

F2 — Automaten und formale Sprachen

Matthias Jantzen

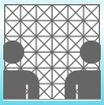
(nach und mit Folienvorlagen von Berndt Farwer)

Fachbereich Informatik

AB „Theoretische Grundlagen der Informatik“ (TGI)

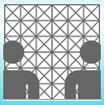
Universität Hamburg

jantzen@informatik.uni-hamburg.de



Potenzautomat

- Idee: Die Potenzmenge von Z wird als neue Zustandsmenge verwendet.



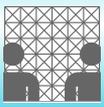
Potenzautomat

- Idee: Die Potenzmenge von Z wird als neue Zustandsmenge verwendet.
- Werden alle Zustände benötigt?



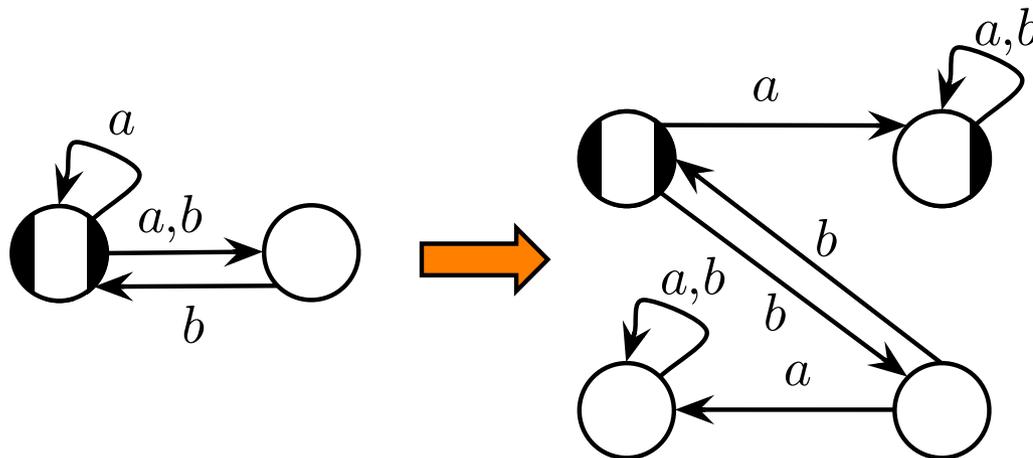
Potenzautomat

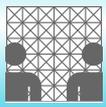
- Idee: Die Potenzmenge von Z wird als neue Zustandsmenge verwendet.
- Werden alle Zustände benötigt?
- Es gibt NFAs, die tatsächlich alle $2^{|Z|}$ Zustände erfordern!



Potenzautomat

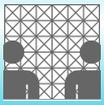
- Idee: Die Potenzmenge von Z wird als neue Zustandsmenge verwendet.
- Werden alle Zustände benötigt?
- Es gibt NFAs, die tatsächlich alle $2^{|Z|}$ Zustände erfordern!
- **Beispiel:**





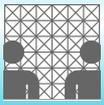
Endliche Sprachen $\in \mathcal{R}eg$

- **Theorem:** Jede endliche Sprache ist regulär.



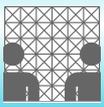
Endliche Sprachen $\in \mathcal{R}eg$

- **Theorem:** Jede endliche Sprache ist regulär.
- **Beweis:** Sei $L = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ endlich, d.h. $|L| = n \in \mathbb{N}$.



Endliche Sprachen $\in \mathcal{Reg}$

- **Theorem:** Jede endliche Sprache ist regulär.
- **Beweis:** Sei $L = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ endlich, d.h. $|L| = n \in \mathbb{N}$.
 - Es gibt endliches Alphabet Σ mit $L \subseteq \Sigma$.



Endliche Sprachen $\in \mathcal{Reg}$

- **Theorem:** Jede endliche Sprache ist regulär.
- **Beweis:** Sei $L = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ endlich, d.h. $|L| = n \in \mathbb{N}$.
 - Es gibt endliches Alphabet Σ mit $L \subseteq \Sigma$.
 - NFA $A = (\{z, z'\}, \Sigma, K, \{z\}, \{z'\})$ mit

$$K := \{(z, w_i, z') \mid w_i \in L\}$$

akzeptiert L .



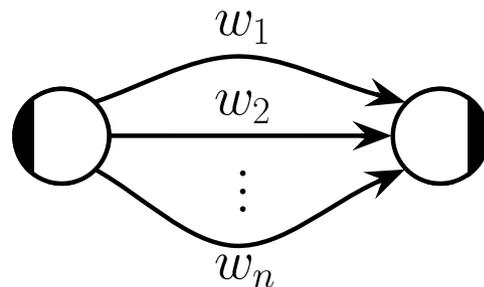
Endliche Sprachen $\in \mathcal{Reg}$

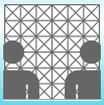
- **Theorem:** Jede endliche Sprache ist regulär.
- **Beweis:** Sei $L = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ endlich, d.h. $|L| = n \in \mathbb{N}$.
 - Es gibt endliches Alphabet Σ mit $L \subseteq \Sigma$.
 - NFA $A = (\{z, z'\}, \Sigma, K, \{z\}, \{z'\})$ mit

$$K := \{(z, w_i, z') \mid w_i \in L\}$$

akzeptiert L .

- graphisch:





Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

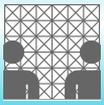
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.



Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

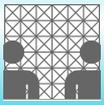
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.



Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

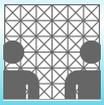
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.
- Sind A und B rationale Ausdrücke, welche die Mengen M_A und M_B beschreiben, dann sind **induktiv** folgende rationalen Ausdrücke definiert:



Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

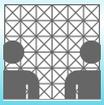
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.
- Sind A und B rationale Ausdrücke, welche die Mengen M_A und M_B beschreiben, dann sind **induktiv** folgende rationalen Ausdrücke definiert:
 - $(A + B)$ beschreibt die Menge $M_A \cup M_B$,



Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

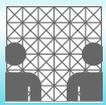
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.
- Sind A und B rationale Ausdrücke, welche die Mengen M_A und M_B beschreiben, dann sind **induktiv** folgende rationalen Ausdrücke definiert:
 - $(A + B)$ beschreibt die Menge $M_A \cup M_B$,
 - $A \cdot B$ beschreibt die Menge $M_A \cdot M_B$



Rationale Ausdrücke

Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

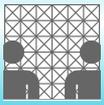
- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.
- Sind A und B rationale Ausdrücke, welche die Mengen M_A und M_B beschreiben, dann sind **induktiv** folgende rationalen Ausdrücke definiert:
 - $(A + B)$ beschreibt die Menge $M_A \cup M_B$,
 - $A \cdot B$ beschreibt die Menge $M_A \cdot M_B$
 - $(A)^*$ beschreibt die Menge M_A^*



Rationale Ausdrücke

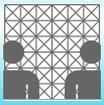
Definition: Die **rationalen Ausdrücke** über einem endlichen Alphabet Σ sind definiert durch:

- \emptyset ist ein rationaler Ausdruck, der die (*leere*) Menge $M_{\emptyset} := \emptyset$ beschreibt.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ein rationaler Ausdruck, der die Menge $M_a := \{a\}$ beschreibt.
- Sind A und B rationale Ausdrücke, welche die Mengen M_A und M_B beschreiben, dann sind **induktiv** folgende rationalen Ausdrücke definiert:
 - $(A + B)$ beschreibt die Menge $M_A \cup M_B$,
 - $A \cdot B$ beschreibt die Menge $M_A \cdot M_B$
 - $(A)^*$ beschreibt die Menge M_A^*
 - $(A)^+$ beschreibt die Menge M_A^+



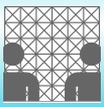
Sprachfamilie \mathcal{Rat}

- Es bezeichne $\mathcal{Rat}(\Sigma)$ die Familie aller mit rationalen Ausdrücken beschreibbaren Teilmengen von Σ^* .



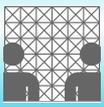
Sprachfamilie \mathcal{Rat}

- Es bezeichne $\mathcal{Rat}(\Sigma)$ die Familie aller mit rationalen Ausdrücken beschreibbaren Teilmengen von Σ^* .
- Zusammenfassend: $\mathcal{Rat} := \bigcup_{\Sigma \text{ ist endl. Alphabet}} \mathcal{Rat}(\Sigma)$.



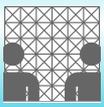
Sprachfamilie \mathcal{Rat}

- Es bezeichne $\mathcal{Rat}(\Sigma)$ die Familie aller mit rationalen Ausdrücken beschreibbaren Teilmengen von Σ^* .
- Zusammenfassend: $\mathcal{Rat} := \bigcup_{\Sigma \text{ ist endl. Alphabet}} \mathcal{Rat}(\Sigma)$.
- Regeln zur Klammerersparnis:



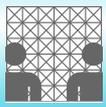
Sprachfamilie \mathcal{Rat}

- Es bezeichne $\mathcal{Rat}(\Sigma)$ die Familie aller mit rationalen Ausdrücken beschreibbaren Teilmengen von Σ^* .
- Zusammenfassend: $\mathcal{Rat} := \bigcup_{\Sigma \text{ ist endl. Alphabet}} \mathcal{Rat}(\Sigma)$.
- Regeln zur Klammerersparnis:
 - unäre Operatoren vor binären ($*$ vor \cdot und $+$)



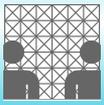
Sprachfamilie \mathcal{Rat}

- Es bezeichne $\mathcal{Rat}(\Sigma)$ die Familie aller mit rationalen Ausdrücken beschreibbaren Teilmengen von Σ^* .
- Zusammenfassend: $\mathcal{Rat} := \bigcup_{\Sigma \text{ ist endl. Alphabet}} \mathcal{Rat}(\Sigma)$.
- Regeln zur Klammerersparnis:
 - unäre Operatoren vor binären ($*$ vor \cdot und $+$)
 - Punkt vor Strich (\cdot vor $+$)



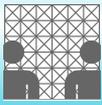
Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:



Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:
 - Suche mit „regulären Ausdrücken“

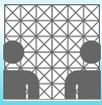


Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:
 - Suche mit „regulären Ausdrücken“
- Gibt man z.B. den Befehl

```
egrep ^Th . . . i . $ /usr/dict/duden
```

ein, so könnten folgende Wörter gefunden und angezeigt werden:

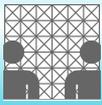


Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:
 - Suche mit „regulären Ausdrücken“
- Gibt man z.B. den Befehl

```
egrep ^Th . . . i . $ /usr/dict/duden
```

ein, so könnten folgende Wörter gefunden und angezeigt werden:
 - Thermik

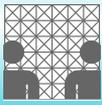


Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:
 - Suche mit „regulären Ausdrücken“
- Gibt man z.B. den Befehl

```
egrep ^Th . . . i . $ /usr/dict/duden
```

ein, so könnten folgende Wörter gefunden und angezeigt werden:
 - Thermik
 - Theorie

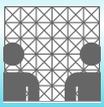


Anwendung: Unix-CLI

- grep und egrep auf Unix-Betriebssystemen und in Editoren:
 - Suche mit „regulären Ausdrücken“
- Gibt man z.B. den Befehl

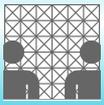
```
egrep ^Th . . . i . $ /usr/dict/duden
```

ein, so könnten folgende Wörter gefunden und angezeigt werden:
 - Thermik
 - Theorie
 - Thespis



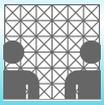
egrep-Notation

rationaler Ausdruck	egrep-Notation
Zeilenanfang	\wedge
Zeilenende	$\$$
c	c
(Gesamtalphabet:) Σ	$.$
$r + \emptyset^*$	$r?$
r^*	r^*
r^+	r^+
$r + s$	$r s$
$r \cdot s$	rs
(r)	(r)



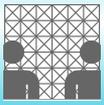
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.



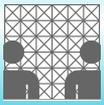
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:



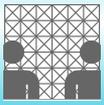
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:
 - DFA



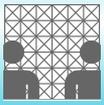
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:
 - DFA
 - vDFA



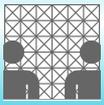
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:
 - DFA
 - vDFA
 - NFA



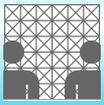
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:
 - DFA
 - vDFA
 - NFA
 - λ -freier NFA



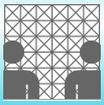
Grundannahmen

- Sei L eine reguläre Sprache.
- In allen weiteren Konstruktionen dürfen wir nach belieben voraussetzen, dass wir einen der folgenden Automaten vorliegen haben, der L akzeptiert:
 - DFA
 - vDFA
 - NFA
 - λ -freier NFA
 - buchstabierender NFA



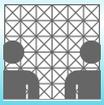
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.



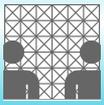
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)



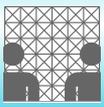
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$ zwei vDFAs.



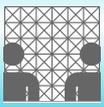
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$ zwei vDFAs.
 - Der NFA für $L_1 \cup L_2$ wird definiert durch:
 $C_{A \cup B} := (Z_1 \uplus Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_3, Z_{3,0}, Z_{3,\text{end}})$



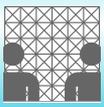
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$ zwei vDFAs.
 - Der NFA für $L_1 \cup L_2$ wird definiert durch:
 $C_{A \cup B} := (Z_1 \uplus Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_3, Z_{3,0}, Z_{3,\text{end}})$
 - $Z_{3,\text{start}} := \{z_{1,0}, z_{2,0}\}$



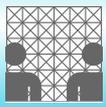
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$ zwei vDFAs.
 - Der NFA für $L_1 \cup L_2$ wird definiert durch:
 $C_{A \cup B} := (Z_1 \uplus Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_3, Z_{3,0}, Z_{3,\text{end}})$
 - $Z_{3,\text{start}} := \{z_{1,0}, z_{2,0}\}$
 - $Z_{3,\text{end}} := Z_{1,\text{end}} \cup Z_{2,\text{end}}$



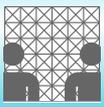
Abschlussoperator: Vereinigung

- **Theorem:** Mit $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$ ist $L_1 \cup L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines NFA für $L_1 \cup L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$ zwei vDFAs.
 - Der NFA für $L_1 \cup L_2$ wird definiert durch:
 $C_{A \cup B} := (Z_1 \uplus Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_3, Z_{3,0}, Z_{3,\text{end}})$
 - $Z_{3,\text{start}} := \{z_{1,0}, z_{2,0}\}$
 - $Z_{3,\text{end}} := Z_{1,\text{end}} \cup Z_{2,\text{end}}$
 - $K_3 := \{(p_1, x, \delta_1(p_1, x)) \mid p_1 \in Z_1, x \in \Sigma_1\} \cup \{(p_2, x, \delta_2(p_2, x)) \mid p_2 \in Z_2, x \in \Sigma_2\}$



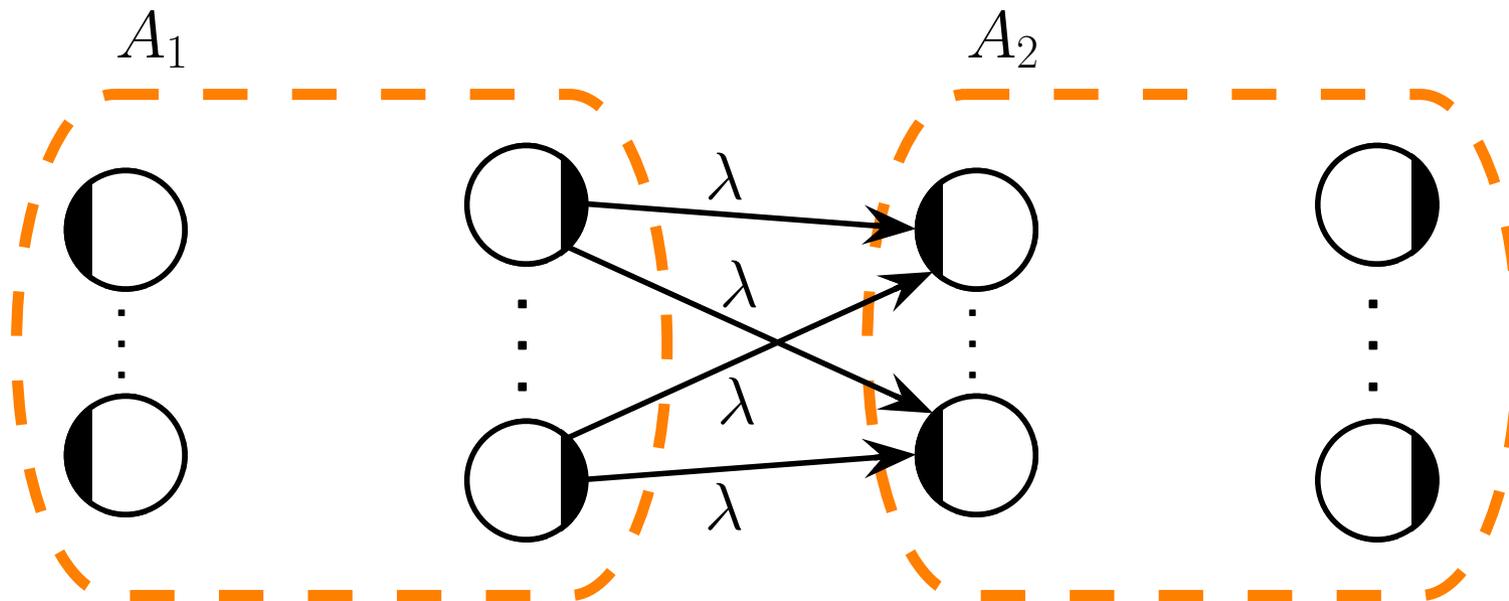
Produkt (informell)

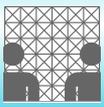
- Bereits gezeigt: Abschluss gegen Produktbildung.



Produkt (informell)

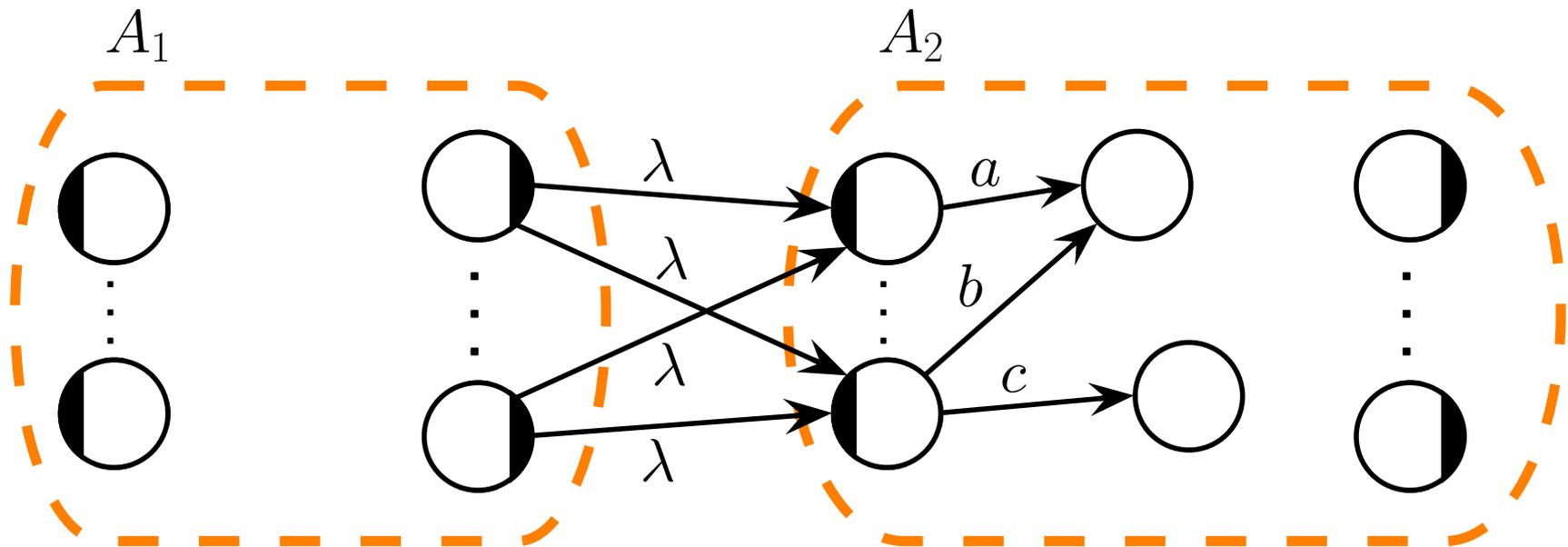
- Bereits gezeigt: Abschluss gegen Produktbildung.
- Alternative Konstruktion führt zu einem buchstabierenden FA:

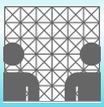




Produkt (informell)

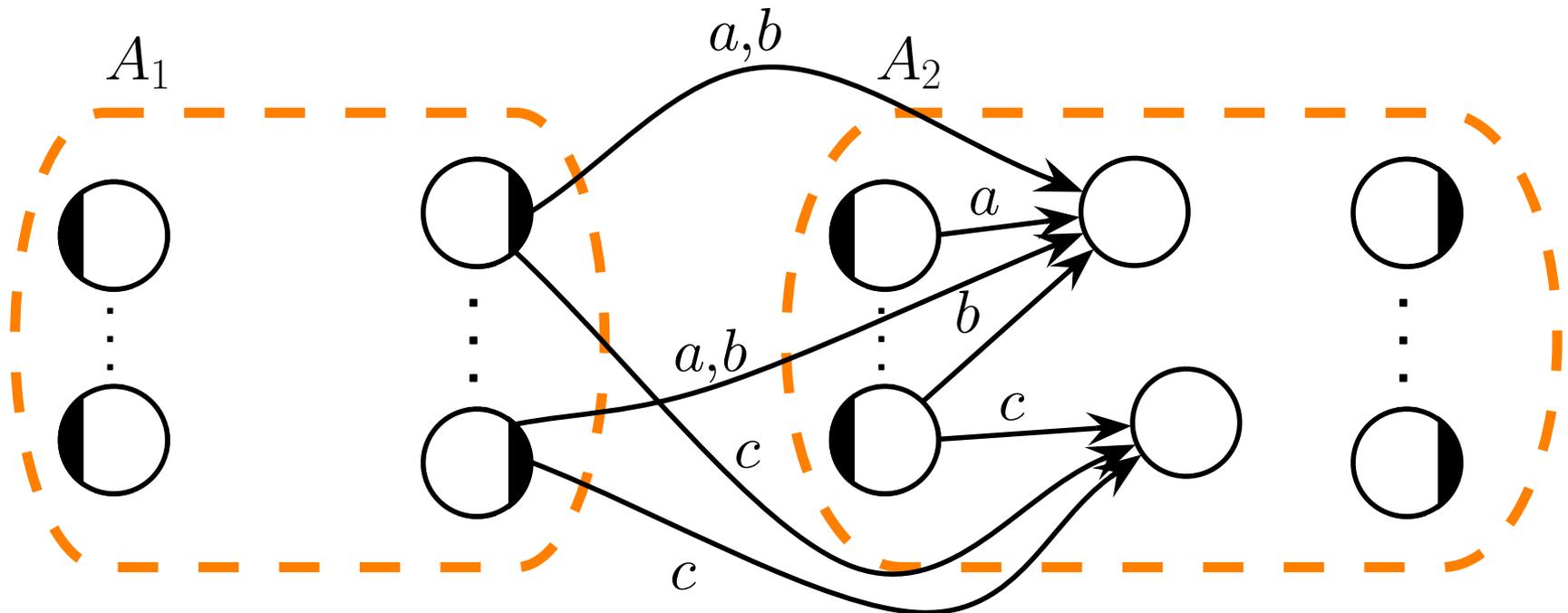
- Bereits gezeigt: Abschluss gegen Produktbildung.
- Alternative Konstruktion führt zu einem buchstabierenden FA:

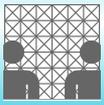




Produkt (informell)

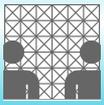
- Bereits gezeigt: Abschluss gegen Produktbildung.
- Alternative Konstruktion führt zu einem buchstabierenden FA:





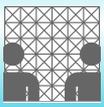
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.



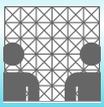
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)



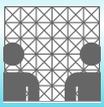
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ vollständige DFA's mit $Z_1 \cap Z_2 = \emptyset$, $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$.



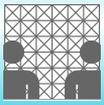
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ vollständige DFA's mit $Z_1 \cap Z_2 = \emptyset$, $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$.
 - Definiere NFA $C_{A \cdot B} := (Z_1 \cup Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_1 \cup K_2 \cup K_3, z_{1,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit



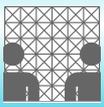
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ vollständige DFA's mit $Z_1 \cap Z_2 = \emptyset$, $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$.
 - Definiere NFA $C_{A \cdot B} := (Z_1 \cup Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_1 \cup K_2 \cup K_3, z_{1,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit
 - $K_1 := \{(p_1, x, \delta_1(p_1, x)) \mid x \in \Sigma_1, p_1 \in Z_1\}$



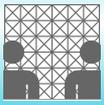
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ vollständige DFA's mit $Z_1 \cap Z_2 = \emptyset$, $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$.
 - Definiere NFA $C_{A \cdot B} := (Z_1 \cup Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_1 \cup K_2 \cup K_3, z_{1,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit
 - $K_1 := \{(p_1, x, \delta_1(p_1, x)) \mid x \in \Sigma_1, p_1 \in Z_1\}$
 - $K_2 := \{(p_2, x, \delta_2(p_2, x)) \mid x \in \Sigma_2, p_2 \in Z_2\}$



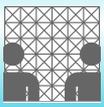
Abschlussoperator: Produkt

- **Theorem:** Seien $L_1 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1)$ und $L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_2)$, dann ist $L_1 \cdot L_2 \in \mathcal{A}kz(\Sigma_1 \cup \Sigma_2)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für $L_1 \cdot L_2$)
 - Seien $A := (Z_1, \Sigma_1, \delta_1, z_{1,0}, Z_{1,\text{end}})$ und $B := (Z_2, \Sigma_2, \delta_2, z_{2,0}, Z_{2,\text{end}})$ vollständige DFA's mit $Z_1 \cap Z_2 = \emptyset$, $L_1 = L(A)$ und $L_2 = L(B)$.
 - Definiere NFA $C_{A \cdot B} := (Z_1 \cup Z_2, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, K_1 \cup K_2 \cup K_3, z_{1,0}, Z_{2,\text{end}})$ mit
 - $K_1 := \{(p_1, x, \delta_1(p_1, x)) \mid x \in \Sigma_1, p_1 \in Z_1\}$
 - $K_2 := \{(p_2, x, \delta_2(p_2, x)) \mid x \in \Sigma_2, p_2 \in Z_2\}$
 - $K_3 := \{(p_1, x, \delta_2(z_{2,0}, x)) \mid x \in \Sigma_2, p_1 \in Z_{1,\text{end}}\}$die A und B verbindenden, Nicht- λ -Kanten.



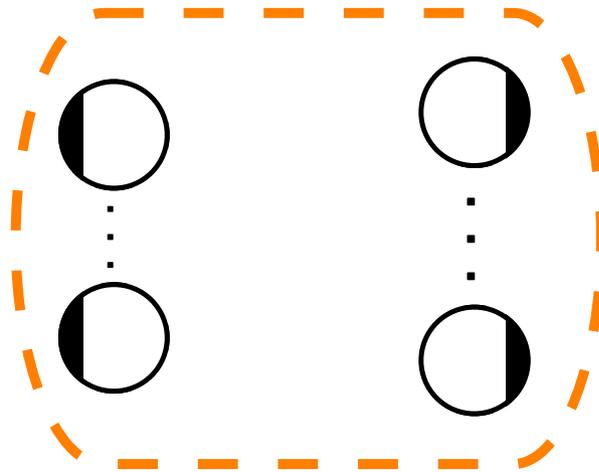
Stern (informell)

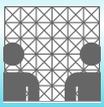
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.



Stern (informell)

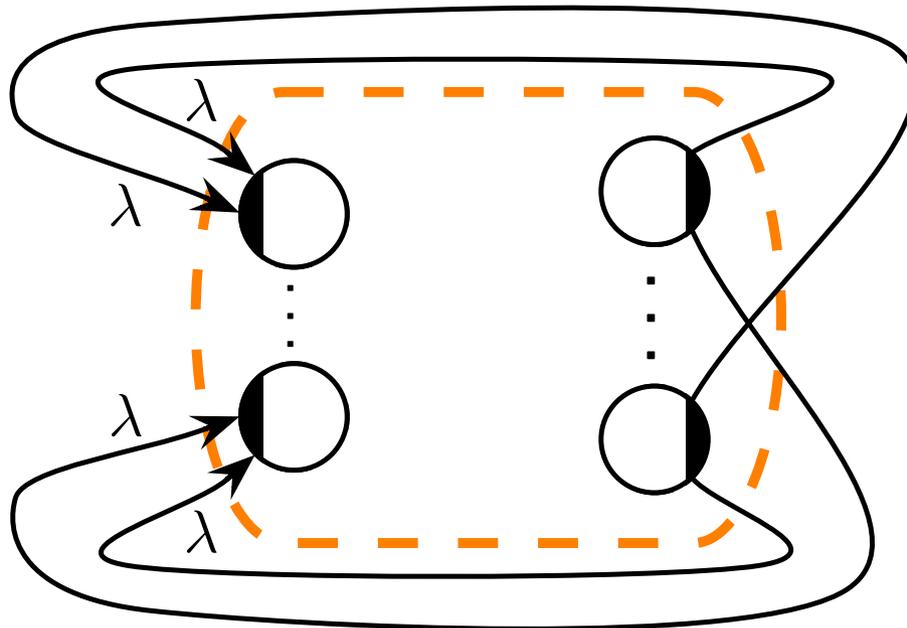
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:

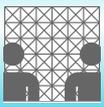




Stern (informell)

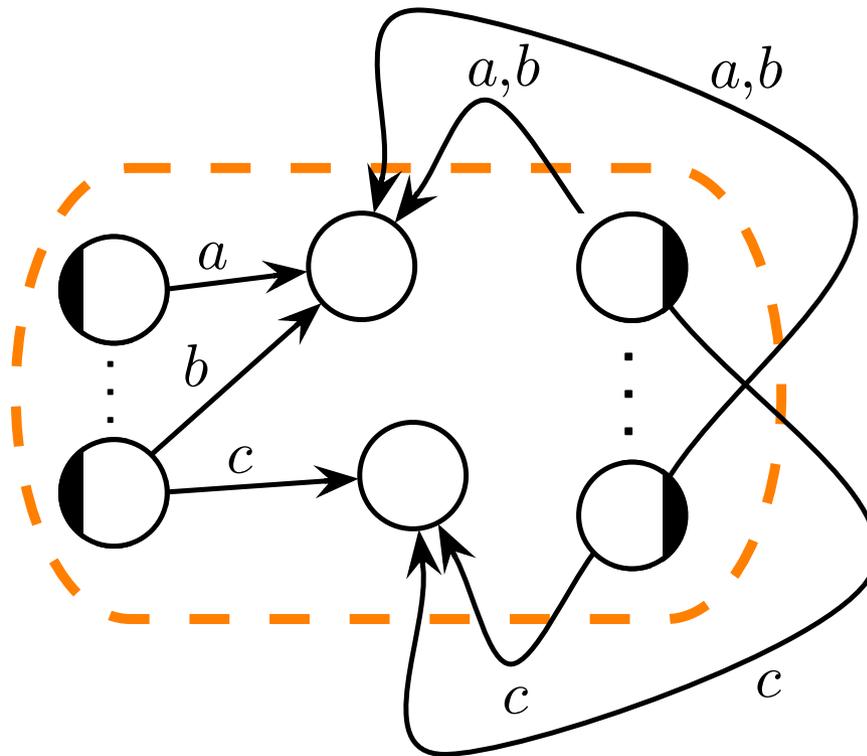
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:

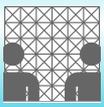




Stern (informell)

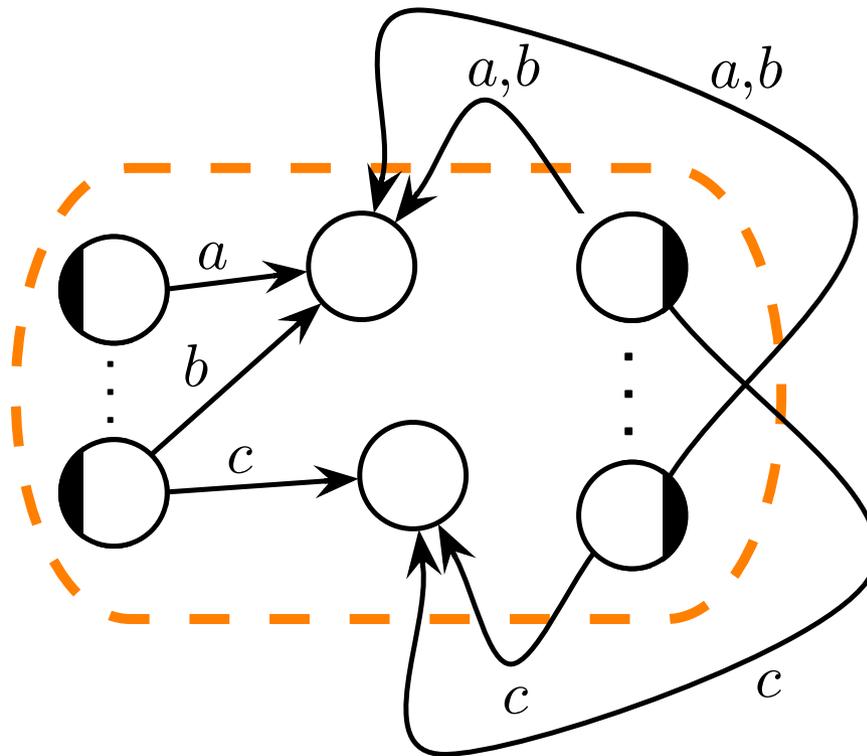
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:



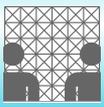


Stern (informell)

- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:

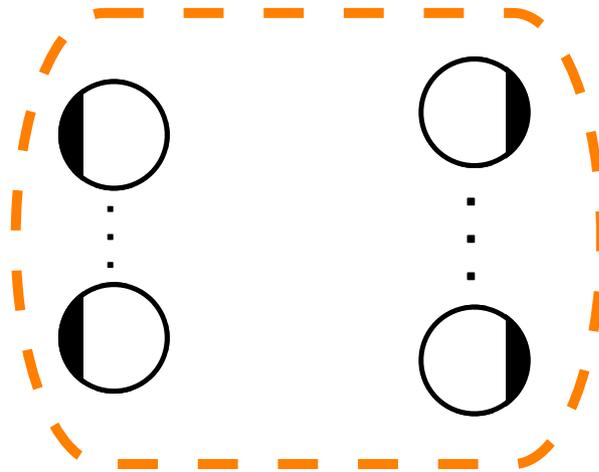


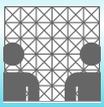
... aber dieser Automat akzeptiert nicht immer $\lambda \in L^*$!



Stern (informell)

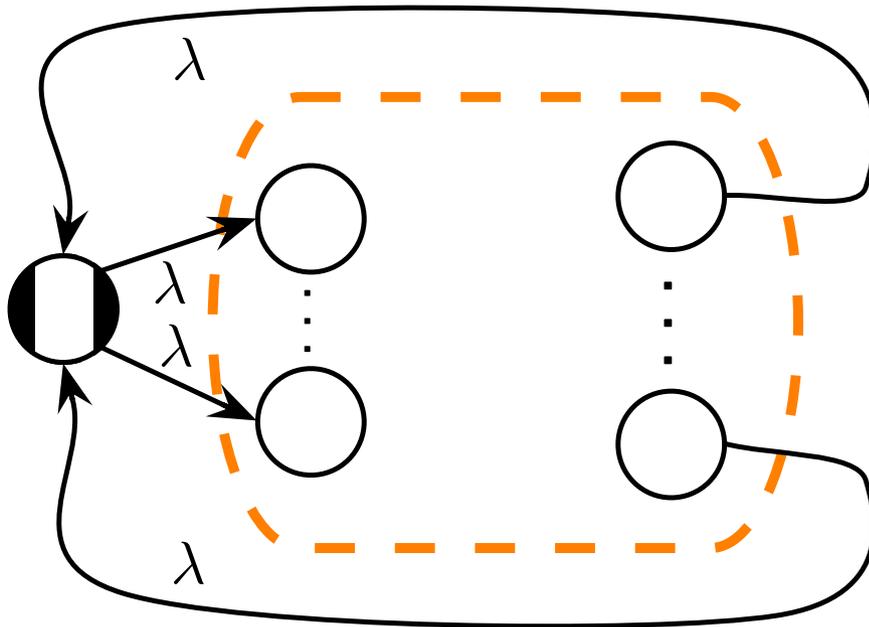
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:





Stern (informell)

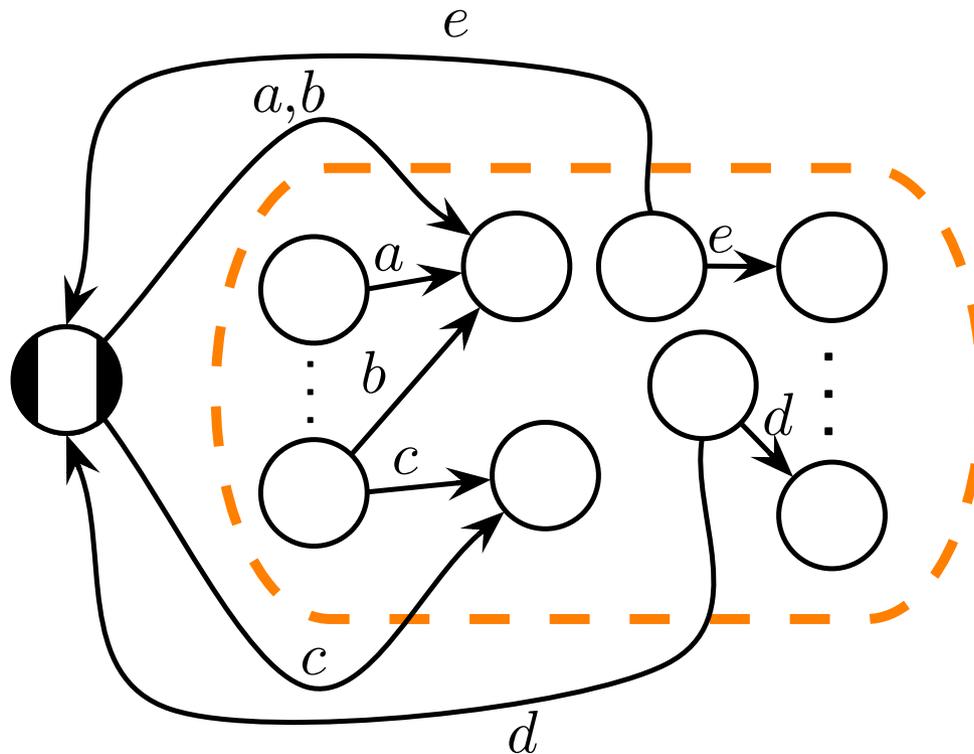
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:





Stern (informell)

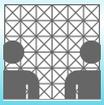
- Gegeben: Ein endlicher Automat, der L akzeptiert.
- Konstruktion eines (buchstabierenden) FA, der die Sprache L^* akzeptiert:





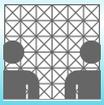
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.



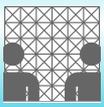
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)



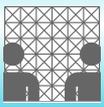
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)
 - Sei $A := (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{\text{end}})$ ein vDFA mit $L = L(A)$.



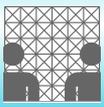
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)
 - Sei $A := (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{\text{end}})$ ein vDFA mit $L = L(A)$.
 - Definiere buchstabierenden NFA $C_{A^*} := (Z \uplus \{p\}, \Sigma, K_1 \cup K_2 \cup K_3, \{p\}, \{p\})$ mit $K := K_1 \cup K_2 \cup K_3$, wobei



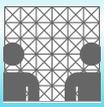
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)
 - Sei $A := (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{\text{end}})$ ein vDFA mit $L = L(A)$.
 - Definiere buchstabierenden NFA $C_{A^*} := (Z \uplus \{p\}, \Sigma, K_1 \cup K_2 \cup K_3, \{p\}, \{p\})$ mit $K := K_1 \cup K_2 \cup K_3$, wobei
 - $K_1 := \{(z, x, \delta(p, x)) \mid x \in \Sigma, z \in Z\}$ die zum vDFA A gehörende Kantenmenge,



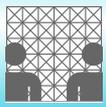
Abschlussoperator: Stern

- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)
 - Sei $A := (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{\text{end}})$ ein vDFA mit $L = L(A)$.
 - Definiere buchstabierenden NFA $C_{A^*} := (Z \uplus \{p\}, \Sigma, K_1 \cup K_2 \cup K_3, \{p\}, \{p\})$ mit $K := K_1 \cup K_2 \cup K_3$, wobei
 - $K_1 := \{(z, x, \delta(p, x)) \mid x \in \Sigma, z \in Z\}$ die zum vDFA A gehörende Kantenmenge,
 - $K_2 := \{(p, x, \delta(z_0, x)) \mid x \in \Sigma\}$ und



Abschlussoperator: Stern

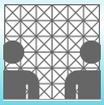
- Sei $L \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$, dann ist auch $L^* \in \mathcal{A}kz(\Sigma)$.
- **Beweis:** (Konstruktion eines buchstabierenden NFA für L^*)
 - Sei $A := (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{\text{end}})$ ein vDFA mit $L = L(A)$.
 - Definiere buchstabierenden NFA $C_{A^*} := (Z \uplus \{p\}, \Sigma, K_1 \cup K_2 \cup K_3, \{p\}, \{p\})$ mit $K := K_1 \cup K_2 \cup K_3$, wobei
 - $K_1 := \{(z, x, \delta(p, x)) \mid x \in \Sigma, z \in Z\}$ die zum vDFA A gehörende Kantenmenge,
 - $K_2 := \{(p, x, \delta(z_0, x)) \mid x \in \Sigma\}$ und
 - $K_3 := \{(z, x, p) \mid x \in \Sigma, \delta(z, x) \in Z_{\text{end}}\}$ die Verbindungen mit dem neuen Startzustand sind.



Einfache Mengen sind regulär!

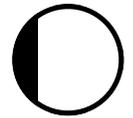
- Die leere Menge ist regulär.





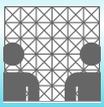
Einfache Mengen sind regulär!

- Die leere Menge ist regulär.



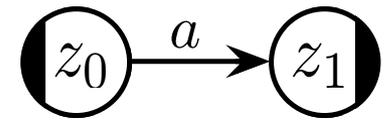
- Die Menge $\emptyset^* = \{\lambda\}$ ist regulär.

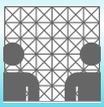




Einfache Mengen sind regulär!

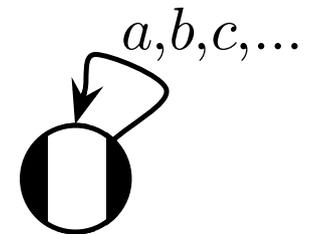
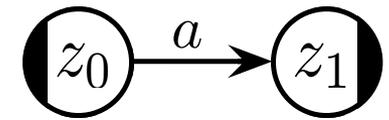
- Die leere Menge ist regulär.
- Die Menge $\emptyset^* = \{\lambda\}$ ist regulär.
- Die Menge $\{a\}$ ist regulär.

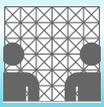




Einfache Mengen sind regulär!

- Die leere Menge ist regulär.
- Die Menge $\emptyset^* = \{\lambda\}$ ist regulär.
- Die Menge $\{a\}$ ist regulär.
- Σ^* ist regulär.





Einfache Mengen sind regulär!

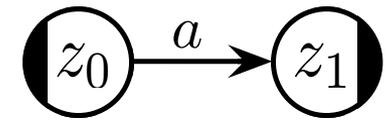
- Die leere Menge ist regulär.



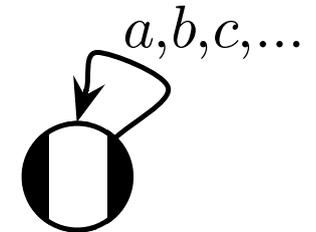
- Die Menge $\emptyset^* = \{\lambda\}$ ist regulär.



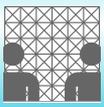
- Die Menge $\{a\}$ ist regulär.



- Σ^* ist regulär.



- Für jede Menge M ist M^+ lediglich eine abkürzende Schreibweise für $M \cdot M^*$.



Einfache Mengen sind regulär!

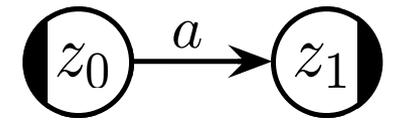
- Die leere Menge ist regulär.



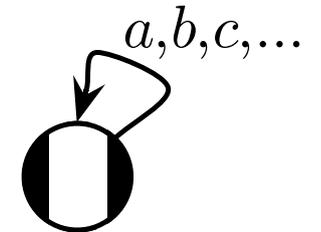
- Die Menge $\emptyset^* = \{\lambda\}$ ist regulär.



- Die Menge $\{a\}$ ist regulär.

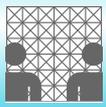


- Σ^* ist regulär.



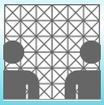
- Für jede Menge M ist M^+ lediglich eine abkürzende Schreibweise für $M \cdot M^*$.

- Für jede Menge M ist $M \cdot \emptyset = \emptyset \cdot M = \emptyset$.



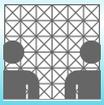
Satz von Kleene

- Wegen der Abgeschlossenheit von $\mathcal{R}eg$ gegen \cup , \cdot und $*$ ist klar, dass $\mathcal{R}at \subseteq \mathcal{R}eg$ gilt.



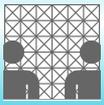
Satz von Kleene

- Wegen der Abgeschlossenheit von \mathcal{Reg} gegen \cup , \cdot und $*$ ist klar, dass $\mathcal{Rat} \subseteq \mathcal{Reg}$ gilt.
- **Theorem:** Für jedes Alphabet Σ gilt $Akz(\Sigma) = \mathcal{Rat}(\Sigma)$ und folglich $\mathcal{Reg} = \mathcal{Rat}$.



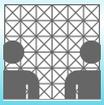
Satz von Kleene

- Wegen der Abgeschlossenheit von $\mathcal{R}eg$ gegen \cup , \cdot und $*$ ist klar, dass $\mathcal{R}at \subseteq \mathcal{R}eg$ gilt.
- **Theorem:** Für jedes Alphabet Σ gilt $\mathcal{A}kz(\Sigma) = \mathcal{R}at(\Sigma)$ und folglich $\mathcal{R}eg = \mathcal{R}at$.
- **Beweisidee:** Wir stellen eine Rekursionsformel auf, die von jeder regulären Sprache zeigt, dass sie durch endlich häufiges Anwenden von \cup , \cdot und $*$ darstellbar ist.



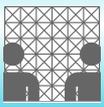
Satz von Kleene

- Wegen der Abgeschlossenheit von $\mathcal{R}eg$ gegen \cup , \cdot und $*$ ist klar, dass $\mathcal{R}at \subseteq \mathcal{R}eg$ gilt.
- **Theorem:** Für jedes Alphabet Σ gilt $Akz(\Sigma) = \mathcal{R}at(\Sigma)$ und folglich $\mathcal{R}eg = \mathcal{R}at$.
- **Beweisidee:** Wir stellen eine Rekursionsformel auf, die von jeder regulären Sprache zeigt, dass sie durch endlich häufiges Anwenden von \cup , \cdot und $*$ darstellbar ist.
 - Konstruktion eines rationalen Ausdruckes für einen beliebigen DFA.



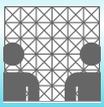
Satz von Kleene

- Wegen der Abgeschlossenheit von $\mathcal{R}eg$ gegen \cup , \cdot und $*$ ist klar, dass $\mathcal{R}at \subseteq \mathcal{R}eg$ gilt.
- **Theorem:** Für jedes Alphabet Σ gilt $Akz(\Sigma) = \mathcal{R}at(\Sigma)$ und folglich $\mathcal{R}eg = \mathcal{R}at$.
- **Beweisidee:** Wir stellen eine Rekursionsformel auf, die von jeder regulären Sprache zeigt, dass sie durch endlich häufiges Anwenden von \cup , \cdot und $*$ darstellbar ist.
 - Konstruktion eines rationalen Ausdruckes für einen beliebigen DFA.
 - Konstruktion funktioniert auch für (buchstabierenden) NFA.



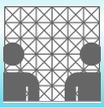
$$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$$

- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA



$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$

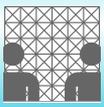
- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA
- Sei für $0 \leq k \leq n$ und $1 \leq i, j \leq n$:



$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$

- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA
- Sei für $0 \leq k \leq n$ und $1 \leq i, j \leq n$:

$$R_{i,j}^k := \left\{ w \in \Sigma^* \left| \begin{array}{l} \delta(z_i, w) = z_j \wedge [(w = uv \wedge u \neq \lambda \wedge \\ v \neq \lambda \wedge \delta(z_i, u) = z_r) \rightarrow r \leq k] \end{array} \right. \right\}$$

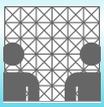


$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$

- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA
- Sei für $0 \leq k \leq n$ und $1 \leq i, j \leq n$:

$$R_{i,j}^k := \left\{ w \in \Sigma^* \left| \begin{array}{l} \delta(z_i, w) = z_j \wedge [(w = uv \wedge u \neq \lambda \wedge \\ v \neq \lambda \wedge \delta(z_i, u) = z_r) \rightarrow r \leq k] \end{array} \right. \right\}$$

- $R_{i,j}^k$ enthält alle Wörter, die auf Pfaden von z_i nach z_j über die Menge $\{z_1, \dots, z_k\}$ von **Zwischenzuständen** gelesen werden können.



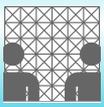
$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$

- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA

- Sei für $0 \leq k \leq n$ und $1 \leq i, j \leq n$:

$$R_{i,j}^k := \left\{ w \in \Sigma^* \mid \begin{array}{l} \delta(z_i, w) = z_j \wedge [(w = uv \wedge u \neq \lambda \wedge \\ v \neq \lambda \wedge \delta(z_i, u) = z_r) \rightarrow r \leq k] \end{array} \right\}$$

- $R_{i,j}^k$ enthält alle Wörter, die auf Pfaden von z_i nach z_j über die Menge $\{z_1, \dots, z_k\}$ von **Zwischenzuständen** gelesen werden können.
- Insbesondere $R_{i,j}^0 = \{x \in \Sigma \cup \{\lambda\} \mid \delta(z_i, x) = z_j$
oder $(x = \lambda) \wedge (i = j)\}$



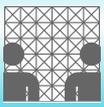
$Akz(\Sigma) \subseteq \mathcal{Rat}(\Sigma)$

- Sei $A = (\{z_1, \dots, z_n\}, \Sigma, \delta, z_1, Z_{\text{end}})$ ein DFA

- Sei für $0 \leq k \leq n$ und $1 \leq i, j \leq n$:

$$R_{i,j}^k := \left\{ w \in \Sigma^* \mid \begin{array}{l} \delta(z_i, w) = z_j \wedge [(w = uv \wedge u \neq \lambda \wedge \\ v \neq \lambda \wedge \delta(z_i, u) = z_r) \rightarrow r \leq k] \end{array} \right\}$$

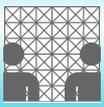
- $R_{i,j}^k$ enthält alle Wörter, die auf Pfaden von z_i nach z_j über die Menge $\{z_1, \dots, z_k\}$ von **Zwischenzuständen** gelesen werden können.
- Insbesondere $R_{i,j}^0 = \{x \in \Sigma \cup \{\lambda\} \mid \delta(z_i, x) = z_j$ oder $(x = \lambda) \wedge (i = j)\}$
- Somit: $L(A) = \bigcup_{z_j \in Z_{\text{end}}} R_{1,j}^n$



Beweis: $R_{i,j}^k$ -Rekursionsformel

$$R_{i,j}^k = \begin{cases} \{x \mid \delta(z_i, x) = z_j \text{ oder } (x = \lambda) \wedge (i = j)\}, & \text{falls } k = 0 \\ R_{i,j}^{k-1} \cup R_{i,k}^{k-1} \cdot (R_{k,k}^{k-1})^* \cdot R_{k,j}^{k-1}, & \text{falls } k \geq 1. \end{cases}$$

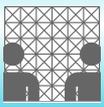
- **Induktions-Basis:** $R_{i,j}^0$ entspricht der Definition



Beweis: $R_{i,j}^k$ -Rekursionsformel

$$R_{i,j}^k = \begin{cases} \{x \mid \delta(z_i, x) = z_j \text{ oder } (x = \lambda) \wedge (i = j)\}, & \text{falls } k = 0 \\ R_{i,j}^{k-1} \cup R_{i,k}^{k-1} \cdot (R_{k,k}^{k-1})^* \cdot R_{k,j}^{k-1}, & \text{falls } k \geq 1. \end{cases}$$

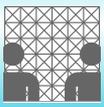
- **Induktions-Basis:** $R_{i,j}^0$ entspricht der Definition
- **Induktions-Schritt:** Sei $k = m \geq 0$.
 $R_{i,j}^m$ korrekt $\Rightarrow R_{i,j}^{m+1}$ korrekt



Beweis: $R_{i,j}^k$ -Rekursionsformel

$$R_{i,j}^k = \begin{cases} \{x \mid \delta(z_i, x) = z_j \text{ oder } (x = \lambda) \wedge (i = j)\}, & \text{falls } k = 0 \\ R_{i,j}^{k-1} \cup R_{i,k}^{k-1} \cdot (R_{k,k}^{k-1})^* \cdot R_{k,j}^{k-1}, & \text{falls } k \geq 1. \end{cases}$$

- **Induktions-Basis:** $R_{i,j}^0$ entspricht der Definition
- **Induktions-Schritt:** Sei $k = m \geq 0$.
 $R_{i,j}^m$ korrekt $\Rightarrow R_{i,j}^{m+1}$ korrekt
 - Kommt z_{m+1} nicht vor $\Rightarrow w \in R_{i,j}^m$.



Beweis: $R_{i,j}^k$ -Rekursionsformel

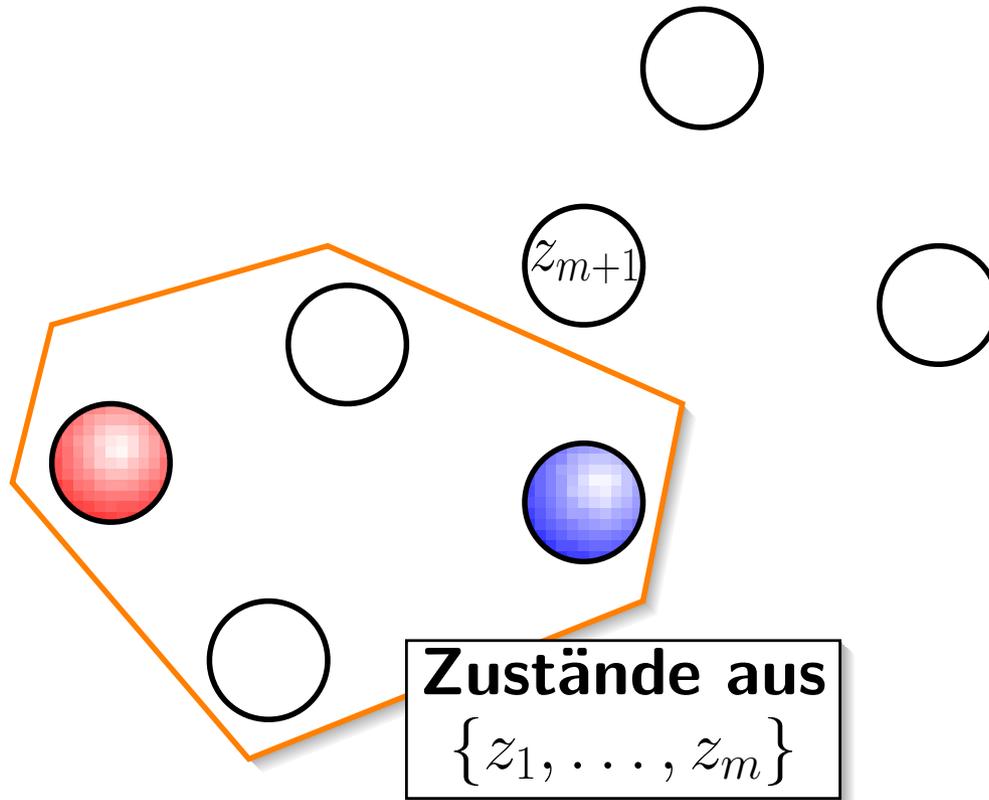
$$R_{i,j}^k = \begin{cases} \{x \mid \delta(z_i, x) = z_j \text{ oder } (x = \lambda) \wedge (i = j)\}, & \text{falls } k = 0 \\ R_{i,j}^{k-1} \cup R_{i,k}^{k-1} \cdot (R_{k,k}^{k-1})^* \cdot R_{k,j}^{k-1}, & \text{falls } k \geq 1. \end{cases}$$

- **Induktions-Basis:** $R_{i,j}^0$ entspricht der Definition
- **Induktions-Schritt:** Sei $k = m \geq 0$.
 $R_{i,j}^m$ korrekt $\Rightarrow R_{i,j}^{m+1}$ korrekt
 - Kommt z_{m+1} nicht vor $\Rightarrow w \in R_{i,j}^m$.
 - Kommt z_{m+1} auf dem Pfad vor \Rightarrow Zerlegung:

$$z_i \xrightarrow[u]{*} z_{m+1} \xrightarrow[v_1]{*} z_{m+1} \xrightarrow[v_2]{*} \dots \xrightarrow[v_r]{*} z_{m+1} \xrightarrow[w]{*} z_j$$

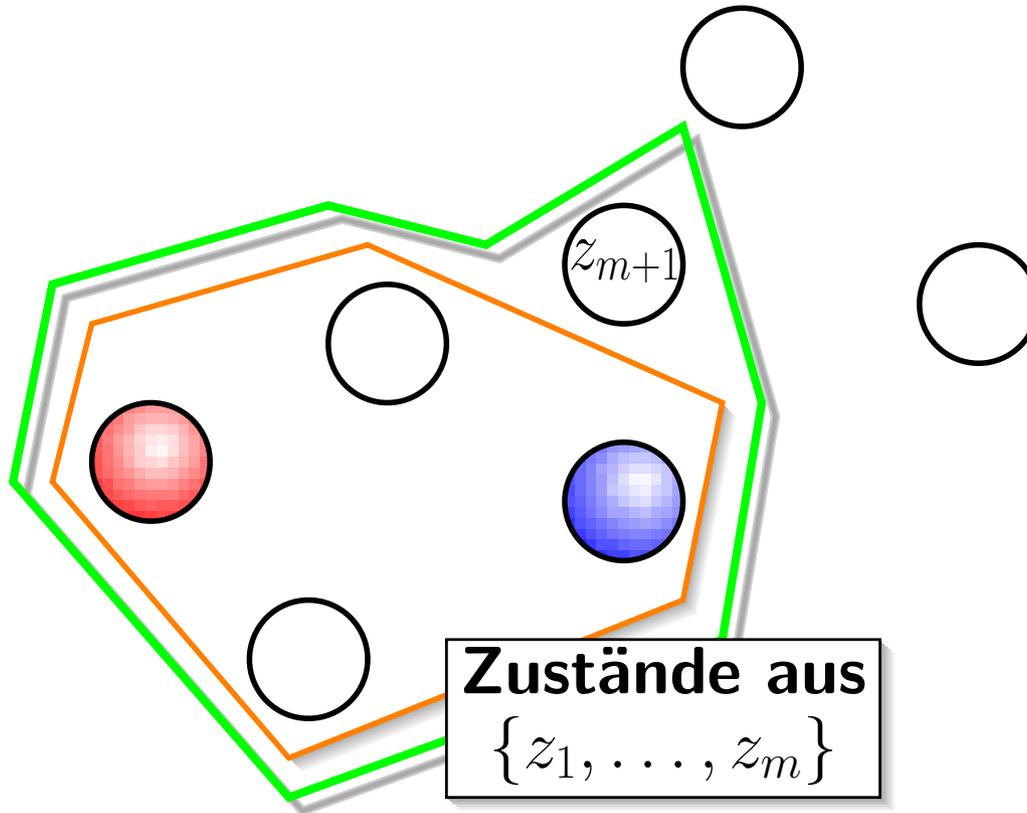


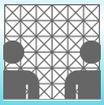
Pfade in einem FA



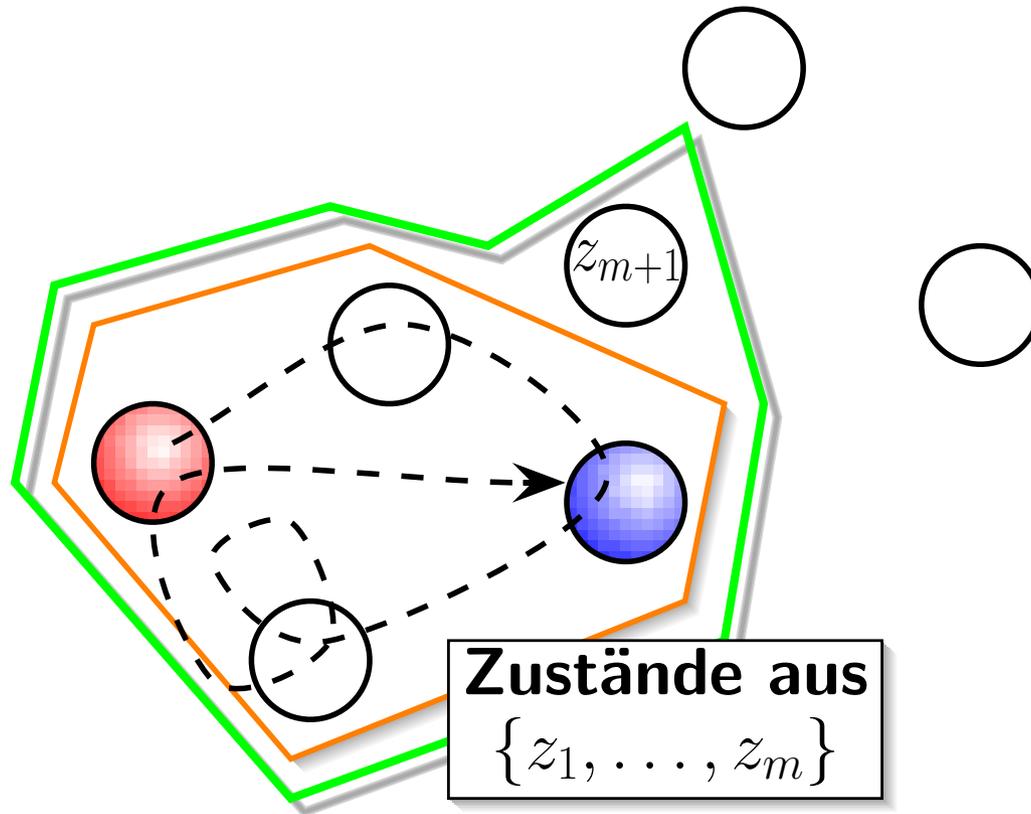


Pfade in einem FA

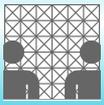




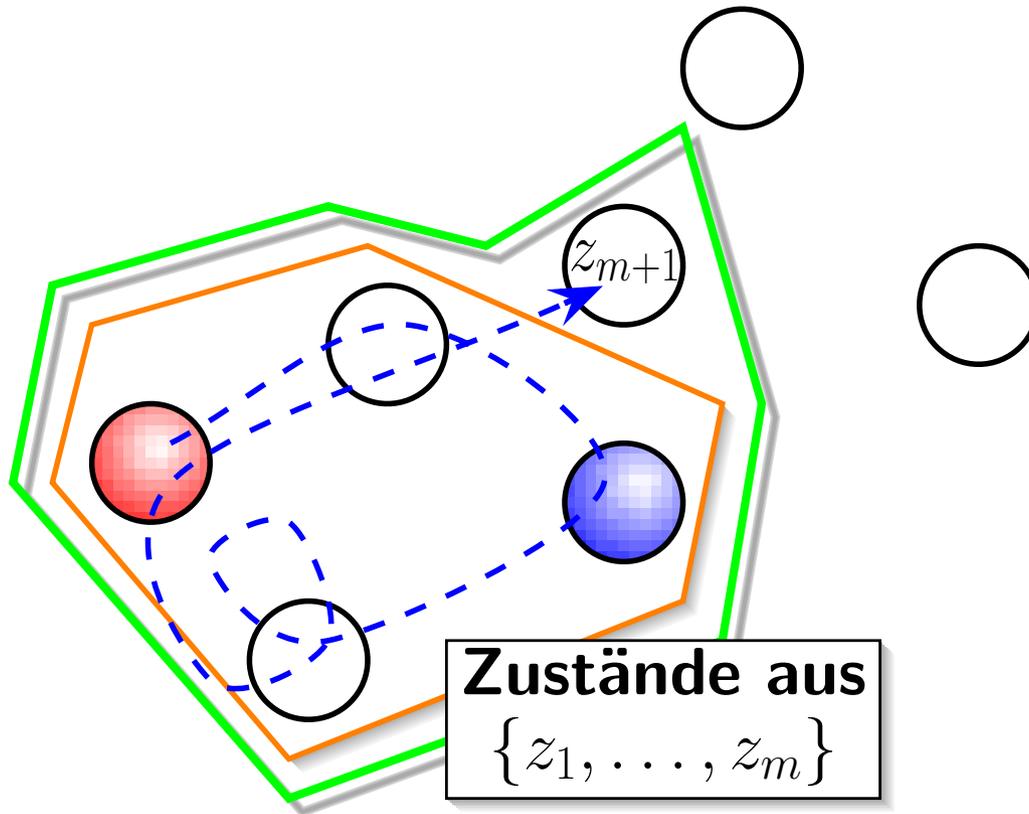
Pfade in einem FA



$$R_{i,j}^m$$



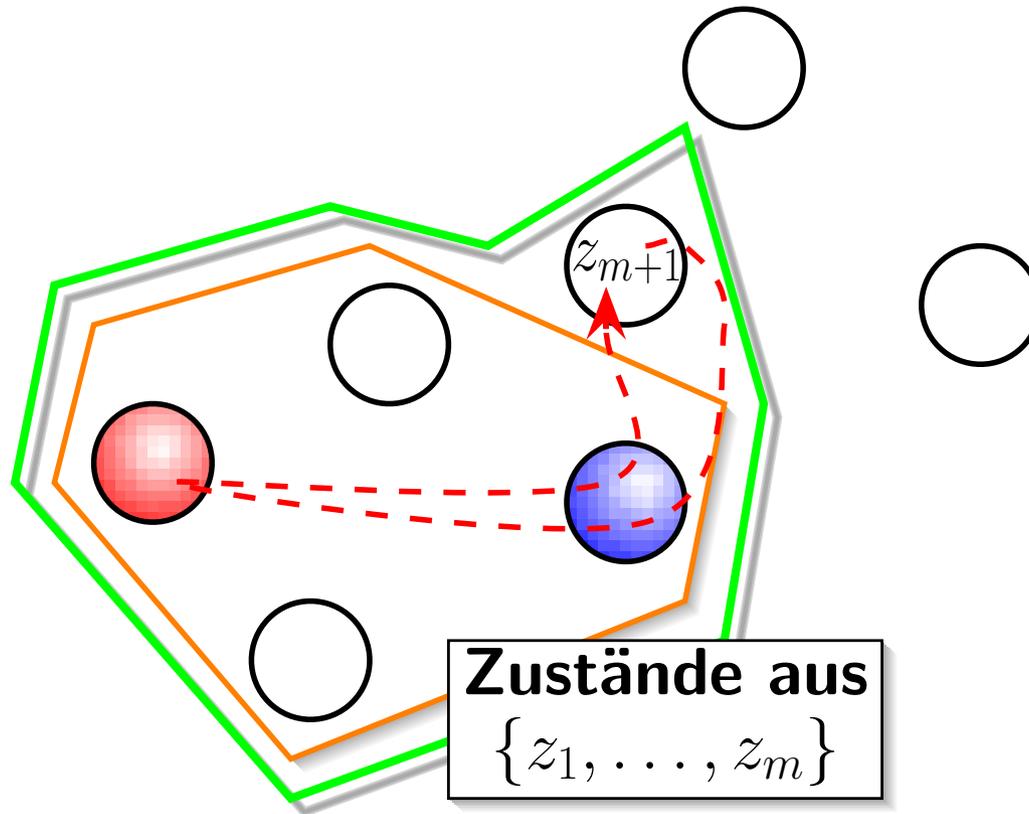
Pfade in einem FA



$$R_{i,m+1}^m$$



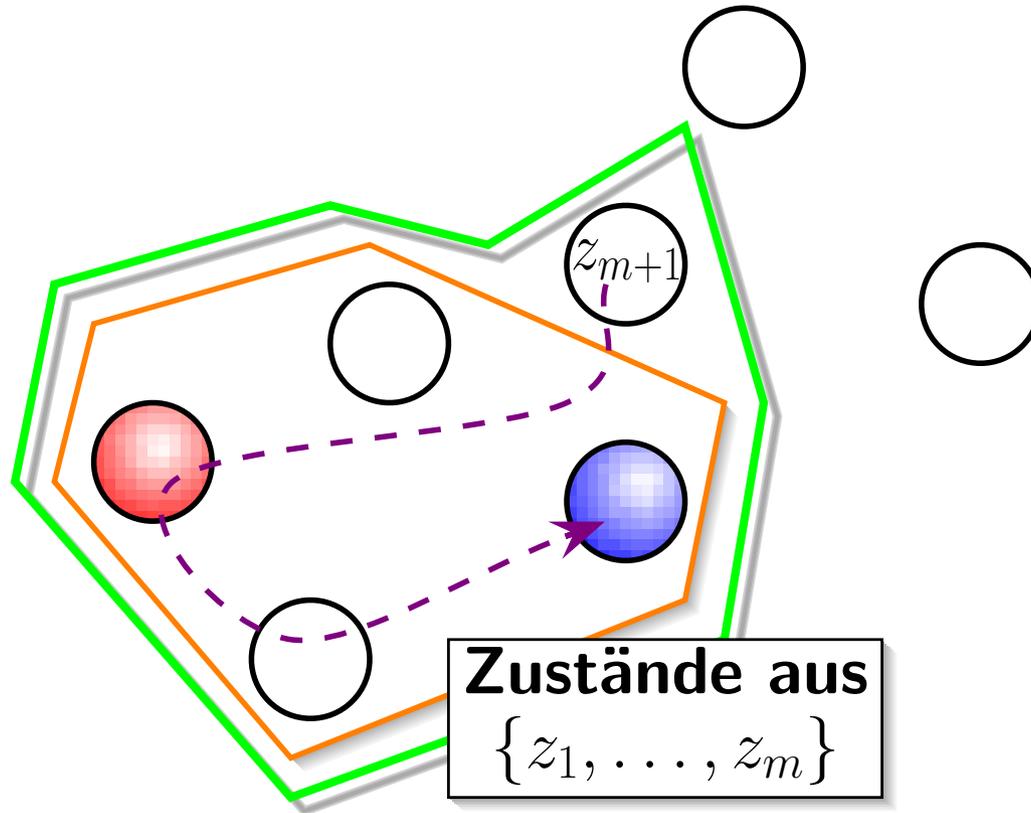
Pfade in einem FA



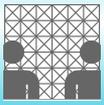
$$(R_{m+1, m+1}^m)^*$$



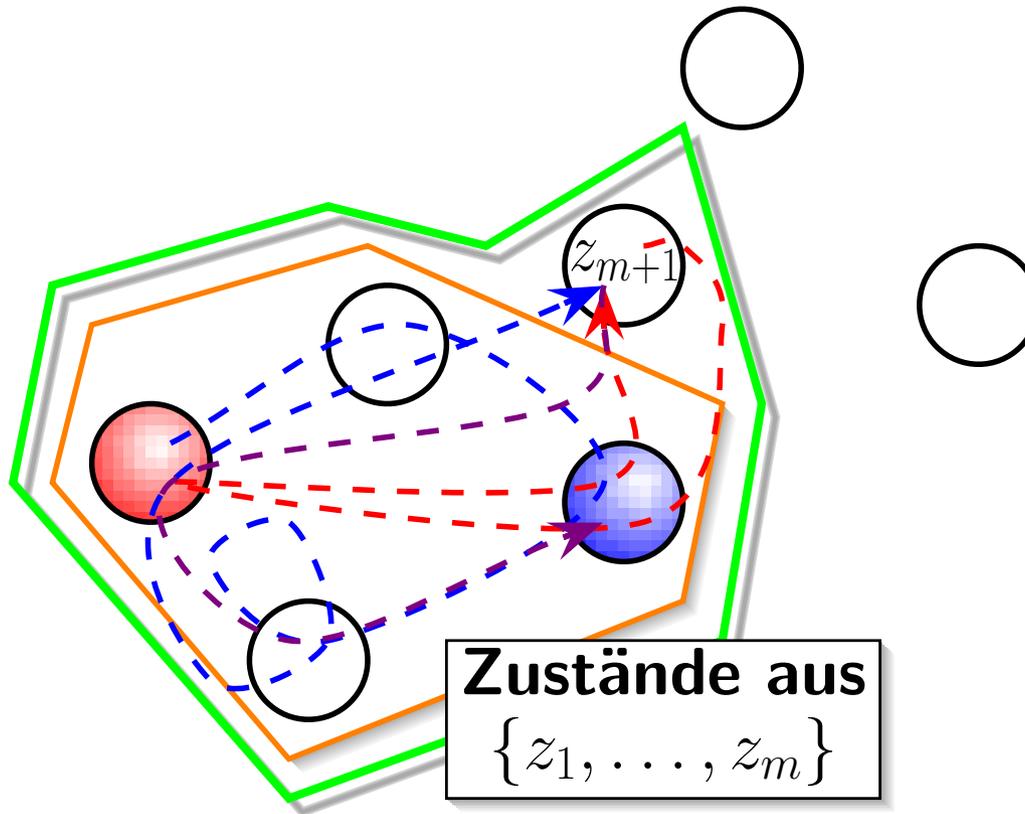
Pfade in einem FA



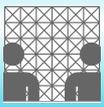
$$R_{m+1,j}^m$$



Pfade in einem FA

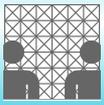


$$R_{i,j}^m \cup R_{i,m+1}^m \cdot (R_{m+1,m+1}^m)^* \cdot R_{m+1,j}^m$$



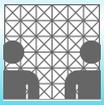
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.



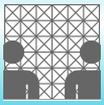
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:



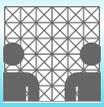
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:
 - $u \in R_{i,m+1}^m$,



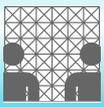
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:
 - $u \in R_{i, m+1}^m$,
 - $\forall 1 \leq i \leq r : v_i \in R_{m+1, m+1}^m$ und



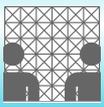
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:
 - $u \in R_{i, m+1}^m$,
 - $\forall 1 \leq i \leq r : v_i \in R_{m+1, m+1}^m$ und
 - $w \in R_{m+1, j}^m$.



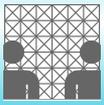
Beweis (Forts.)

- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:
 - $u \in R_{i,m+1}^m$,
 - $\forall 1 \leq i \leq r : v_i \in R_{m+1,m+1}^m$ und
 - $w \in R_{m+1,j}^m$.
- Dies zeigt zunächst die Inklusion:
$$R_{i,j}^{m+1} \subseteq R_{i,j}^m \cup R_{i,m+1}^m \cdot (R_{m+1,m+1}^m)^* \cdot R_{m+1,j}^m$$

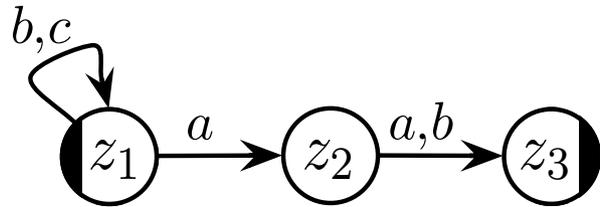


Beweis (Forts.)

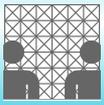
- Die Pfade mit den Wörtern $u, v_1, v_2, \dots, v_r, w$ durchlaufen nur Zustände der Menge $\{z_1, \dots, z_m\}$.
- Offensichtlich gilt:
 - $u \in R_{i,m+1}^m$,
 - $\forall 1 \leq i \leq r : v_i \in R_{m+1,m+1}^m$ und
 - $w \in R_{m+1,j}^m$.
- Dies zeigt zunächst die Inklusion:
$$R_{i,j}^{m+1} \subseteq R_{i,j}^m \cup R_{i,m+1}^m \cdot (R_{m+1,m+1}^m)^* \cdot R_{m+1,j}^m$$
- Die Umkehrung dieser Inklusion ist leicht ersichtlich.



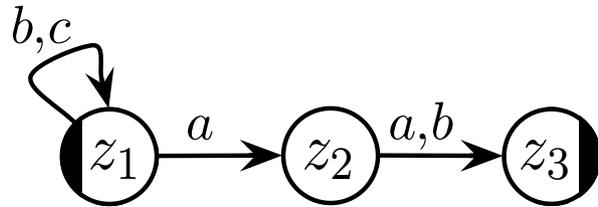
Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand



$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

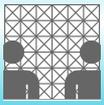


Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand

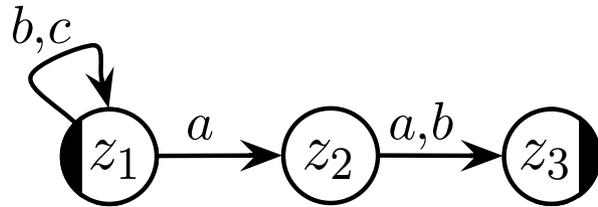


$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

$$R_{1,2}^0 = \{a\}$$



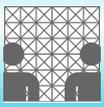
Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand



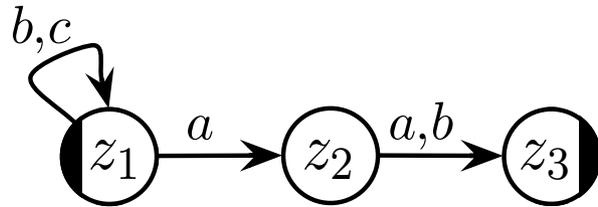
$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

$$R_{1,2}^0 = \{a\}$$

$$R_{1,3}^0 = R_{2,1}^0 = R_{3,1}^0 = R_{3,2}^0 = \emptyset$$



Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand

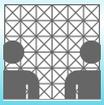


$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

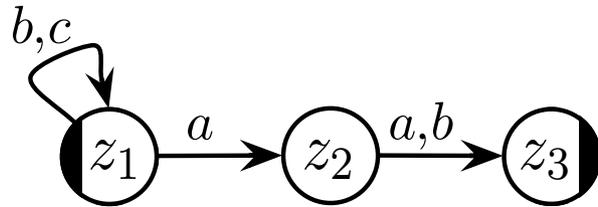
$$R_{1,2}^0 = \{a\}$$

$$R_{1,3}^0 = R_{2,1}^0 = R_{3,1}^0 = R_{3,2}^0 = \emptyset$$

$$R_{2,2}^0 = \{\lambda\}$$



Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand



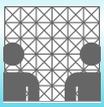
$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

$$R_{1,2}^0 = \{a\}$$

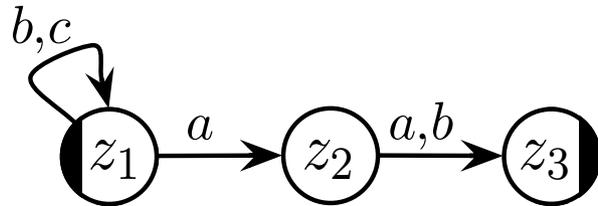
$$R_{1,3}^0 = R_{2,1}^0 = R_{3,1}^0 = R_{3,2}^0 = \emptyset$$

$$R_{2,2}^0 = \{\lambda\}$$

$$R_{2,3}^0 = \{a, b\}$$



Beispiel: 1. ohne Zwischenzustand



$$R_{1,1}^0 = \{\lambda, b, c\}$$

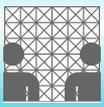
$$R_{1,2}^0 = \{a\}$$

$$R_{1,3}^0 = R_{2,1}^0 = R_{3,1}^0 = R_{3,2}^0 = \emptyset$$

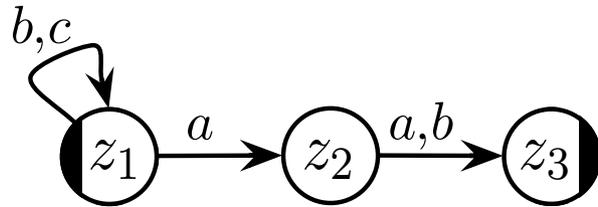
$$R_{2,2}^0 = \{\lambda\}$$

$$R_{2,3}^0 = \{a, b\}$$

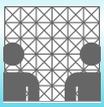
$$R_{3,3}^0 = \{\lambda\}$$



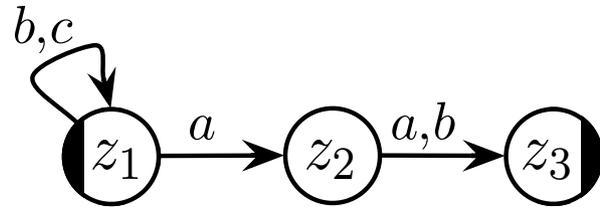
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



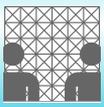
$$R_{1,1}^1 = R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0$$



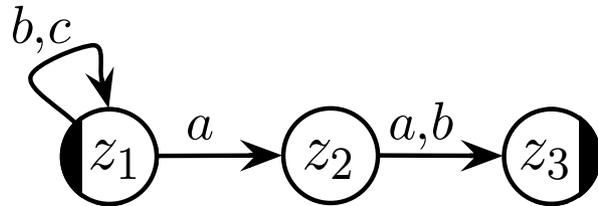
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



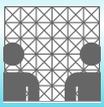
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \end{aligned}$$



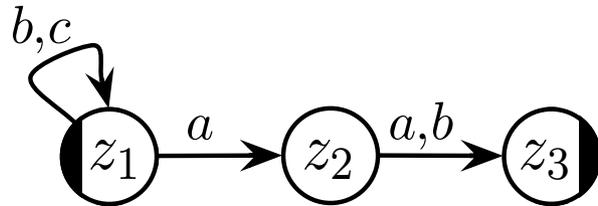
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



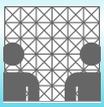
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \end{aligned}$$



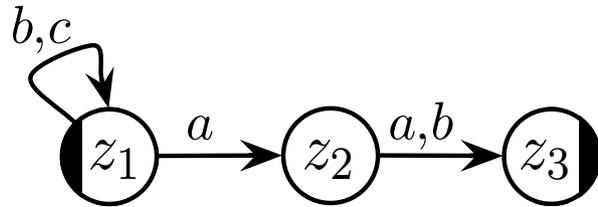
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



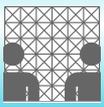
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \end{aligned}$$



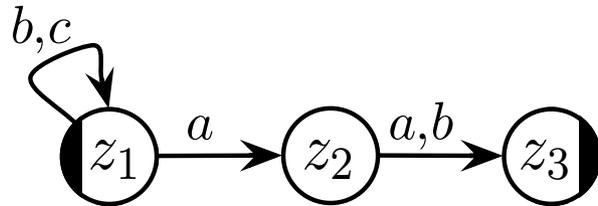
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



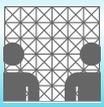
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \\ &= (R_{1,1}^0)^+ \end{aligned}$$



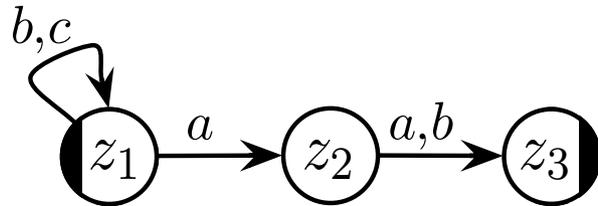
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



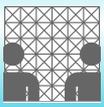
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \\ &= (R_{1,1}^0)^+ \\ &= \{\lambda, b, c\}^+ \end{aligned}$$



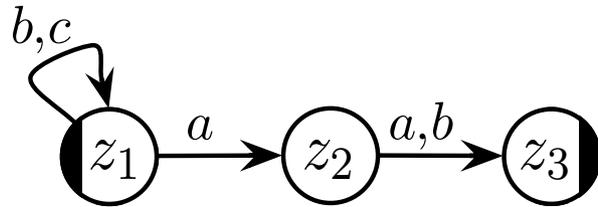
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



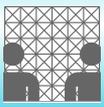
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \\ &= (R_{1,1}^0)^+ \\ &= \{\lambda, b, c\}^+ \\ &= \{b, c\}^* \end{aligned}$$



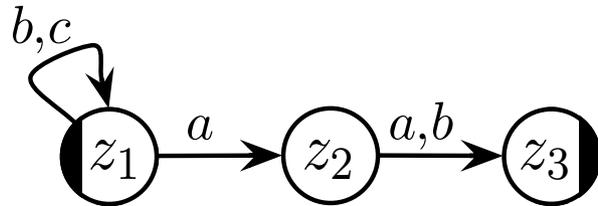
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



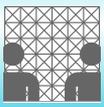
$$\begin{aligned} R_{1,1}^1 &= R_{1,1}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0 \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,1}^0) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (\{\lambda\} \cup (R_{1,1}^0)^+) \\ &= R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \\ &= (R_{1,1}^0)^+ \\ &= \{\lambda, b, c\}^+ \\ &= \{b, c\}^* \\ &= (b + c)^* \end{aligned}$$



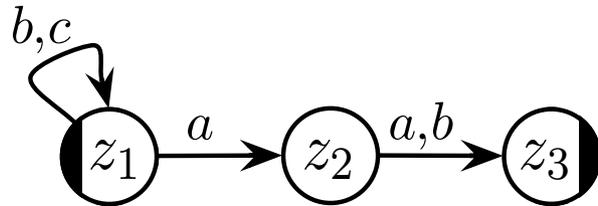
Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$



$$\begin{aligned} R_{1,2}^1 &= R_{1,2}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_0^{1,2} \\ &= \{a\} \cup \{\lambda, b, c\} \cdot \{\lambda, b, c\}^* \cdot \{a\} \\ &= \{a\} \cup \{\lambda, b, c\}^+ \cdot \{a\} \\ &= \{b, c\}^* \cdot \{a\} \\ &= (b + c)^* a \end{aligned}$$

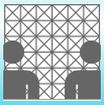


Beispiel: 2. Zwischenzustände $\{z_1\}$

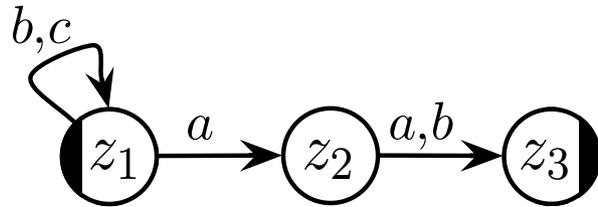


$$\begin{aligned} R_{1,2}^1 &= R_{1,2}^0 \cup R_{1,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_0^{1,2} \\ &= \{a\} \cup \{\lambda, b, c\} \cdot \{\lambda, b, c\}^* \cdot \{a\} \\ &= \{a\} \cup \{\lambda, b, c\}^+ \cdot \{a\} \\ &= \{b, c\}^* \cdot \{a\} \\ &= (b + c)^* a \end{aligned}$$

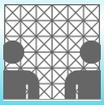
$$\begin{aligned} R_{2,3}^1 &= R_{2,3}^0 \cup R_{2,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,3}^0 \\ &= (a + b) \end{aligned}$$



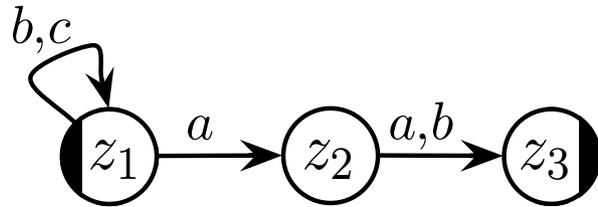
Beispiel: 3. alle Zwischenzustände



$$R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2 \cup R_{1,3}^2 \cdot (R_{3,3}^2)^* \cdot R_{3,3}^2$$

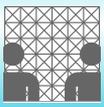


Beispiel: 3. alle Zwischenzustände

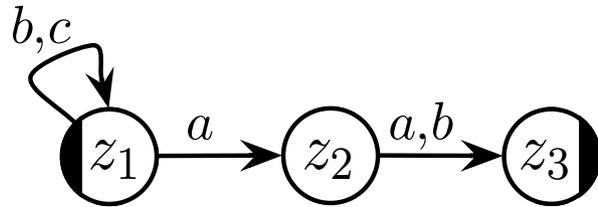


$$R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2 \cup R_{1,3}^2 \cdot (R_{3,3}^2)^* \cdot R_{3,3}^2$$

$$\begin{aligned} R_{3,3}^2 &= R_{3,3}^1 \cup R_{3,2}^1 \cdot (R_{2,2}^1)^* \cdot R_{2,3}^1 \\ &= R_{3,3}^1 \cup \emptyset \cdot \dots \end{aligned}$$



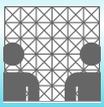
Beispiel: 3. alle Zwischenzustände



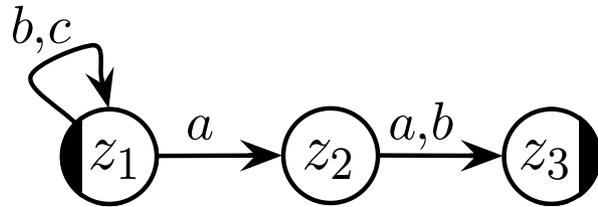
$$R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2 \cup R_{1,3}^2 \cdot (R_{3,3}^2)^* \cdot R_{3,3}^2$$

$$\begin{aligned} R_{3,3}^2 &= R_{3,3}^1 \cup R_{3,2}^1 \cdot (R_{2,2}^1)^* \cdot R_{2,3}^1 \\ &= R_{3,3}^1 \cup \emptyset \cdot \dots \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} R_{3,3}^1 &= R_{3,3}^0 \cup R_{3,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,3}^0 \\ &= \{\lambda\} \cup \emptyset \cdot \dots \\ &= \{\lambda\} \end{aligned}$$



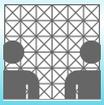
Beispiel: 3. alle Zwischenzustände



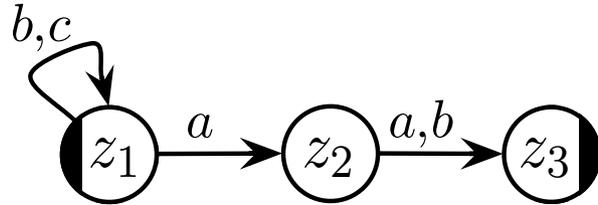
$$\begin{aligned} R_{1,3}^3 &= R_{1,3}^2 \cup R_{1,3}^2 \cdot (R_{3,3}^2)^* \cdot R_{3,3}^2 \\ &= R_{1,3}^2 \cup R_{1,3}^2 \cdot \{\lambda\}^* \cdot \{\lambda\} \\ &= R_{1,3}^2 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} R_{3,3}^2 &= R_{3,3}^1 \cup R_{3,2}^1 \cdot (R_{2,2}^1)^* \cdot R_{2,3}^1 \\ &= R_{3,3}^1 \cup \emptyset \cdot \dots \end{aligned}$$

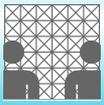
$$\begin{aligned} R_{3,3}^1 &= R_{3,3}^0 \cup R_{3,1}^0 \cdot (R_{1,1}^0)^* \cdot R_{1,3}^0 \\ &= \{\lambda\} \cup \emptyset \cdot \dots \\ &= \{\lambda\} \end{aligned}$$



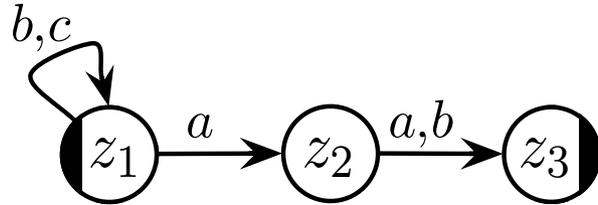
Beispiel: 3. alle Zwischenzustände



Also $L(A) = R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2$ mit

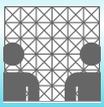


Beispiel: 3. alle Zwischenzustände

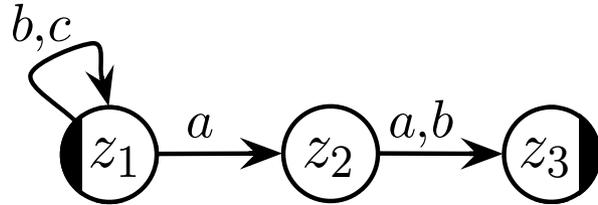


Also $L(A) = R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2$ mit

$$\begin{aligned} R_{1,3}^2 &= R_{1,3}^1 \cup R_{1,2}^1 \cdot (R_{2,2}^1)^* \cdot R_{2,3}^1 \\ &= \emptyset + (b + c)^*(a)(a + b) \\ &= (b + c)^*(a)(a + b) \\ &= L(A) \end{aligned}$$



Beispiel: 3. alle Zwischenzustände



Also $L(A) = R_{1,3}^3 = R_{1,3}^2$ mit

$$\begin{aligned} R_{1,3}^2 &= R_{1,3}^1 \cup R_{1,2}^1 \cdot (R_{2,2}^1)^* \cdot R_{2,3}^1 \\ &= \emptyset + (b+c)^*(a)(a+b) \\ &= (b+c)^*(a)(a+b) \\ &= L(A) \end{aligned}$$

... hier hätte man den rationalen Ausdruck auch direkt vom Automaten „ablesen“ können!