

Theoretische Informatik I

Einheit 3

Kontextfreie Sprachen



1. Kontextfreie Grammatiken
2. Pushdown Automaten
3. Eigenschaften kontextfreier Sprachen

- **Was ist das einfachste Beschreibungsmodell?**
 - Analyse und Compilation muss formal beschreibbar sein
 - Generisches Modell für “alle” Programmiersprachen erforderlich
- **Typ-3 Sprachen sind einfach und effizient**
 - Beschreibung durch Grammatiken oder reguläre Ausdrücke
 - Beschreibung umwandelbar in endlichen Automaten
 - Erkennung von Wörtern der Sprache in “Echtzeit”
- **Aber Programmiersprachen sind nicht regulär**
 - Die meisten Programmstrukturen enthalten Schachtelungen wie Blöcke, if-then-else, arithmetische Ausdrücke, Klammerausdrücke, ...
 - Korrekte Klammerausdrücke und Schachtelungen sind nicht regulär



Syntaxanalyse und Compilation von Programmiersprachen braucht mehr als reguläre Sprachen

ALLE BEDEUTENDEN SPRACHEN SIND KONTEXTFREI

● Programmiersprachen

- **Compiler** kann kontextfreie Grammatiken effizient verarbeiten
- **Parser** kann aus kontextfreier Grammatik **automatisch erzeugt** werden
 - Standard Unix tool **YACC** unterstützt schnellen Compilerentwurf

● Markup Sprachen

- **HTML**: Formatierung von Dokumenten mit Links zu Programmaufrufen
- **XML**: Einheitliche Beschreibung der Semantik von Dokumenten

Beide Sprachen erfordern die Mächtigkeit kontextfreier Grammatiken

Mehr in HMU §5.3

● Wichtige Fragen

- **Analyse**: Systematische Rekonstruktion des Syntaxbaums
 - Ist das immer **eindeutig** möglich?
- **Compilation**: Zuweisung von Objectcode an Wörter der Sprache
- **Maschinenmodell**: effektive generische Erkennungsverfahren

Theoretische Informatik I

Einheit 3.1

Kontextfreie Grammatiken



1. Grammatiken und Ableitungen
2. Ableitungsbäume
3. Mehrdeutigkeiten

RÜCKBLICK: KONTEXTFREIE GRAMMATIKEN

- Eine **kontextfreie Grammatik (kfG)** ist ein **4-Tupel** $G = (V, T, P, S)$ mit
 - T endliches **Terminalalphabet**
 - V endliches **Hilfsalphabet** mit $V \cap T = \emptyset$
 - $P \subseteq V \times \Gamma^*$ endliche Menge der **Produktionen** (wobei $\Gamma = V \cup T$)
 - $S \in V$ **Startsymbol**

Die übliche Schreibweise für Produktionen $(A, r) \in P$ ist $A \rightarrow r$

Eine kompakte Notation für $A \rightarrow r_1, A \rightarrow r_2, \dots, A \rightarrow r_n$ ist $A \rightarrow r_1 | r_2 | \dots | r_n$

- **Ableitbarkeit in einer kontextfreien Grammatik**

– $w \rightarrow z \equiv \exists x, y \in \Gamma^*. \exists A \rightarrow r \in P. w = x A y \wedge z = x r y$

– $w \xrightarrow{*} z \equiv \exists n \in \mathbb{N}. w \xrightarrow{n} z$

wobei $w \xrightarrow{0} z \equiv w = z$ und $w \xrightarrow{n+1} z \equiv \exists u \in \Gamma^*. w \rightarrow u \wedge u \xrightarrow{n} z$

- **Von G erzeugte Sprache:**

$$L(G) \equiv \{w \in T^* \mid S \xrightarrow{*} w\}$$

GRAMMATIK FÜR GESCHACHELTE KLAMMERAUSDRÜCKE

$$G_5 = (\{S\}, \{ (,) \}, \{ S \rightarrow (S), S \rightarrow \epsilon \}, S)$$

$$\text{Zeige: } L(G_5) = \{ ({}^k) {}^k \mid k \in \mathbb{N} \}$$

• Beweise durch Induktion über Länge der Ableitung

$$- \forall k \in \mathbb{N}. \forall w \in \{ (,) \}^*. S \xrightarrow{k+1} w \Leftrightarrow w = ({}^k) {}^k$$

• Basisfall

$$- S \xrightarrow{1} w \Leftrightarrow (S \rightarrow w) \in P \Leftrightarrow w = \epsilon \Leftrightarrow w = ({}^0) {}^0 \quad \checkmark$$

• Induktionsschritt

$$- \text{Es gelte } \forall v \in \{ (,) \}^*. S \xrightarrow{k+1} v \Leftrightarrow v = ({}^k) {}^k$$

$$- S \xrightarrow{k+2} w \Leftrightarrow S \rightarrow (S) \xrightarrow{k+1} w$$

$$\Leftrightarrow \exists v \in \{ (,) \}^*. S \xrightarrow{k+1} v \wedge w = (v)$$

$$\Leftrightarrow \exists v \in \{ (,) \}^*. v = ({}^k) {}^k \wedge w = (v) \quad (\text{Annahme})$$

$$\Leftrightarrow w = ({}^{k+1}) {}^{k+1} \quad \checkmark$$

$$\{ ({}^k) {}^k \mid k \in \mathbb{N} \} \in \mathcal{L}_2 - \mathcal{L}_3$$

KONTEXTFREIE GRAMMATIK FÜR PALINDROME

Wähle $G_6 = (\{S\}, \{0, 1\}, P, S)$

mit $P = \{S \rightarrow \epsilon, S \rightarrow 0, S \rightarrow 1, S \rightarrow 0S0, S \rightarrow 1S1\}$

Zeige: $L(G_6) = \{w \in \{0, 1\}^* \mid w = w^R\}$

- **Beweise durch Induktion über Länge der Ableitung**

- $\forall k \in \mathbb{N}. \forall w \in \{0, 1\}^*. S \xrightarrow{k+1} w \Leftrightarrow w = w^R \wedge |w| \in \{2k, 2k+1\}$

- **Basisfall**

- $S \xrightarrow{1} w \Leftrightarrow (S \rightarrow w) \in P \Leftrightarrow w \in \{0, 1, \epsilon\} \Leftrightarrow w = w^R \wedge |w| \in \{0, 1\}$ ✓

- **Induktionsschritt**

- Es gelte $\forall v \in \{0, 1\}^*. S \xrightarrow{k+1} v \Leftrightarrow v = v^R \wedge |v| \in \{2k, 2k+1\}$

- $S \xrightarrow{k+2} w \Leftrightarrow S \rightarrow 0S0 \xrightarrow{k+1} w \vee S \rightarrow 1S1 \xrightarrow{k+1} w$
 $\Leftrightarrow \exists v \in \{0, 1\}^*. S \xrightarrow{k+1} v \wedge (w = 0v0 \vee w = 1v1)$
 $\Leftrightarrow \exists v \in \{0, 1\}^*. v = v^R \wedge |v| \in \{2k, 2k+1\} \wedge (w = 0v0 \vee w = 1v1)$
 $\Leftrightarrow w = w^R \wedge |w| \in \{2k+2, 2k+3\}$ ✓

GRAMMATIK FÜR ARITHMETISCHE AUSDRÜCKE

- **Ausdrücke über Operatoren $+$ und $*$**

- **Bezeichner** (*I*dentifier):

- Buchstabe gefolgt von Buchstaben/Ziffern

- Buchstaben *a*, *b*, *c*, Ziffern *0*, *1*

- **Ausdrücke** (*E*xpressions):

- Schachtelung mit $+$, $*$ und Klammern

- $G_7 = (\{E, I\}, \{a, b, c, 0, 1, +, *, (,)\}, P, E)$

mit $P = \{ E \rightarrow I \mid E + E \mid E * E \mid (E)$

$I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$

Kann man die Struktur eines arithmetischen Ausdrucks mit G_7 immer rekonstruieren?

LINKS- UND RECHTSSEITIGE ABLEITUNGEN

Rekonstruierbare Auswahl von Produktionen

• Beliebige Ableitung

$$\begin{aligned} E &\longrightarrow E * E \longrightarrow I * E \longrightarrow I * (E) \\ &\longrightarrow I * (E + E) \longrightarrow I * (I + E) \longrightarrow I * (I + I) \longrightarrow I * (a + I) \\ &\longrightarrow I * (a + I0) \longrightarrow I * (a + I00) \longrightarrow I * (a + b00) \longrightarrow a * (a + b00) \end{aligned}$$

• Linksseitige Ableitung $w \xrightarrow{\gamma_L} z$

– In w wird die am weitesten links stehende Variable ersetzt

$$\begin{aligned} E &\xrightarrow{\gamma_L} E * E \xrightarrow{\gamma_L} I * E \xrightarrow{\gamma_L} a * E \xrightarrow{\gamma_L} a * (E) \\ &\xrightarrow{\gamma_L} a * (E + E) \xrightarrow{\gamma_L} a * (I + E) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + E) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I) \\ &\xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I0) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I00) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + b00) \end{aligned}$$

• Rechtsseitige Ableitung $w \xrightarrow{\gamma_R} z$

– In w wird die am weitesten rechts stehende Variable ersetzt

$$\begin{aligned} E &\xrightarrow{\gamma_R} E * E \xrightarrow{\gamma_R} E * (E) \xrightarrow{\gamma_R} E * (E + E) \xrightarrow{\gamma_R} E * (E + I) \\ &\xrightarrow{\gamma_R} E * (E + I0) \xrightarrow{\gamma_R} E * (E + I00) \xrightarrow{\gamma_R} E * (E + b00) \\ &\xrightarrow{\gamma_R} E * (I + b00) \xrightarrow{\gamma_R} E * (a + b00) \xrightarrow{\gamma_R} I * (a + b00) \xrightarrow{\gamma_R} a * (a + b00) \end{aligned}$$

ABLEITUNGSBÄUME (PARSEBÄUME)

Baumdarstellung von Ableitungen

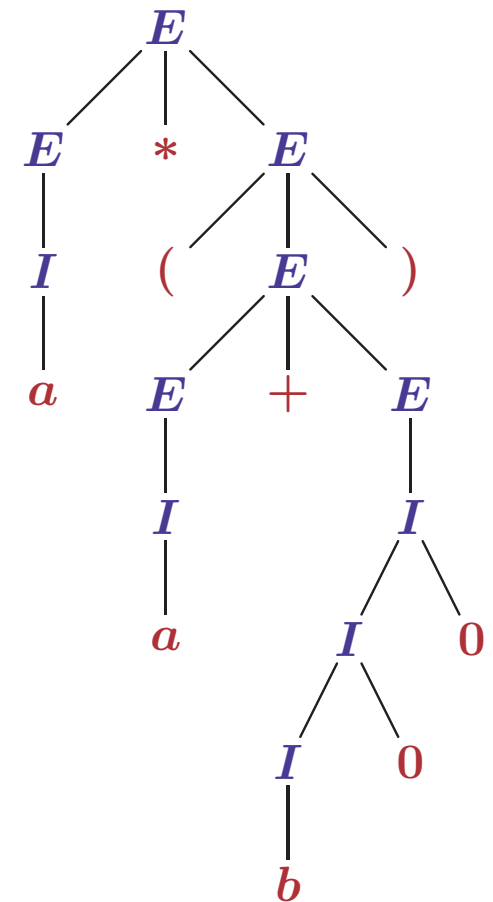
- **Ableitungsbäume sind markierte Bäume**

(Einheit 1, Anhang)

- Innere Knoten mit Variablen $A \in V$ markiert
- Wurzel markiert mit Startsymbol
- Blätter markiert mit Terminalsymbolen $a \in T$ oder mit ϵ
- Hat ein innerer Knoten Markierung A und Nachfolger mit Markierungen $v_1 \dots v_n$, so ist $A \rightarrow v_1 \dots v_n \in P$

- **Blätter repräsentieren Terminalwörter**

- Auslesen durch Tiefensuche von links nach rechts
- $a * (a + b00)$



ABLEITUNGSBÄUME REPRÄSENTIEREN ABLEITUNGEN

● Baum repräsentiert Ableitungen

- Rekursive Erzeugung beginnend mit Wurzel
- Vorrang für tiefe linke Knoten ergibt Linksableitung

$$\begin{aligned}
 E &\xrightarrow{\gamma_L} E * E \xrightarrow{\gamma_L} I * E \xrightarrow{\gamma_L} a * E \xrightarrow{\gamma_L} a * (E) \\
 &\xrightarrow{\gamma_L} a * (E + E) \xrightarrow{\gamma_L} a * (I + E) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + E) \\
 &\xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I 0) \xrightarrow{\gamma_L} a * (a + I 0 0) \\
 &\xrightarrow{\gamma_L} a * (a + b 0 0)
 \end{aligned}$$

- Vorrang für tiefe rechte Knoten ergibt Rechtsableitung

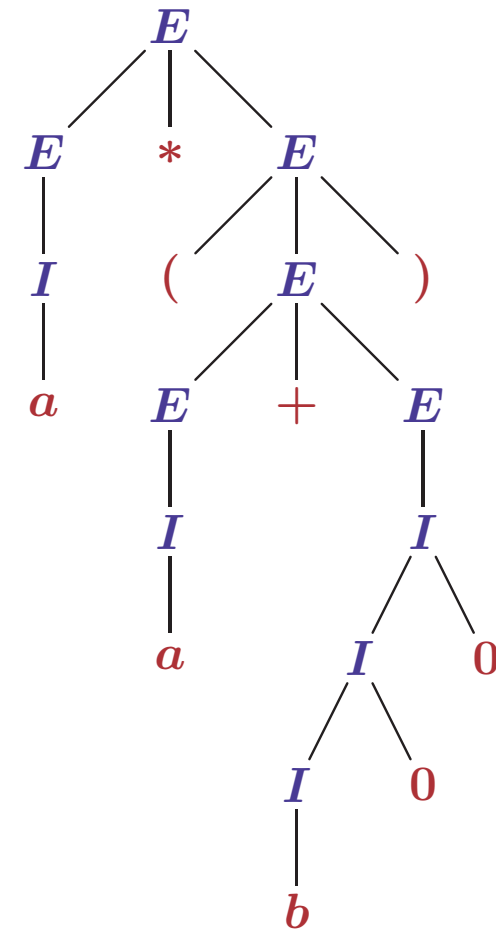
Es gilt: $S \xrightarrow{*} w$

\Leftrightarrow es gibt einen Ableitungsbaum mit Blattmarkierung w

\Rightarrow : Konstruiere Baum induktiv aus Linksableitung von w

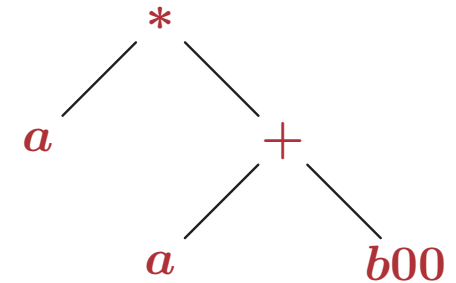
\Leftarrow : Extrahiere Linksableitung von w induktiv aus Baum

Details in HMU §5.2



● Parser erzeugen **Syntaxbaum**

- Rekonstruktion des Ableitungsbaumes aus dem Wort
- Entferne Blätter mit Klammern
- Gruppiere Identifier zu lexikalischen Einheiten
- Entferne Vorgänger von Identifiern, die mit E markiert sind
- Entferne E -Vorgänger von $+/*$



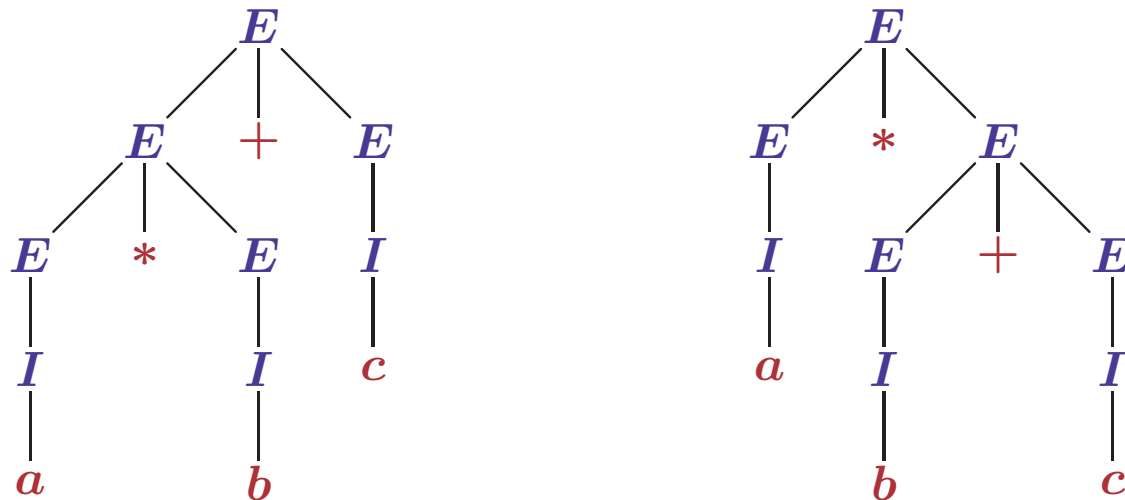
● Compiler erzeugt **Maschinencode**

- Übersetze Identifier in Registernamen
- $+(x, y)$:
 - Bestimme Wert von y und lege ihn im Register ab
 - Bestimme Wert von x
 - Addiere Registerwert
- Coderzeugung für $*(x, y)$ analog

Details in Vossen/Witt §7.2

Nur möglich, wenn Ableitungsbaum eindeutig ist

WANN IST DER ABLEITUNGSBAUM EINDEUTIG?



- Das Wort $a * b + c$ hat zwei Ableitungen in G_7

$$E \longrightarrow E + E \longrightarrow E * E + E \longrightarrow I * E + E \longrightarrow a * E + E \longrightarrow a * I + E \\ \longrightarrow a * b + E \longrightarrow a * b + I \longrightarrow a * b + c$$

$$E \longrightarrow E * E \longrightarrow I * E \longrightarrow a * E \longrightarrow a * E + E \longrightarrow a * I + E \\ \longrightarrow a * b + E \longrightarrow a * b + I \longrightarrow a * b + c$$

Beide Ableitungen sind Linksableitungen aber verschieden

- Die Grammatik G_7 ist **mehrdeutig**

– Wörter der Sprache können nicht eindeutig analysiert werden

MEHRDEUTIGKEIT

- **Eindeutige Grammatik** $G = (V, T, P, S)$
 - Jedes Wort $w \in L(G)$ hat genau einen Ableitungsbaum
 - Andernfalls ist G **mehrdeutig**
(ein $w \in L(G)$ hat mindestens zwei verschiedene Ableitungsbäume)
 - G_7 ist mehrdeutig
- **Eindeutige Sprache** L
 - Es gibt eine eindeutige Grammatik G mit $L = L(G)$
 - Die Sprache von G_7 ist eindeutig ↪ nächste Folie
- **Inhärent mehrdeutige Sprache** L
 - Eine eindeutige Grammatik für L kann nicht angegeben werden
 - $\{0^i 1^j 2^k \mid i=j \vee j=k\}$ ist inhärent mehrdeutig ↪ Beweisskizze folgt

Programmiersprachen müssen eindeutig sein

AUFLÖSUNG VON MEHRDEUTIGKEITEN

- Was fehlt bei $G_7 = (\{E, I\}, \{a, b, c, 0, 1, +, *, (,)\}, P, E)$ mit $P = \{E \rightarrow I \mid E+E \mid E*E \mid (E),$
 $I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$?

G_7 beinhaltet nicht die üblichen Konventionen für $*$ und $+$

$*$ bindet stärker als $+$

$*$ und $+$ werden als linkssassoziativ angesehen

Alle anderen Lesarten benötigen Klammern

- **Prioritätsregeln können Eindeutigkeit erzeugen**

– Niedrigste Priorität $+$ steht linkssassoziativ und außen \mapsto **Terme**

– Höhere Priorität $*$ steht linkssassoziativ und innen \mapsto **Faktoren**

– Faktoren können Bezeichner oder Ausdrücke in Klammern sein

Setze $G'_7 = (\{E, T, F, I\}, \{a, b, c, 0, 1, +, *, (,)\}, P', E)$

mit $P' = \{E \rightarrow T \mid E+T, T \rightarrow F \mid T*F, F \rightarrow I \mid (E)$

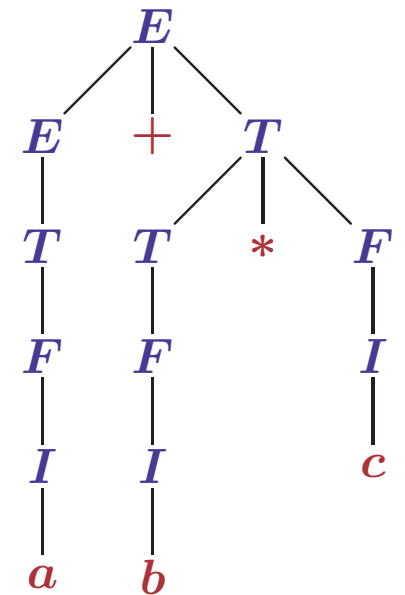
$I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$

G'_7 ist äquivalent zu G_7 und eindeutig

BEGRÜNDUNG DER EINDEUTIGKEIT VON G'_7

$$P' = \{ E \rightarrow T \mid E+T, T \rightarrow F \mid T*F, F \rightarrow I \mid (E) \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- **Jeder Ausdruck muss aus einer Termfolge bestehen**
 - Termfolge muss von rechts nach links erzeugt werden
 - Terme haben keine Ausdrücke als direkte Teile
 - Es gibt nur einen Parsebaum für $t_1 + t_2 + \dots + t_k$
- **Jeder Term muss aus einer Faktorenfolge bestehen**
 - Faktorenfolge muss von rechts nach links erzeugt werden
 - Faktoren haben keine Terme als direkte Teile
 - Es gibt nur einen Parsebaum für $f_1 * f_2 * \dots * f_n$
- **Jeder Faktor ist Bezeichner oder geklammerter Ausdruck**



Einziger Ableitungsbaum
für $a + b * c$

$L = \{0^i 1^j 2^k \mid i=j \vee j=k\}$ IST INHÄRENT MEHRDEUTIG

- **L ist Vereinigung zweier kontextfreier Sprachen**

- $L_1 = \{0^i 1^i 2^k \mid i, k \in \mathbb{N}\}$

- $G_1 = (\{S_1, A\}, \{0, 1, 2\}, \{S_1 \rightarrow S_1 2, S_1 \rightarrow A, A \rightarrow 0 A 1, A \rightarrow \epsilon\}, S_1)$

- $L_2 = \{0^i 1^j 2^j \mid i, j \in \mathbb{N}\}$

- $G_2 = (\{S_2, B\}, \{0, 1, 2\}, \{S_2 \rightarrow 0 S_2, S_2 \rightarrow B, B \rightarrow 1 B 2, B \rightarrow \epsilon\}, S_2)$

- Wörter von L_1 und L_2 haben verschiedene Ableitungsbäume

- **Manche Wörter von L gehören zu $L_1 \cap L_2$**

- Wörter aus $L_1 \cap L_2$ haben eine Ableitung in G_1 und eine in G_2

- Wörter aus L , die zu $L_1 \cap L_2$ gehören, haben keine eindeutige Ableitung

- **$L_1 \cap L_2 = \{0^i 1^i 2^i \mid i \in \mathbb{N}\}$ ist selbst nicht kontextfrei**

Beweis in §3.3

- Man kann keine einheitliche kfG zur Beschreibung von $L_1 \cap L_2$ angeben

- Damit läßt sich auch keine bessere (eindeutige) kfG für L angeben

Intuitives Argument. Präziser Beweis benötigt verallgemeinertes Pumping-Lemma (Wegener §6.7)

● **Beschreibungsform für Programmiersprachen**

- Äquivalente Beschreibungsformen: Details in Vossen/Witt §7.3, 7.4

Backus-Naur Form, **Syntaxdiagramme**, Definitionsgleichungen, ...

● **Compiler benötigt Ableitungsbaum**

- Rekonstruktion nur möglich für **eindeutige Grammatiken**
- Mehrdeutige Grammatiken können evtl. eindeutig gemacht werden
- Manche kontextfreie Sprachen haben **keine eindeutige Grammatik**

● **Noch zu klärende Fragen**

- Welches **Maschinenmodell** erkennt genau die kontextfreien Sprachen?
- Wie kann man den Ableitungsbaum rekonstruieren? (**Syntaxanalyse**)
- Welche **Abschlusseigenschaften** gelten für kontextfreie Sprachen?
- Welche Spracheigenschaften lassen sich **nicht kontextfrei** beschreiben?