

4c

Eigenschaften von regulären Sprachen

Prof. Dr. Jasmin Blanchette

Lehr- und Forschungseinheit für
Theoretische Informatik und Theorembeweisen

Stand: 10. Mai 2024

Basiert auf Folien von PD Dr. David Sabel



Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Vereinigung**, **Produkt** und **Kleeneschem Abschluss**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann sind $L_1 \cup L_2$, $L_1 L_2$ und L_1^* regulär.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Vereinigung**, **Produkt** und **Kleeneschem Abschluss**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann sind $L_1 \cup L_2$, $L_1 L_2$ und L_1^* regulär.

Beweis Vereinigung, Produkt und Kleenescher Abschluss werden durch reguläre Ausdrücke erzeugt und sind daher reguläre Sprachen.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Vereinigung**, **Produkt** und **Kleeneschem Abschluss**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann sind $L_1 \cup L_2$, L_1L_2 und L_1^* regulär.

Beweis Vereinigung, Produkt und Kleenescher Abschluss werden durch reguläre Ausdrücke erzeugt und sind daher reguläre Sprachen.

Seien reguläre Ausdrücke α_1, α_2 mit $L(\alpha_i) = L_i$ für $i \in \{1, 2\}$.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Vereinigung**, **Produkt** und **Kleeneschem Abschluss**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann sind $L_1 \cup L_2$, $L_1 L_2$ und L_1^* regulär.

Beweis Vereinigung, Produkt und Kleenescher Abschluss werden durch reguläre Ausdrücke erzeugt und sind daher reguläre Sprachen.

Seien reguläre Ausdrücke α_1, α_2 mit $L(\alpha_i) = L_i$ für $i \in \{1, 2\}$.

- ▶ $(\alpha_1 | \alpha_2)$ erzeugt $L(\alpha_1 | \alpha_2) = L(\alpha_1) \cup L(\alpha_2) = L_1 \cup L_2$.
- ▶ $\alpha_1 \alpha_2$ erzeugt $L(\alpha_1 \alpha_2) = L(\alpha_1) L(\alpha_2) = L_1 L_2$.
- ▶ $(\alpha_1)^*$ erzeugt $L(\alpha_1^*) = L(\alpha_1)^* = L_1^*$. □

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Komplementbildung**. D.h. wenn L regulär ist, dann ist das Komplement \bar{L} regulär.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Komplementbildung**. D.h. wenn L regulär ist, dann ist das Komplement \bar{L} regulär.

Beweis Sei $M = (Z, \Sigma, \delta, z_0, E)$ ein DFA, der L akzeptiert.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Komplementbildung**. D.h. wenn L regulär ist, dann ist das Komplement \bar{L} regulär.

Beweis Sei $M = (Z, \Sigma, \delta, z_0, E)$ ein DFA, der L akzeptiert.

Dann akzeptiert $\bar{M} = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z \setminus E)$ die Sprache \bar{L} :

Offensichtlich gilt $\tilde{\delta}(z_0, w) \in Z \setminus E$ g.d.w. $\tilde{\delta}(z_0, w) \notin E$.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Komplementbildung**. D.h. wenn L regulär ist, dann ist das Komplement \bar{L} regulär.

Beweis Sei $M = (Z, \Sigma, \delta, z_0, E)$ ein DFA, der L akzeptiert.

Dann akzeptiert $\bar{M} = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z \setminus E)$ die Sprache \bar{L} :

Offensichtlich gilt $\tilde{\delta}(z_0, w) \in Z \setminus E$ g.d.w. $\tilde{\delta}(z_0, w) \notin E$.

Daher ist \bar{L} regulär. □

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Schnitt**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann ist $L_1 \cap L_2$ regulär.

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Schnitt**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann ist $L_1 \cap L_2$ regulär.

Beweis Dies folgt aus $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$ und da reguläre Sprachen abgeschlossen bezüglich Vereinigung und Komplementbildung sind. \square

Satz

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Schnitt**. D.h. wenn L_1, L_2 regulär sind, dann ist $L_1 \cap L_2$ regulär.

Alternativer Beweis

Seien $M_1 = (Z_1, \Sigma, \delta_1, z_{01}, E_1)$ und $M_2 = (Z_2, \Sigma, \delta_2, z_{02}, E_2)$ DFAs, die $L_1 = L(M_1)$ und $L_2 = L(M_2)$ akzeptieren.

Der **Produktautomat** von M_1 und M_2 ist der DFA

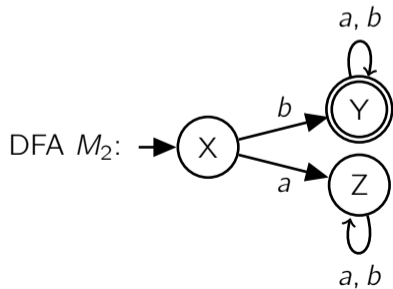
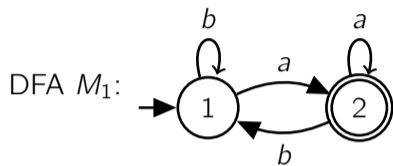
$M_1 \times M_2 = (Z_1 \times Z_2, \Sigma, \delta, (z_{01}, z_{02}), E_1 \times E_2)$ mit

$$\delta((z_1, z_2), a) := (\delta_1(z_1, a), \delta_2(z_2, a)) \quad \text{für alle } a \in \Sigma \text{ und } (z_1, z_2) \in Z_1 \times Z_2$$

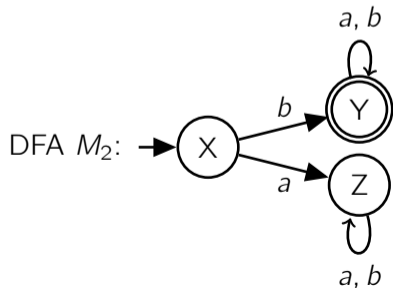
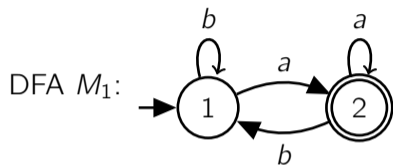
M akzeptiert $L_1 \cap L_2$, denn es gilt:

$\tilde{\delta}((z_{01}, z_{02}), w) \in E_1 \times E_2$ g.d.w. $\tilde{\delta}_1(z_{01}, w) \in E_1$ und $\tilde{\delta}_2(z_{02}, w) \in E_2$. □

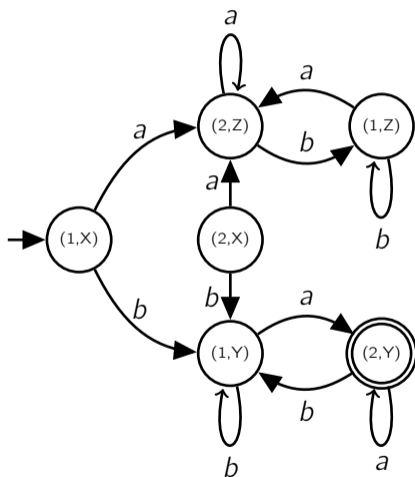
Beispiel für den Produktautomaten



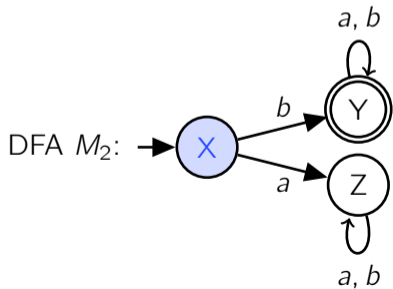
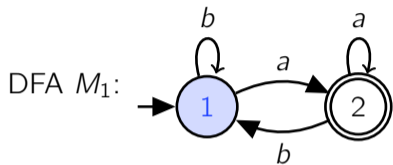
Beispiel für den Produktautomaten



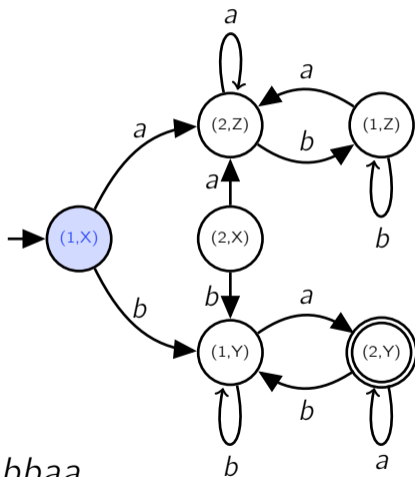
Produktautomat $M_1 \times M_2$:



Beispiel für den Produktautomaten

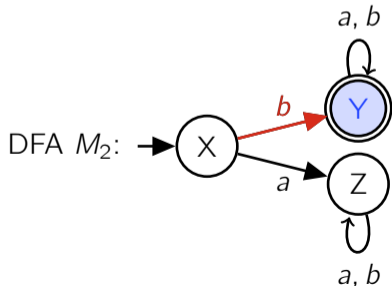
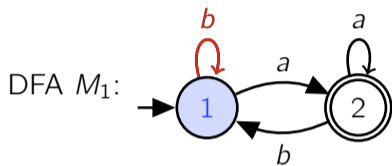


Produktautomat $M_1 \times M_2$:

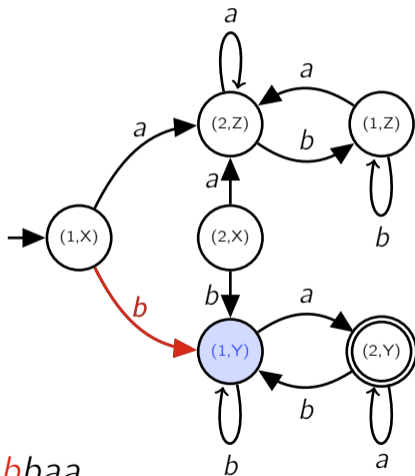


Wort: *bbaa*

Beispiel für den Produktautomaten

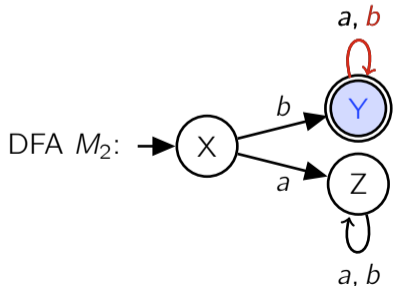
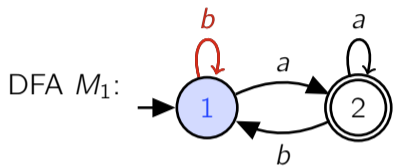


Produktautomat $M_1 \times M_2$:

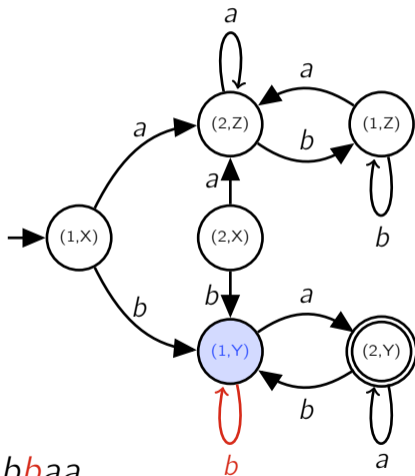


Wort: *bbaa*

Beispiel für den Produktautomaten

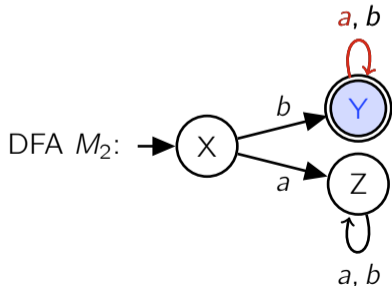
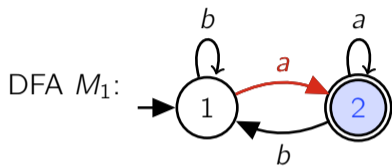


Produktautomat $M_1 \times M_2$:

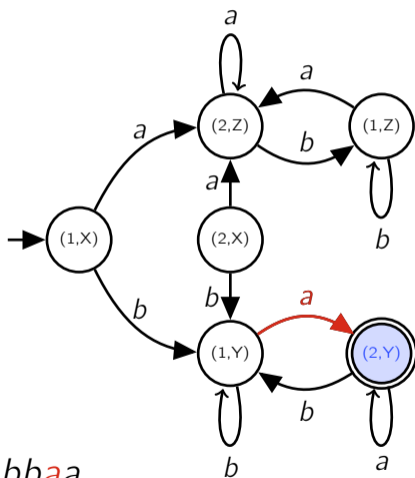


Wort: *bb*aa

Beispiel für den Produktautomaten

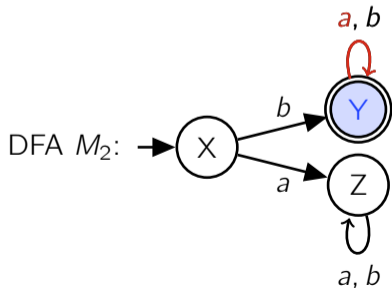
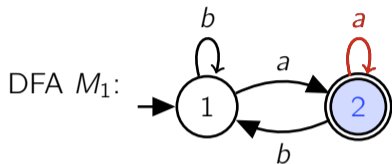


Produktautomat $M_1 \times M_2$:

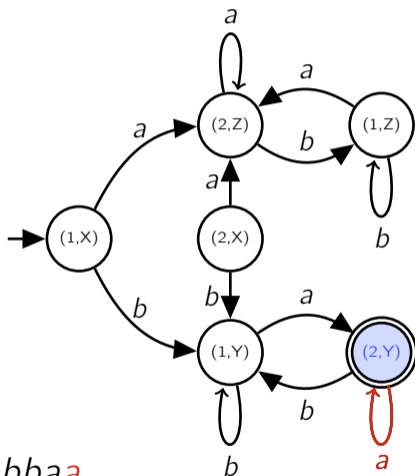


Wort: *bb****aa***

Beispiel für den Produktautomaten

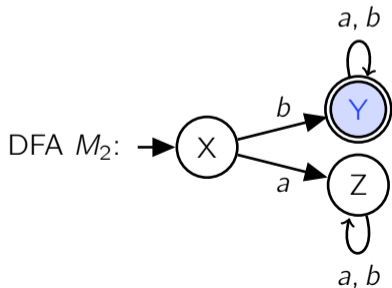
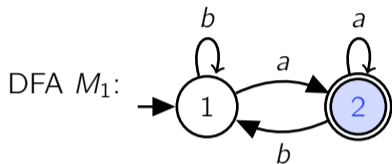


Produktautomat $M_1 \times M_2$:

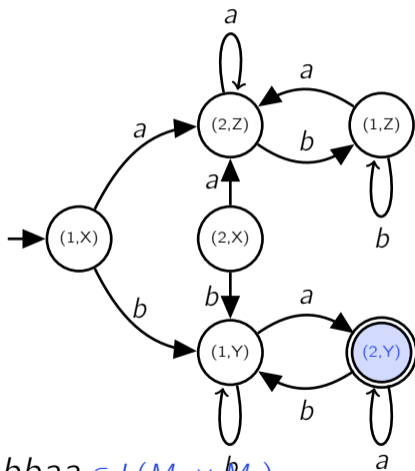


Wort: *bb**a**a*

Beispiel für den Produktautomaten



Produktautomat $M_1 \times M_2$:



Wort: $bbaa \in L(M_1 \times M_2)$

Theorem (Abschlusseigenschaften der regulären Sprachen)

Die regulären Sprachen sind abgeschlossen bezüglich **Vereinigung**, **Schnitt**, **Komplementbildung**, **Produkt** und **Kleeneschem Abschluss**.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Anleitung zum Widerlegen der Regularität von L mit Abschlusseigenschaften:

1. Nehme an, dass L regulär ist.
2. Operiere auf L unter Erhaltung der Regularität:
vereinige, schneide, komplementiere, multipliziere L mit bekannt regulärer Sprache, bilde Kleeneschen Abschluss.
3. Kommt dabei eine bekannt **nicht reguläre** Sprache heraus,
dann hat man einen **Widerspruch** und die Annahme war falsch.
Daher ist L dann nicht regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{a^n \mid n \text{ ist keine Primzahl}\}$ ist nicht regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{a^n \mid n \text{ ist keine Primzahl}\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{a^n \mid n \text{ ist keine Primzahl}\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Dann ist \bar{L} auch regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{a^n \mid n \text{ ist keine Primzahl}\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Dann ist \bar{L} auch regulär.

$\bar{L} = \{a\}^* \setminus L = \{a^n \mid n \text{ ist eine Primzahl}\}$ ist aber nicht regulär (bereits gezeigt).

Widerspruch. □

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = \#_b(w)\}$ ist nicht regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = \#_b(w)\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = \#_b(w)\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Die Sprache $L' = \{a^m b^n \mid m, n \in \mathbb{N}\}$ ist regulär, da der reguläre Ausdruck $a^* b^*$ sie erzeugt.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = \#_b(w)\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Die Sprache $L' = \{a^m b^n \mid m, n \in \mathbb{N}\}$ ist regulär, da der reguläre Ausdruck $a^* b^*$ sie erzeugt.

Da L und L' regulär sind, ist auch $L \cap L'$ regulär.

Nichtregularität zeigen mit Abschlusseigenschaften

Satz

Die Sprache $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid \#_a(w) = \#_b(w)\}$ ist nicht regulär.

Beweis Durch Widerspruch. Wir nehmen an, L ist regulär.

Die Sprache $L' = \{a^m b^n \mid m, n \in \mathbb{N}\}$ ist regulär, da der reguläre Ausdruck $a^* b^*$ sie erzeugt.

Da L und L' regulär sind, ist auch $L \cap L'$ regulär.

$L \cap L' = \{a^j b^j \mid j \in \mathbb{N}\}$ ist aber nicht regulär (bereits gezeigt). Widerspruch. □

Wortproblem für reguläre Grammatiken

Definition

Das **Wortproblem** für Typ i -Grammatiken ist die Frage, ob für eine gegebene Typ i -Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ und ein Wort $w \in \Sigma^*$ $w \in L(G)$ gilt oder nicht.

Wortproblem für reguläre Grammatiken

Definition

Das **Wortproblem** für Typ i -Grammatiken ist die Frage, ob für eine gegebene Typ i -Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ und ein Wort $w \in \Sigma^*$ $w \in L(G)$ gilt oder nicht.

Satz

Das Wortproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar:
Es gibt einen Algorithmus, der bei Eingabe von regulärer Grammatik G und Wort w nach endlicher Zeit entscheidet, ob $w \in L(G)$ gilt oder nicht.

Wortproblem für reguläre Grammatiken

Definition

Das **Wortproblem** für Typ i -Grammatiken ist die Frage, ob für eine gegebene Typ i -Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ und ein Wort $w \in \Sigma^*$ $w \in L(G)$ gilt oder nicht.

Satz

Das Wortproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar:
Es gibt einen Algorithmus, der bei Eingabe von regulärer Grammatik G und Wort w nach endlicher Zeit entscheidet, ob $w \in L(G)$ gilt oder nicht.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.
Für M ist das Wortproblem in Linearzeit in der Länge des Wortes lösbar, denn die Berechnung von $\tilde{\delta}(z_0, w)$ braucht für einen DFA nur $|w|$ Schritte. □

Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Dann gilt $L(M) = \emptyset$ g.d.w. es keinen Pfad vom Startzustand zu einem Endzustand in M gibt.

Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Leerheitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Dann gilt $L(M) = \emptyset$ g.d.w. es keinen Pfad vom Startzustand zu einem Endzustand in M gibt.

Dies kann man leicht mit einer Tiefensuche (Depth-First-Search) auf dem Zustandsgraphen von M prüfen. □

Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Es gilt $|L(M)| < \infty$ g.d.w. es keinen Pfad vom Startzustand zu einem Endzustand gibt, der eine Schleife enthält.

Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Endlichkeitsproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Sei G eine reguläre Grammatik und sei M ein DFA mit $L(M) = L(G)$.

Es gilt $|L(M)| < \infty$ g.d.w. es keinen Pfad vom Startzustand zu einem Endzustand gibt, der eine Schleife enthält.

Prüfe dies mit einer Tiefensuche auf dem Zustandsgraphen von M . □

Schnittproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Schnittproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Schnittproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Schnittproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Schnittproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Schnittproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Konstruiere den Produktautomaten $M_1 \times M_2$ mit $L(M_1 \times M_2) = L(M_1) \cap L(M_2)$.

Schnittproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Schnittproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Konstruiere den Produktautomaten $M_1 \times M_2$ mit $L(M_1 \times M_2) = L(M_1) \cap L(M_2)$.

Prüfe das Leerheitsproblem für $L(M_1 \times M_2)$. □

Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Minimiere M_1 und M_2 .

Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken

Satz

Das Äquivalenzproblem für reguläre Grammatiken ist entscheidbar.

Beweis Seien G_1, G_2 reguläre Grammatiken und seien M_1, M_2 DFAs mit $L(M_i) = L(G_i)$ für $i \in \{1, 2\}$.

Minimiere M_1 und M_2 .

Prüfe die minimalen DFAs auf Gleichheit bis auf Umbenennung. □