck zum Automaten

Für jeden regulären Ausdruck R definiere ϵ-NEA A_R mit $L(A_R) = L(R)$ und

- genau einem Endzustand,

$$F = \{q_f\}$$

- kein Übergang in den Startzustand,

$$q_0 \notin \delta(q, a) \quad \text{für alle } q \text{ und } a$$

- kein Übergang aus dem Endzustand,

$$\delta(q_f, a) = \emptyset \quad \text{für alle } a$$

Konstruktion des ϵ-NEA

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

Konstruktion des ϵ-NEA

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

$$R = \emptyset$$

Konstruktion des ϵ-NEA

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

$R = \emptyset$

Konstruktion des ϵ-NEA

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

$R = \emptyset$

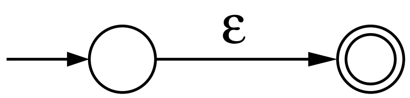
$R = \epsilon$

Konstruktion des ϵ-NEA

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

$R = \emptyset$

$R = \epsilon$

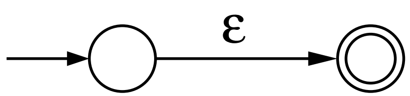


Konstruktion des ϵ-NEA

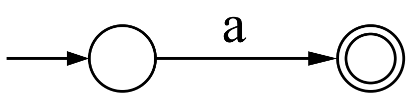
Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck R:

$R = \emptyset$

$R = \epsilon$



$R = a$



Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

Konstruktion des ϵ-NEA 2

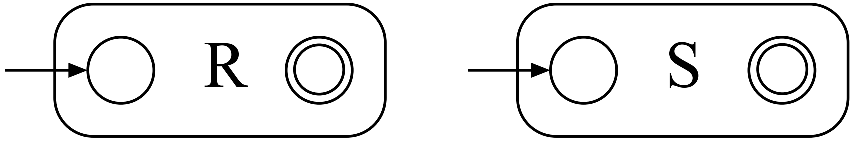
Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

$R \cdot S$

Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

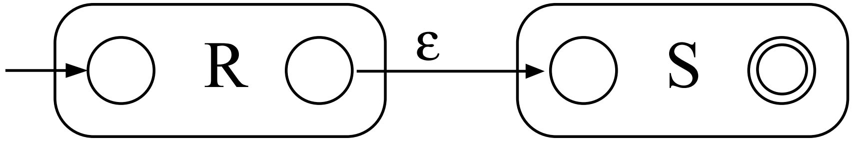
$R \cdot S$



Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

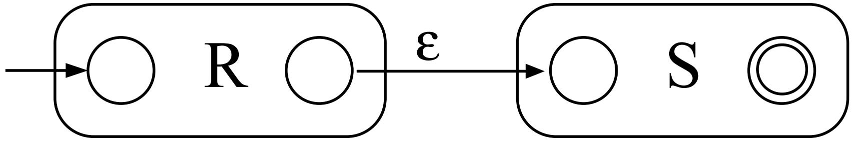
$R \cdot S$



Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

$R \cdot S$

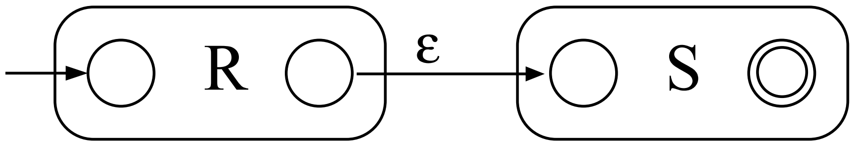


$R + S$

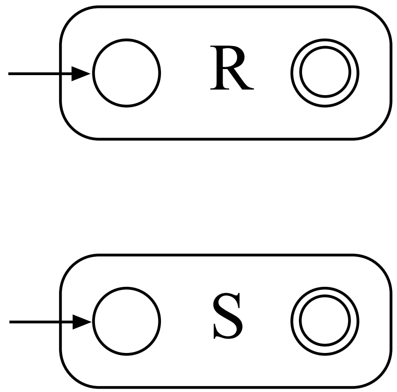
Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

$R \cdot S$



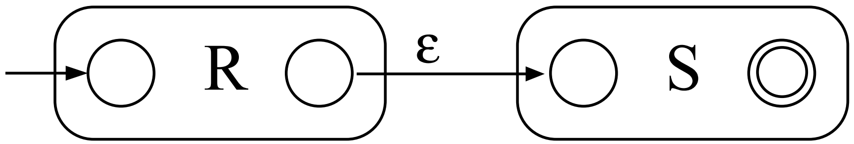
$R + S$



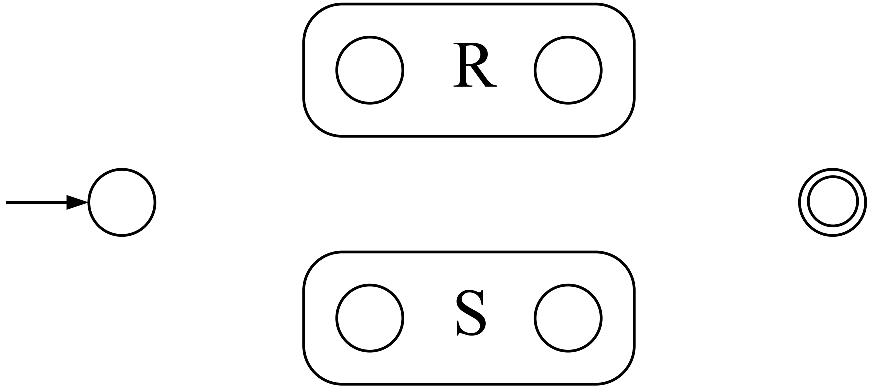
Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

$R \cdot S$



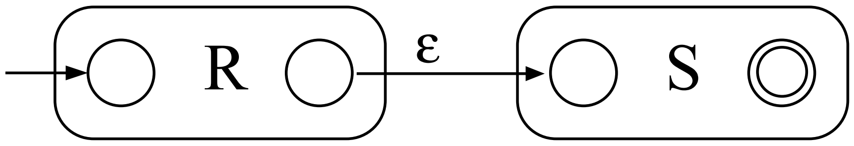
$R + S$



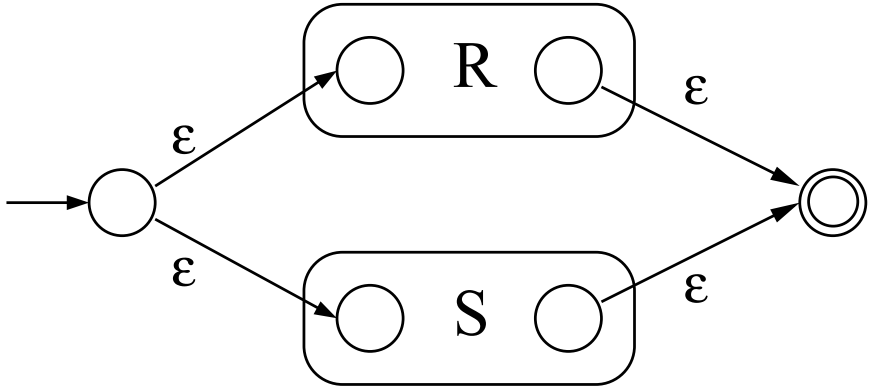
Konstruktion des ϵ-NEA 2

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

$R \cdot S$



$R + S$



Konstruktion des ϵ-NEA 3

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

Konstruktion des ϵ-NEA 3

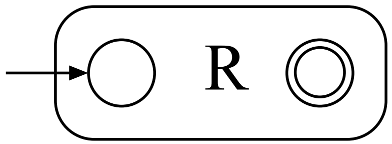
Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

R^*

Konstruktion des ϵ-NEA 3

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

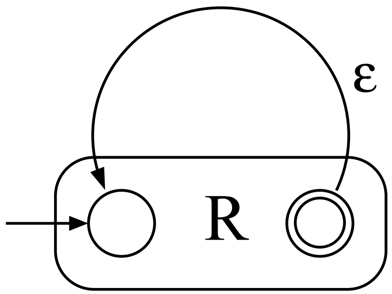
R^*



Konstruktion des ϵ-NEA 3

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

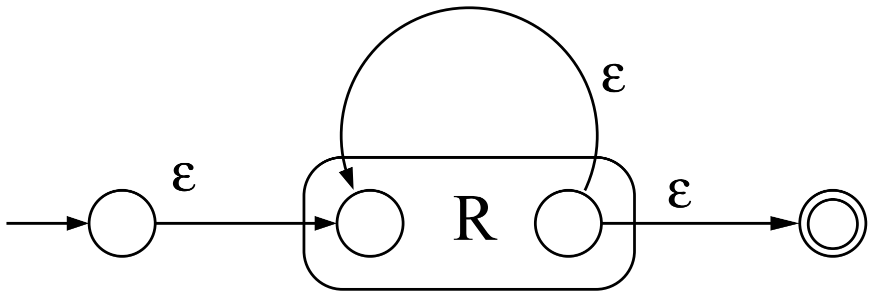
R^*



Konstruktion des ϵ-NEA 3

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

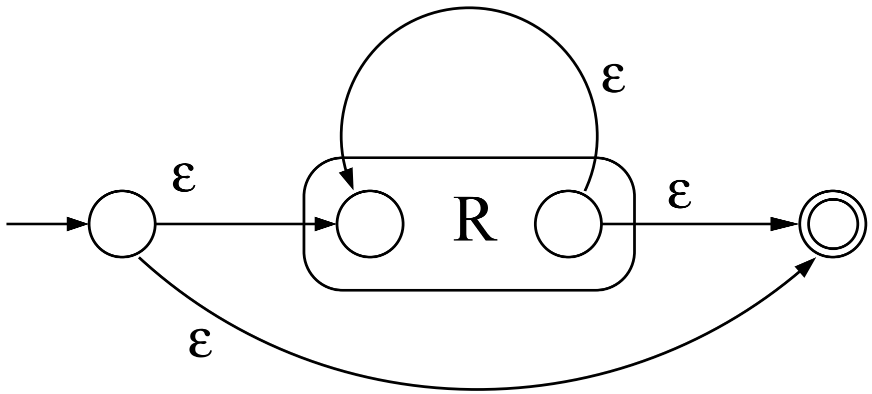
R^*



Konstruktion des ϵ-NEA 3

Konstruktion eines ϵ-NEA für regulären Ausdruck:

R^*



Das Arden'sche Lemma

Seien $U, V \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $\epsilon \notin U$.

Das Arden'sche Lemma

Seien $U, V \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $\epsilon \notin U$.

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $L = UL + V$

Das Arden'sche Lemma

Seien $U, V \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $\epsilon \notin U$.

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $L = UL + V$

dann gilt: $L = U^* V$

Das Arden'sche Lemma

Seien $U, V \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $\epsilon \notin U$.

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $\quad L = UL + V$

dann gilt: $\quad L = U^* V$

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $\quad L = UL$

Das Arden'sche Lemma

Seien $U, V \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $\epsilon \notin U$.

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $L = UL + V$

dann gilt: $L = U^* V$

Erfüllt $L \subseteq \Sigma^*$ die Gleichung $L = UL$

dann gilt: $L = \emptyset$

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $L_q := \{ w ; \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \}$

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $L_q := \{ w ; \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \}$

Also ist $L(A) = L_{q_0}$.

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $L_q := \{ w \,;\, \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \}$

Also ist $L(A) = L_{q_0}$.

L_q erfüllt die Gleichung:

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a \, L_p$$

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $\quad L_q := \{ w \,;\, \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \}$

Also ist $L(A) = L_{q_0}$.

L_q erfüllt die Gleichung:

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p$$

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p + \epsilon \qquad \text{für } q \in F$$

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $L_q := \{ w \,;\, \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \}$

Also ist $L(A) = L_{q_0}$.

L_q erfüllt die Gleichung:

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p$$

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p + \epsilon \qquad \text{für } q \in F$$

$\rightsquigarrow$ Gleichungssystem für die L_q,

Regulärer Ausdruck aus NEA

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NEA.

Für $q \in Q$ definiere: $L_q := \{\, w \,;\, \hat{\delta}(q, w) \cap F \neq \emptyset \,\}$

Also ist $L(A) = L_{q_0}$.

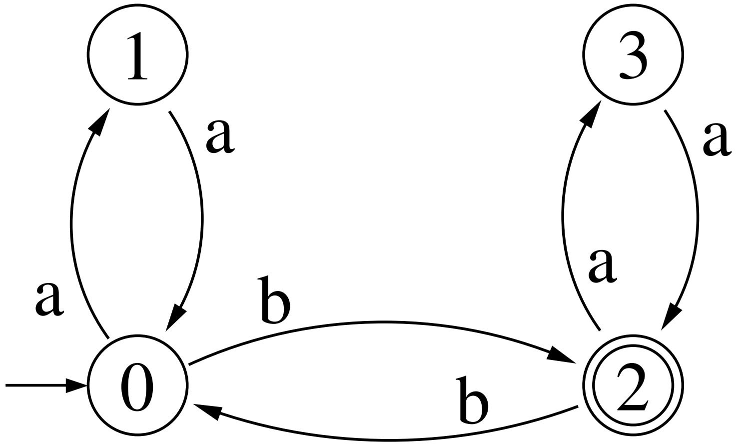
L_q erfüllt die Gleichung:

$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p$$

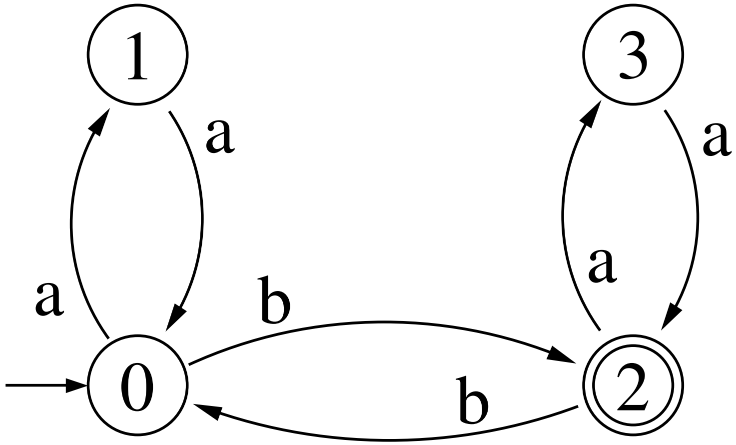
$$L_q = \sum_{a \in \Sigma} \sum_{p \in \delta(q,a)} a\, L_p + \epsilon \qquad \text{für } q \in F$$

$\leadsto$ Gleichungssystem für die L_q,
kann mit Arden's Lemma gelöst werden.

Beispiel

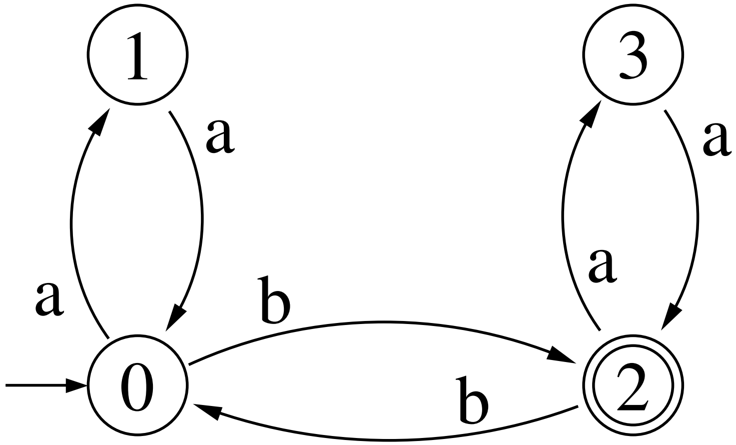


Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

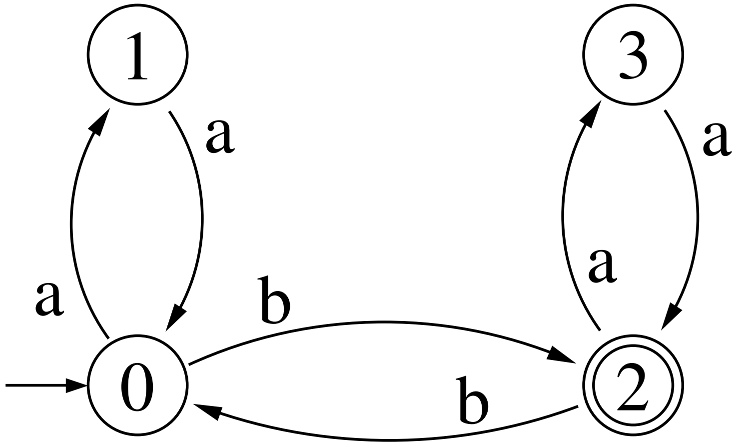
Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

$$L_0 = a\,L_1 + b\,L_2$$

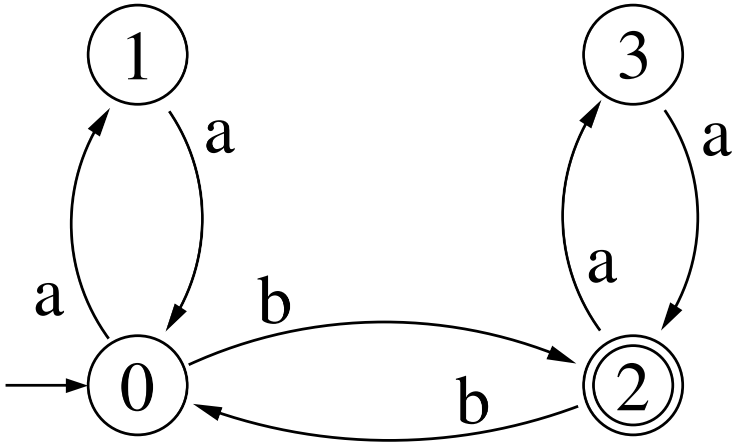
Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

$$
\begin{aligned}
L_0 &= a\,L_1 + b\,L_2 \\
L_1 &= a\,L_0
\end{aligned}
$$

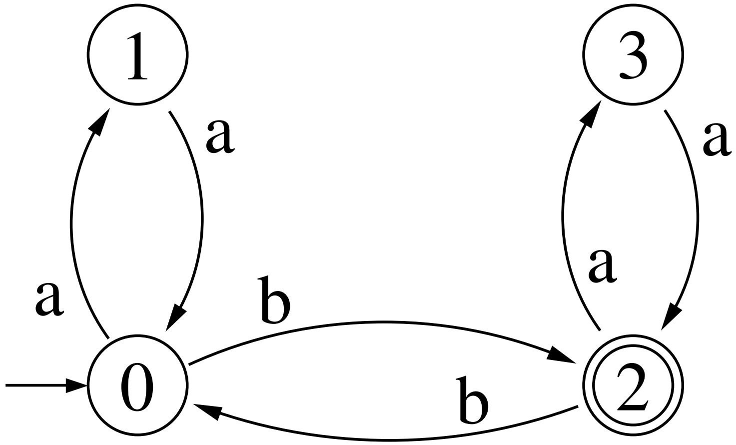
Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

$$\begin{aligned} L_0 &= a\,L_1 + b\,L_2 \\ L_1 &= a\,L_0 \\ L_2 &= a\,L_3 + b\,L_0 + \epsilon \end{aligned}$$

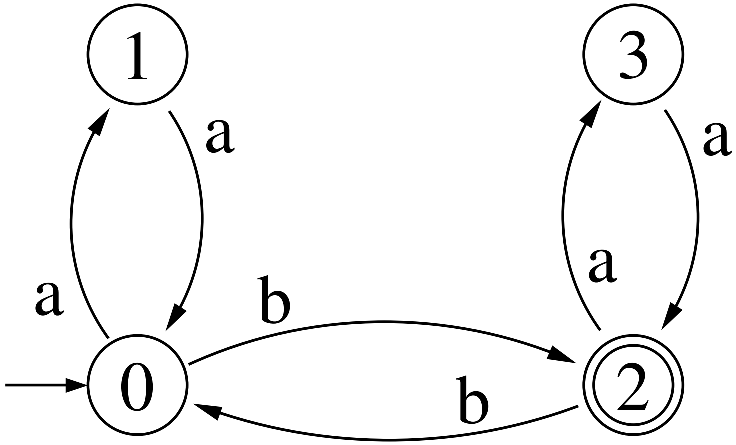
Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

$$\begin{aligned} L_0 &= a\,L_1 + b\,L_2 \\ L_1 &= a\,L_0 \\ L_2 &= a\,L_3 + b\,L_0 + \epsilon \\ L_3 &= a\,L_2 \end{aligned}$$

Beispiel



Gleichungssystem zum NEA A:

$$
\begin{aligned}
L_0 &= a\,L_1 + b\,L_2 \\
L_1 &= a\,L_0 \\
L_2 &= a\,L_3 + b\,L_0 + \epsilon \\
L_3 &= a\,L_2
\end{aligned}
$$

Lösung: $L(A) = L_0 = \big(aa + b(aa)^* b\big)^* b(aa)^*$