F2 – Zusammenfassung

Tips zur Klausur

Berndt Farwer

FB Informatik, Uni HH

Funktionen vs. Relationen

- Funktionen sind **eindeutig**,
- Relationen brauchen nicht eindeutig zu sein!

Wo ist der Unterschied wichtig?

Funktionen vs. Relationen

- Funktionen sind **eindeutig**,
- Relationen brauchen nicht eindeutig zu sein!

Wo ist der Unterschied wichtig?

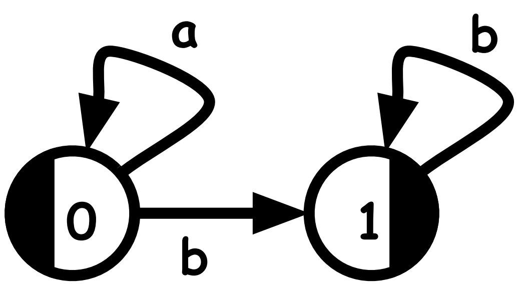
- In der Automatentheorie:
  - Determinismus (DFA, DPDA),
  - Nichtdeterminismus (NFA, NPDA)
- *allgemeiner*: In der Graphentheorie;
- überall, wo keine Eindeutigkeit gefordert ist (z.B. $\leq$, $\subseteq$).

Was ist ein endlicher Automat?

- DFA $A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$
  - δ meist grafisch dargestellt durch Zustandsübergangsdiagramm

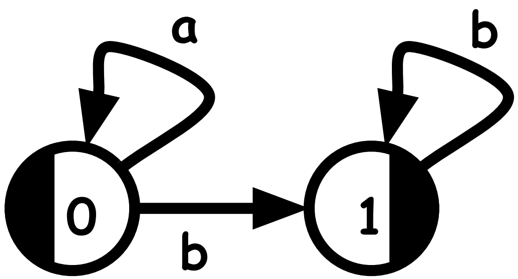
Was ist ein endlicher Automat?

- DFA $A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$
  - δ meist grafisch dargestellt durch Zustandsübergangsdiagramm, z.B.



Was ist ein endlicher Automat?

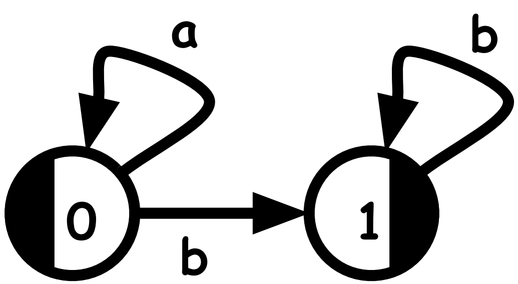
- DFA $A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$
  - δ meist grafisch dargestellt durch Zustandsübergangsdiagramm, z.B.



  - oder als Übergangstabelle

Was ist ein endlicher Automat?

- DFA $A = (Z, \Sigma, \delta, z_0, Z_{end})$
  - δ meist grafisch dargestellt durch Zustandsübergangsdiagramm, z.B.



  - oder als Übergangstabelle :

δ	a	b
z_0	z_0	z_1
z_1		z_1

Eigenschaften

- DFA vs. NFA
  - Zu jedem NFA existiert äquivalenter DFA.

Eigenschaften

- DFA vs. NFA
  - Zu jedem NFA existiert äquivalenter DFA.
  - **Idee:** Merke in den *Zuständen des Potenzautomaten*, wo man sich im NFA aufhalten könnte.

Eigenschaften

- DFA vs. NFA
  - Zu jedem NFA existiert äquivalenter DFA.
  - **Idee:** Merke in den *Zuständen des Potenzautomaten*, wo man sich im NFA aufhalten könnte.
  - Endzustände sind diejenigen, in denen im NFA ein Endzustand erreichbar war.

Eigenschaften

- DFA vs. NFA
  - Zu jedem NFA existiert äquivalenter DFA.
  - **Idee:** Merke in den *Zuständen des Potenzautomaten*, wo man sich im NFA aufhalten könnte.
  - Endzustände sind diejenigen, in denen im NFA ein Endzustand erreichbar war.
- Vollständigkeit

Eigenschaften

- DFA vs. NFA
  - Zu jedem NFA existiert äquivalenter DFA.
  - **Idee:** Merke in den *Zuständen des Potenzautomaten*, wo man sich im NFA aufhalten könnte.
  - Endzustände sind diejenigen, in denen im NFA ein Endzustand erreichbar war.
- Vollständigkeit
- weitere Eigenschaften: (fast) buchstabierend

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*
- Durchschnitt $R_1 \cap R_2$

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*
- Durchschnitt $R_1 \cap R_2$
- Komplement $\Sigma^* \setminus R_1$

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*
- Durchschnitt $R_1 \cap R_2$
- Komplement $\Sigma^* \setminus R_1$
- Reversal R_1^{rev}

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*
- Durchschnitt $R_1 \cap R_2$
- Komplement $\Sigma^* \setminus R_1$
- Reversal R_1^{rev}
- (inverse) Homomorphismen $h(R_1), h^{-1}(R_1)$

Abschlußeigenschaften (Typ-3)

Für reguläre Mengen R_1 und R_2, auch regulär:

- Vereinigung $R_1 \cup R_2$
- Komplexprodukt $R_1 \cdot R_2$
- Sternbildung R_1^*
- Durchschnitt $R_1 \cap R_2$
- Komplement $\Sigma^* \setminus R_1$
- Reversal R_1^{rev}
- (inverse) Homomorphismen $h(R_1), h^{-1}(R_1)$
- reguläre Substitution $\sigma(R_1)$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$
- $A \cdot B$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-"Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$
- $A \cdot B$
- $(A)^*$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck $\quad M_\emptyset = \emptyset = \{\}$
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$
- $A \cdot B$
- $(A)^*$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck $\quad M_\emptyset = \emptyset = \{\}$
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$ $\quad M_a = \{a\}$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$
- $A \cdot B$
- $(A)^*$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck $\quad M_{\emptyset} = \emptyset = \{\}$
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$ $\quad M_a = \{a\}$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$ $\quad M_{(A+B)} = (M_A \cup M_B)$
- $A \cdot B$
- $(A)^*$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck $\quad M_\emptyset = \emptyset = \{\}$
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$ $\quad M_a = \{a\}$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$ $\quad M_{(A+B)} = (M_A \cup M_B)$
- $A \cdot B$ $\quad M_{A \cdot B} = M_A \cdot M_B$
- $(A)^*$

rationale Ausdrücke

Sei Σ ein Alphabet.
Rationale „Grund-“Ausdrücke sind:

- $\emptyset$ ist rationaler Ausdruck $\qquad M_\emptyset = \emptyset = \{\}$
- a ist rationaler Ausdruck für alle $a \in \Sigma$ $\qquad M_a = \{a\}$

Sind A und B rationale Ausdrücke, dann sind auch folgende Ausdrücke rational:

- $(A + B)$ $\qquad M_{(A+B)} = (M_A \cup M_B)$
- $A \cdot B$ $\qquad M_{A \cdot B} = M_A \cdot M_B$
- $(A)^*$ $\qquad M_{(A)^*} = (M_A)^*$

rat. Ausdr. vs. reguläre Mengen

Rationale Ausdrücke beschreiben genau die regulären Mengen!

rat. Ausdr. vs. reguläre Mengen

Rationale Ausdrücke beschreiben genau die regulären Mengen!

- Durch endliche Automaten beschriebene Sprachen lassen sich auch durch rationale Ausdrücke beschreiben. [$R_{i,j}^k$-Konstruktion]

rat. Ausdr. vs. reguläre Mengen

Rationale Ausdrücke beschreiben genau die regulären Mengen!

- Durch endliche Automaten beschriebene Sprachen lassen sich auch durch rationale Ausdrücke beschreiben. [$R^k_{i,j}$-Konstruktion]
- Durch rationale Ausdrücke beschriebene Mengen sind auch durch endliche Automaten darstellbar. [Abschlußeigenschaften]

kontextfreie Sprachen

. . . lassen sich beschreiben durch

kontextfreie Sprachen

. . . lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken

kontextfreie Sprachen

... lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

kontextfreie Sprachen

...lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken

kontextfreie Sprachen

. . . lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

kontextfreie Sprachen

...lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $\quad V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

- Greibach-Normalform-Grammatiken

kontextfreie Sprachen

. . . lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

- Greibach-Normalform-Grammatiken $V_N \times V_T \cdot V_N^*$

  $A \longrightarrow aA_1A_2 \cdots$

kontextfreie Sprachen

…lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

- Greibach-Normalform-Grammatiken $V_N \times V_T \cdot V_N^*$

  $A \longrightarrow aA_1A_2 \cdots$

- Kellerautomaten

kontextfreie Sprachen

…lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $\qquad V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

- Greibach-Normalform-Grammatiken $V_N \times V_T \cdot V_N^*$

  $A \longrightarrow aA_1A_2\cdots$

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

kontextfreie Sprachen

. . . lassen sich beschreiben durch

- Kontextfreie Grammatiken $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $A \longrightarrow w$ $V_N \times (V_N \cup V_T)^*$

- Chomsky-Normalform-Grammatiken $V_N \times (V_N^2 \cup V_T)$

  $A \longrightarrow BC$ oder $A \longrightarrow a$

- Greibach-Normalform-Grammatiken $V_N \times V_T \cdot V_N^*$

  $A \longrightarrow aA_1A_2 \cdots$

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

Spezialfall: RLGs äquivalent zu NFAs

Ableitung(sbaum)

Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

Ableitung(sbaum)

Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:
- als Baum:

Ableitung(sbaum)

Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  S

- als Baum:

  S

Ableitung(sbaum)

Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  $S \Rightarrow aSbS$

- als Baum:

Ableitung(sbaum)

Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  $S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aaSbSbS$

- als Baum:

Ableitung(sbaum)

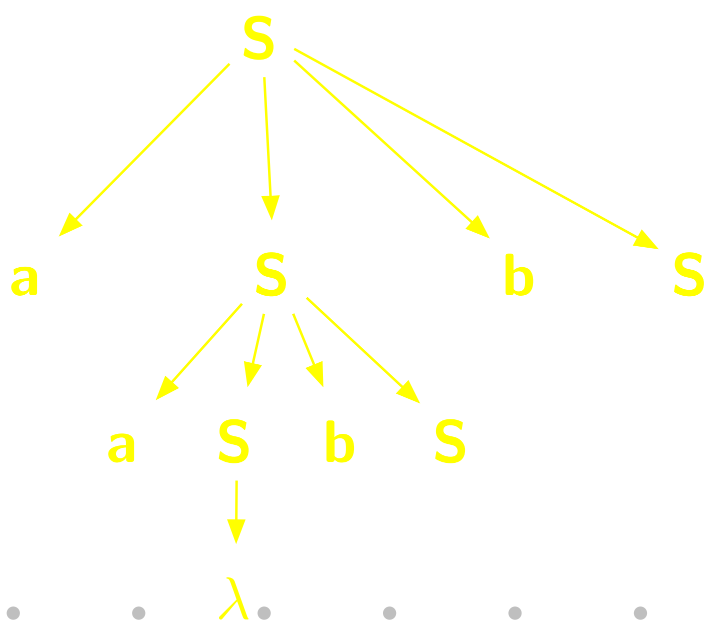
Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  $$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aaSbSbS \Rightarrow aabSbS$$

- als Baum:



Ableitung(sbaum)

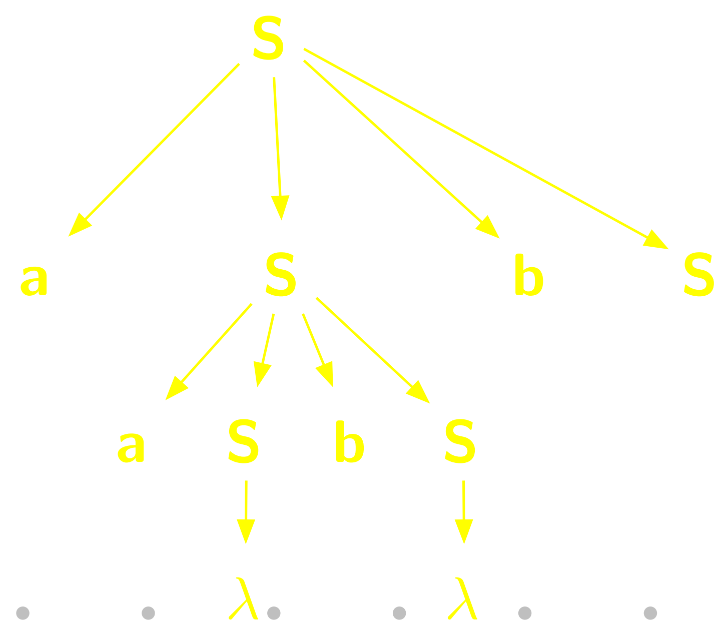
Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  $$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aaSbSbS \Rightarrow aabSbS \Rightarrow aabbS$$

- als Baum:



Ableitung(sbaum)

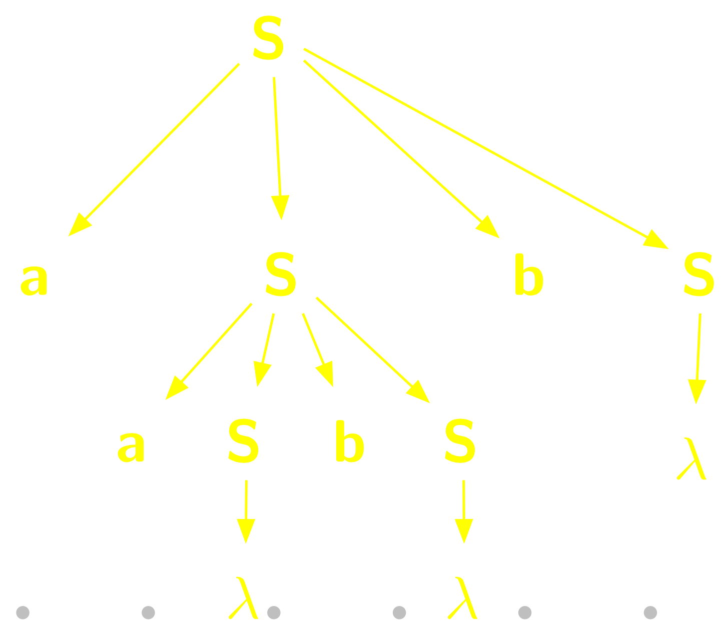
Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

$$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aaSbSbS \Rightarrow aabSbS \Rightarrow aabbS \Rightarrow aabb$$

- als Baum:



Ableitung(sbaum)

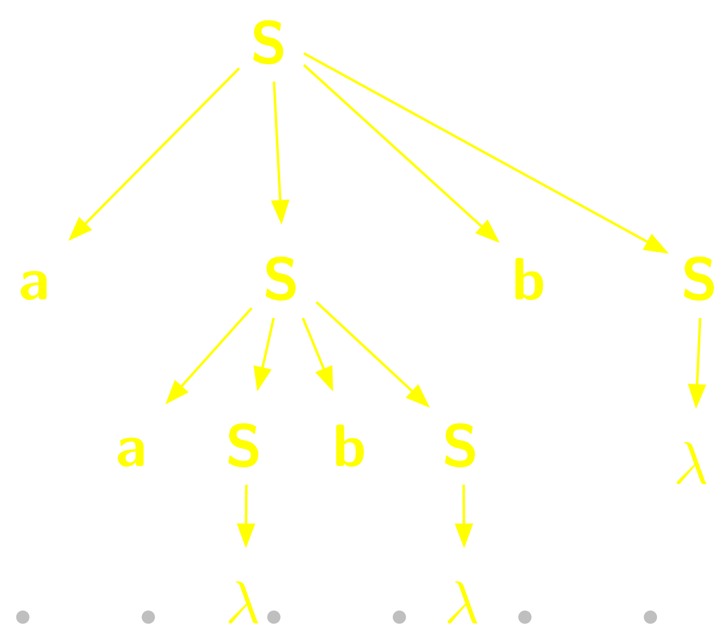
Grammatik mit Regeln: $S \longrightarrow aSbS \mid \lambda$

Ableitungen können geschrieben werden:

- linear:

  $$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aaSbSbS \Rightarrow aabSbS \Rightarrow aabbS \Rightarrow aabb$$

- als Baum:



Ableitungsbäume

+ Chomsky-Normalform

$\Rightarrow$ Pumping-Lemma

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

- Durch eindeutige kontextfreie Grammatiken erzeugte Sprachen:

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

- Durch eindeutige kontextfreie Grammatiken erzeugte Sprachen: $w \in L(G)$ hat genau einen Ableitungsbaum bzw. genau eine Linksableitung.

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

- Durch eindeutige kontextfreie Grammatiken erzeugte Sprachen: $w \in L(G)$ hat genau einen Ableitungsbaum bzw. genau eine Linksableitung.
- Durch deterministische Kellerautomaten akzeptierte Sprachen.

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

- Durch eindeutige kontextfreie Grammatiken erzeugte Sprachen: $w \in L(G)$ hat genau einen Ableitungsbaum bzw. genau eine Linksableitung.
- Durch deterministische Kellerautomaten akzeptierte Sprachen. **Beispiel:** $L := \{wcw^{rev} \mid w \in \{a,b\}^*\}$ ist deterministisch kontextfrei und eindeutig: $S \longrightarrow aSa \mid bSb \mid c$ ist eindeutige Grammatik für L.

Subklassen der kontextfreien Sprachen

Echte Teilmengen der kontextfreien Sprachen sind:

- Durch eindeutige kontextfreie Grammatiken erzeugte Sprachen: $w \in L(G)$ hat genau einen Ableitungsbaum bzw. genau eine Linksableitung.
- Durch deterministische Kellerautomaten akzeptierte Sprachen. **Beispiel:** $L := \{wcw^{rev} \mid w \in \{a,b\}^*\}$ ist deterministisch kontextfrei und eindeutig: $S \longrightarrow aSa \mid bSb \mid c$ ist eindeutige Grammatik für L.
- Die regulären Mengen. [Konstruktion einer CFG aus einem FA]

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt.

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt. $(z_0, w) \overset{*}{\longmapsto} (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt.

$(z_0, w) \stackrel{*}{\longmapsto} (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$

Bei Kellerautomaten: zwei unterschiedliche Bedingungen.

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt.
$(z_0, w) \vdash^{*} (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
Bei Kellerautomaten: zwei unterschiedliche Bedingungen.

- mit **Endzustand** akzeptierte Sprache $L(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^{*} (v, z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt.
$(z_0, w) \vdash^* (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
Bei Kellerautomaten: zwei unterschiedliche Bedingungen.

- mit **Endzustand** akzeptierte Sprache $L(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^* (v, z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
- mit **leerem Keller** akzeptierte Sprache $N(A)$

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt. $(z_0, w) \vdash^* (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$

Bei Kellerautomaten: zwei unterschiedliche Bedingungen.

- mit **Endzustand** akzeptierte Sprache $L(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^* (v, z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
- mit **leerem Keller** akzeptierte Sprache $N(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^* (\lambda, z, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z \in Z$

Akzeptierbedingungen

Ein Wort w wird von einem *endlichen Automaten* A akzeptiert, gdw. es eine Erfolgsrechnung von A auf w gibt.
$(z_0, w) \vdash^* (z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
Bei Kellerautomaten: zwei unterschiedliche Bedingungen.

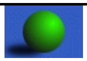
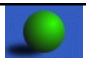
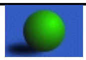
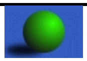
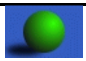
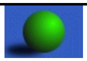
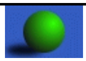
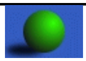
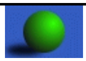
- mit **Endzustand** akzeptierte Sprache $L(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^* (v, z_e, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z_e \in Z_{end}$
- mit **leerem Keller** akzeptierte Sprache $N(A)$
  $(\perp, z_0, w) \vdash^* (\lambda, z, \lambda)$ mit $z_0 \in Z_{start}$ und $z \in Z$

Beide Akzeptierbedingungen sind äquivalent!

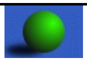
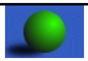
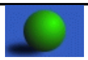
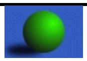
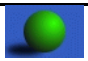
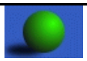
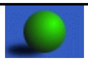
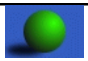
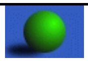
Abschlußeigenschaften (Typ-2)

	kontextfrei	det. kontextfrei
Vereinigung	●	
Durchschnitt		
Durchschnitt mit regulären Mengen	●	●
Komplexprodukt	●	
Sternbildung	●	
Komplement		●
kontextfreie Substitution	●	
Homomorphismen	●	
inverse Homomorphismen	●	

Entscheidbarkeiten (Typ-2)

	kontextfrei	det. kontextfrei
Leerheit		
Universalität		
Endlichkeit		
Wortproblem		
Inklusion		
Äquivalenz		
Eindeutigkeit		

Entscheidbarkeiten (Typ-2)

	kontextfrei	det. kontextfrei
Leerheit		
Universalität		
Endlichkeit		
Wortproblem		
Inklusion		
Äquivalenz		
Eindeutigkeit		

Nicht entscheidbar sind auch:

- Ein-/Mehrdeutigkeit kontextfreier Grammatiken
- $L_1 \cap L_2 = \emptyset$ für kontextfreie Sprachen L_1 und L_2

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:

„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten."

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten.“

- Über welchem Alphabet?

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten.“

- Über welchem Alphabet? $\Sigma := \{c, d\}$

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten."

- Über welchem Alphabet? $\Sigma := \{c, d\}$
- **Mindestens** zwei oder **genau** zwei d's?

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten.“

- Über welchem Alphabet? $\Sigma := \{c, d\}$
- **<u>Mindestens</u>** zwei oder **genau** zwei d's?
- Darstellungsmöglichkeiten:
  - $L = L(A)$ für $A = (\{0,1,2\}, \{c,d\}, \{(0,c,0), (0,d,0), (0,d,1), (1,c,1), (1,d,1), (1,d,2), (2,c,2), (2,d,2)\}, \{0\}, \{2\})$

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten."

- Über welchem Alphabet? $\Sigma := \{c, d\}$
- **<u>Mindestens</u>** zwei oder **genau** zwei d's?
- Darstellungsmöglichkeiten:
  - $L = L(A)$ für $A = (\{0, 1, 2\}, \{c, d\}, \{(0, c, 0), (0, d, 0), (0, d, 1), (1, c, 1), (1, d, 1), (1, d, 2), (2, c, 2), (2, d, 2)\}, \{0\}, \{2\})$
  - $L = L(G)$ für $G = (\{S, A\}, \{c, d\}, \{(S, AdAdA), (A, cA), (A, dA), (A, \lambda)\}, S)$

formale Schreibweise

Es ist wichtig, z.B. Mengen formal korrekt zu notieren:
„Die Menge L aller Wörter, die zwei d's enthalten.“

- Über welchem Alphabet? $\Sigma := \{c, d\}$
- **<u>Mindestens</u>** zwei oder **genau** zwei d's?
- Darstellungsmöglichkeiten:
  - $L = L(A)$ für $A = (\{0,1,2\}, \{c,d\}, \{(0,c,0), (0,d,0), (0,d,1), (1,c,1), (1,d,1), (1,d,2), (2,c,2), (2,d,2)\}, \{0\}, \{2\})$
  - $L = L(G)$ für $G = (\{S, A\}, \{c, d\}, \{(S, AdAdA), (A, cA), (A, dA), (A, \lambda)\}, S)$
  - $L = M_R$ für $R = (c+d)^* d (c+d)^* d (c+d)^*$

Viel Erfolg bei der Klausur!!!