

Compiler 1: Grundlagen

Compile-Fluß und Front-End



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

WS 2012/13

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt



Kompilierung

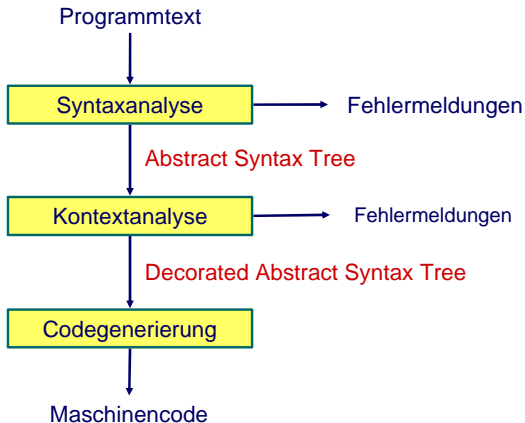


Terminologie: Phase

- ▶ Transformationsschritte
 - ▶ Von Quellcode
 - ▶ ... zum Maschinencode

- ▶ Entspricht häufig den Teilen der Sprachspezifikation
 1. Syntax → Syntaxanalyse
 2. Kontextuelle Einschränkungen → Kontextanalyse
 3. Semantik → Codegenerierung

Ablauf der Übersetzung 2



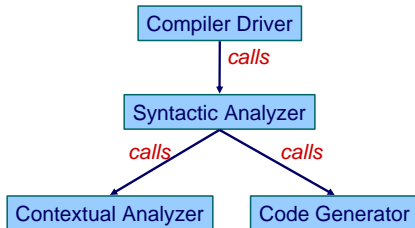


Terminologie: Durchgang (*pass*)

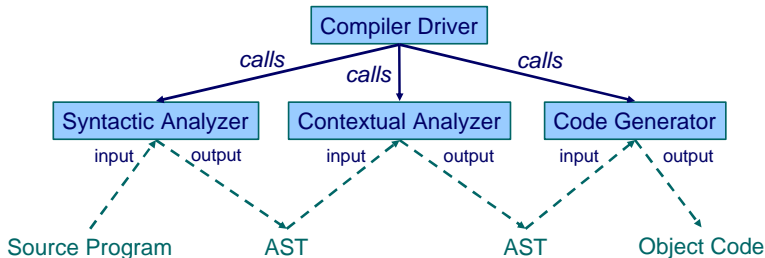
- ▶ Kompletter Durchgang des Programmes
- ▶ Läuft über Quelltext oder IR
- ▶ Pass *kann* Phase entsprechen
- ▶ ... muss aber nicht!
- ▶ Einzelner Pass kann mehrere Phasen durchführen
- ▶ Aufbau des Compilers wird von der Anzahl der Passes dominiert



- ▶ Macht nur **einen** Pass über den Quelltext
 - ▶ Baut in der Regel **keine** echte IR auf
- ▶ Führt gleichzeitig aus
 - ▶ Syntaxanalyse (Parsing)
 - ▶ Kontextanalyse
 - ▶ Codegenerierung
- ▶ Pascal Compiler haben häufig Ein-Pass-Struktur



- ▶ Macht mehrere Pässe über das Program
 - ▶ Quelltext und IR
- ▶ Datenweitergabe zwischen Pässen über IR



Vergleich Ein-Pass ./ Multi-Pass-Compiler



	Ein-Pass	Multi-Pass
Laufzeit	+	-
Speicher	+ für große Prog.	+ für kleine Prog.
Modularität	-	+
Flexibilität	-	+
Globale Optim.	--	+
Eingabesprachen	Nicht für alle	

Müssen Bezeichner vor Verwendung
deklariert werden?

Java-Compilierung **erfordert** mehrere Passes

```
class Example {  
    void inc() { n = n + 1; }  
    int n;  
    void use() { n = 0; inc(); }  
}
```

Beachte Reihenfolge Verwendung/Bindung von **n**!



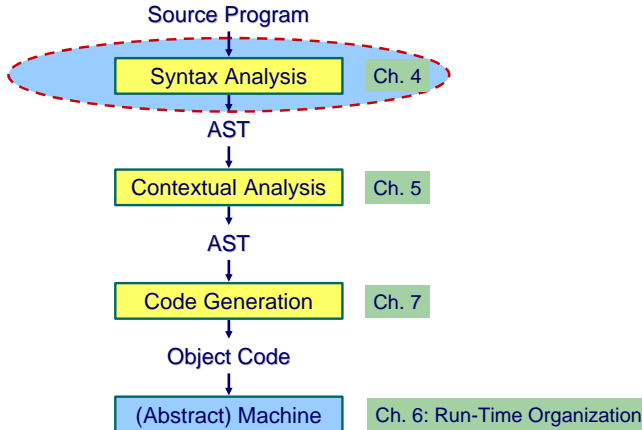
- ▶ Ein-Pass wäre für Triangle möglich
- ▶ Aus pädagogischen Gründen aber Multi-Pass

```
public class Compiler {
    public static void compileProgram(...) {

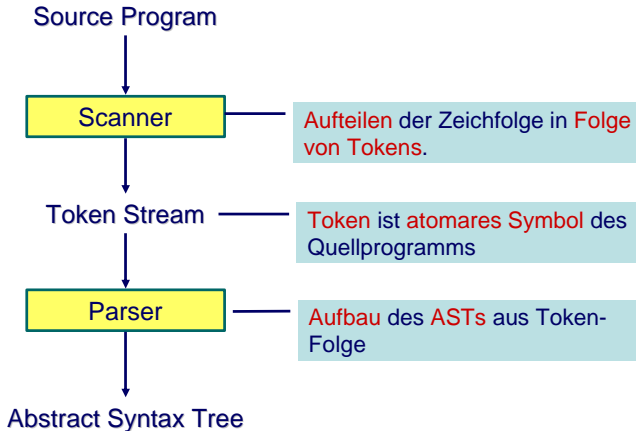
        Parser parser      = new Parser(...);
        Checker checker     = new Checker(...);
        Encoder generator   = new Encoder(...);

        Program theAST = parser.parse();
        checker.check(theAST);
        generator.encode(theAST);
    }

    public void main(String[] args) {
        ...
        compileProgram(...)
    }
}
```



Subphasen der Syntaxanalyse



Beispielprogramm in Triangle

```
! Groesster Gemeinsamer Teiler
let func gcd(x: Integer, y: Integer) : Integer ~
    if x // y = 0                ! // -> Modulo
    then y
    else gcd(y, x // y);
in  putint (gcd(321, 81))
```

Token-Folge: Ohne Leerzeichen, Zeilenvorschub und Kommentare

```
let func gcd ( x : Integer , y : Integer )
: Integer ~ Integer if x // y = 0 then y
else gcd ( y , x // y ) ; in putint ( gcd
( 321 , 81 ) )
```



- ▶ **Token** ist atomares Symbol des Programms
- ▶ Verwendet zwischen Scanner und Parser
- ▶ Kann auch aus mehreren Zeichen bestehen
- ▶ Zeichen selbst i.d.R. uninteressant, Ausnahmen:
 - ▶ Bezeichnernamen
 - ▶ Konstante Werte (Zahlen, Zeichen), sog. *Literale*
- ▶ ... Parser ist nur an der **Art** des Tokens interessiert

```
public class Token {  
    private byte kind;  
    private String spelling;  
  
    public Token(byte kind, String spelling) {  
        this.kind = kind;  
        this.spelling = spelling;  
    }  
}
```

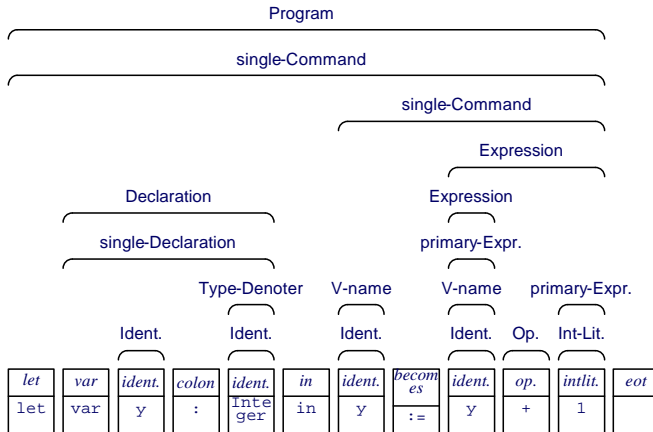
Unterschiedliche Token
haben eindeutige Werte



```
public class Token {  
  
    ...  
  
    public static final byte  
        IDENTIFIER = 0,  
        INTLITERAL = 1,  
        OPERATOR = 2,  
        BEGIN = 3,  
  
    ...  
  
    EOT = 20; // end-of-text  
  
}
```

Beispiel: `t = new Token(Token.OPERATOR, "+");`

Parsen der Token-Folge

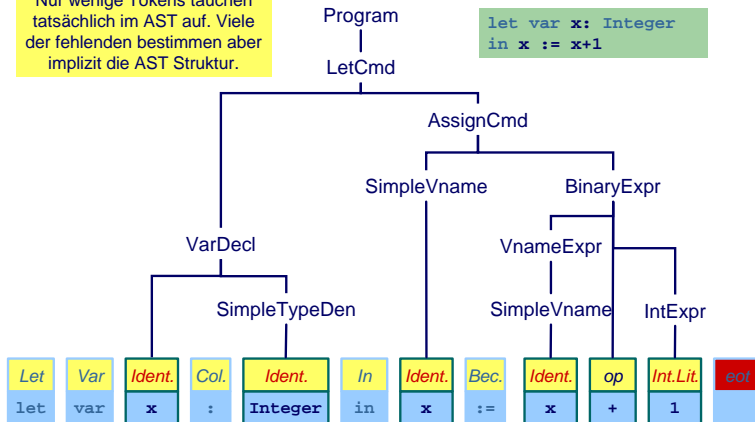


Aufbau des AST aus Token-Folge



Nur wenige Tokens tauchen tatsächlich im AST auf. Viele der fehlenden bestimmen aber implizit die AST Struktur.

```
let var x: Integer
in x := x+1
```





- ▶ Kontextfreie Grammatiken (CFG)
- ▶ Spezifiziert durch (N, T, P, S)
- ▶ CFG definiert Menge von Zeichenketten
 - ▶ Elemente sind *Sätze* bestehend aus Terminalsymbolen
 - ▶ Gesamtmenge ist *Sprache* der CFG
- ▶ Hier: Sätze haben eindeutige Phrasenstruktur
- ▶ P häufig in Backus-Naur-Form (BNF) angegeben
- ▶ Übersichtlicher: Extended BNF
 - ▶ BNF + Reguläre Ausdrücke auf rechter Seite der Produktionen

Beispiel: Produktionen in EBNF



BNF

```
Program ::= single-Command
Command ::= single-Command
          | Command ; single-Command
....
Expression ::= primary-Expression
            | Expression operator primary-Expression
```

EBNF

```
Command ::= single-Command ( ; single-Command)*
....
Expression ::= primary-Expression
              (operator primary-Expression)*
```



- ▶ Auch REs definieren eine Sprache
 - ▶ Reguläre Sprache
 - ▶ Weniger komplex als durch CFG beschreibbare Sprachen
- ▶ CFG erlaubt Beschreibung von Selbsteinbettung
 - ▶ Ausdruck $a^*(b+c)/d$ bettet Ausdruck $b+c$ ein
 - ▶ Vergleichbar dem Konzept der Rekursion
- ▶ REs erlauben **keine** Beschreibung von Selbsteinbettung

Ziel: Systematische Herleitung von Parsern aus CFG



Hilfsmittel

- ▶ CFG kann transformiert (umgestellt) werden
- ▶ ... unter Beibehaltung der beschriebenen Sprache



- ▶ Zusammenfassen von Produktionen mit gleichem Nicht-Terminal auf linker Seite
 - ▶ *Left-Hand Side* (LHS), analog RHS

Vor Transformation

S ::= **X + S**

S ::= **X**

S ::= ϵ

Nach Gruppierung

S ::= **X + S** | **X** | ϵ

Grammatik-Transformation durch Linksauklammern

- ▶ Zusammenfassen von gleichen Anfängen in einer Produktion
- ▶ $XY \mid XZ \rightarrow X(Y|Z)$

Beispiel:



```
cmd := if Expr then cmd  
      | if Expr then cmd else cmd
```

```
cmd := if Expr then cmd ( $\epsilon$  | else cmd)
```

- ▶ Linksrekursion in Produktion
 - ▶ $N ::= X \mid N Y$
 - ▶ $L(N) = \{X, XY, XYY, XYYY, XYYYY, \dots\}$
- ▶ Ersetzung durch
 - ▶ $N ::= X(Y)^*$

Beispiel:



Identifer ::= Letter
| Identifier Letter
| Identifier Digit

Identifer ::= Letter (Letter | Digit)*



Vor Transformation

$$\mathbf{N} ::= \mathbf{X}_1 \mid \dots \mid \mathbf{X}_m \mid \mathbf{N} \mathbf{Y}_1 \mid \dots \mid \mathbf{N} \mathbf{Y}_n$$

Nach Linksausklammern

$$\mathbf{N} ::= (\mathbf{X}_1 \mid \dots \mid \mathbf{X}_m) \mid (\mathbf{N}(\mathbf{Y}_1 \mid \dots \mid \mathbf{Y}_n))$$

Nach Beseitigen der Linksrekursion

$$\mathbf{N} ::= (\mathbf{X}_1 \mid \dots \mid \mathbf{X}_m)(\mathbf{Y}_1 \mid \dots \mid \mathbf{Y}_n)^*$$



- ▶ Wenn $N ::= X$ einzige Produktion mit LHS N ist
- ▶ ... N durch X in RHS aller Produktionen ersetzen

Beispiel:

Vor Transformation

single-Declaration ::= **var** Identifier : Type-denoter | ...

Type-denoter ::= Identifier

Nach Ersetzung

single-Declaration ::= **var** Identifier : Identifier | ...

Aber ...

Solche “überflüssigen” Nicht-Terminals können nützlichen Dokumentationscharakter für den menschlichen Leser haben!



- ▶ Hier auf den ersten Blick noch nicht erkennbar
- ▶ Erlauben kompaktere und lesbarere Beschreibung von CFGs
- ▶ **Sehr nützlich** bei der Konstruktion von Parsern für CFGs



Erkennung: Entscheidung, ob ein Eingabetext ein Satz der Grammatik G ist.

Parsing: Erkennung und zusätzlich Bestimmung der Phrasen-Struktur

- ▶ Beispiel: Durch *konkreten* Syntaxbaum

Eindeutigkeit: Eine Grammatik ist eindeutig falls jeder Eingabetext auf maximal eine Weise geparsed werden kann,

- ▶ Ein syntaktisch korrekter Eingabetext hat genau einen eindeutigen Syntaxbaum



- ▶ Zwei wesentliche Verfahren
- ▶ Unterscheiden sich in der Art ihres Vorgehens
 - Top-Down Beispiel: Rekursiver Abstieg
 - Bottom-Up Beispiel: Shift/Reduce



Produktionen

Sentence ::= **Subject Verb Object .**
Subject ::= **I | a Noun | the Noun**
Object ::= **me | a Noun | the Noun**
Noun ::= **cat | mat | rat**
Verb ::= **like | is | see | sees**

Beispiele der erzeugten Sprache

the cat sees a rat .
I like the cat .
the cat see me .
I like me .
a rat like me .



Vorgehensweise

- ▶ Untersuche Eingabetext zeichenweise, von links nach rechts
- ▶ Baue Syntaxbaum von **unten nach oben** auf
 - ▶ Von den Terminalzeichen in den Blättern
 - ▶ ... zum S Nicht-Terminal in der Wurzel



Zwei Arten von Aktionen

Shift Lese Zeichen ein

- ▶ Zusätzlich: Und lege es auf dem Stack ab

Reduce Erkenne ein Nicht-Terminal LHS der Produktion p

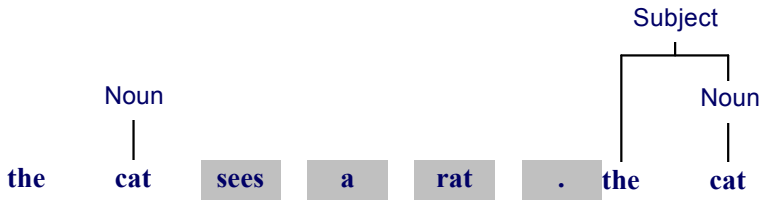
- ▶ Zusätzlich: Oberste Elemente des Stapels müssen RHS von p entsprechen, ersetze durch LHS von p (Zusammenfassen)
- ▶ Ende wenn Startsymbol S erreicht und Eingabetext komplett gelesen

Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .

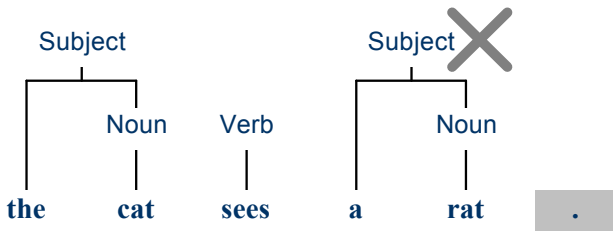


TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



Sentence ::= Subject Verb Object .
Subject ::= I | a Noun | the Noun
Object ::= me | a Noun | the Noun
Noun ::= cat | mat | rat
Verb ::= like | is | see | sees

Welche Produktion beim Zusammenfassen anwenden?



Lösung: Nicht nur bekannte Zeichen betrachten, sondern auch noch Zustand ("schon Subject gesehen") einbeziehen.

... aber hier nicht weiter vertieft!



Vorgehensweise

- ▶ Untersuche Eingabetext zeichenweise, von links nach rechts
- ▶ Baue Syntaxbaum von **oben nach unten** auf
 - ▶ Vom Start-Nicht-Terminal S in der Wurzel
 - ▶ ... zu den Terminalzeichen in den Blättern



Aktion

- ▶ Expandiere jeweils das am weitestens links gelegene Nicht-Terminal **N**
- ▶ ... durch Anwendung einer Produktion **N ::= X**
- ▶ Wähle Produktion aus durch Betrachten der nächsten n Zeichen des Eingabetextes (Annahme hier: $n = 1$)
- ▶ Falls keine Produktion auf Zeichen passt → Fehler!
- ▶ Ende wenn Eingabetext komplett gelesen und kein unexpandiertes Nicht-Terminal mehr existiert

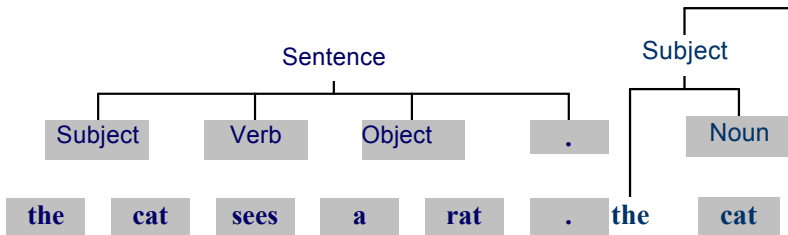
Beispiel Top-Down Parsing

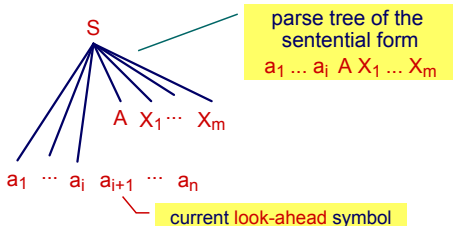
the cat sees a rat .



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

```
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject  ::= I | a Noun | the Noun  
Object   ::= me | a Noun | the Noun  
Noun     ::= cat | mat | rat  
Verb     ::= like | is | see | sees
```





Falls es möglich ist,

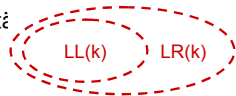
- ▶ ... bei Betrachten der nächsten k Zeichen des Textes
- ▶ ... immer die richtige Produktion zu finden

dann ist die Grammatik $LL(k)$

- ▶ L: Lese Eingabetext von links nach rechts
- ▶ L: Leite immer vom am weitesten links stehenden Nicht-Terminal ab.



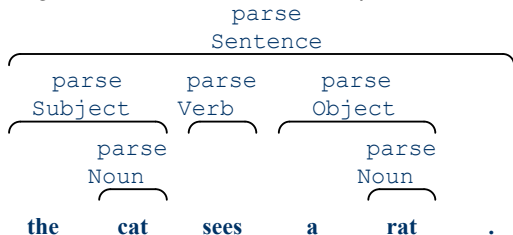
- ▶ Probleme mit Top-Down-Parsing
 - ▶ Konstruktion einer $LL(k)$ Grammatik für die gewünschte Sprache gelegentlich mühsam
 - ▶ Linksausklammern und Beseitigen von Linksrekursion können Lesbarkeit der Grammatik erschweren
- ▶ Lösung: Bottom-Up-Parsing mit $LR(k)$ -Techniken
 - ▶ **L**: Lese Eingabetext von **links nach rechts**
 - ▶ **R**: Fasse die am weitesten **rechts** stehenden Terminal-Symbole zusammen und baue den Baum **rückwärts** auf
 - ▶ Mächtigeres Beschreibungsinstrument als $LL(k)$
 - ▶ Nachteil: Parsing-Vorgang komplexer und schlechter verstä



Einfache Implementierung der Top-Down Strategie, Idee:

- ▶ Struktur des konkreten Syntaxbaumes (Parse-Baum) entspricht
- ▶ ... Aufrufmuster von sich wechselseitig aufrufenden Prozeduren
- ▶ Für jedes Nicht-Terminal **XYZ** existiert
- ▶ ... Parse-Prozedur **parseXYZ**, die genau dieses Nicht-Terminal parst

Beispiel:



Beispiel für Micro-English 1



Sentence ::= Subject Verb Object .

```
protected void parseSentence () {  
    parseSubject ();  
    parseVerb ();  
    parseObject ();  
    accept (".");  
}
```

`accept (t)` prüft, ob aktuelles
Token das erwartete Token `t` ist.

Beispiel für Micro-English 2



Subject ::= I | a Noun | the Noun

```
protected void parseSubject() {  
    if (currentToken matches "I") {  
        accept("I");  
    } else if (currentToken matches "a") {  
        accept("a");  
        parseNoun();  
    } else if (currentToken matches "the") {  
        accept("the");  
        parseNoun();  
    } else  
        report a syntax error  
}
```

Die Methode **muß** immer anhand von currentToken die **passende** Alternative auswählen können.

Beispiel für Micro-English 3

```
public class MicroEnglishParser {
    protected Token currentToken;

    public void parse() {
        currentToken = first token;
        parseSentence();
        check that no token follows the sentence
    }

    protected void accept(Token expected) { ... }
    protected void parseSentence() { ... }
    protected void parseSubject() { ... }
    protected void parseObject() { ... }
    protected void parseNoun() { ... }
    protected void parseVerb() { ... }
}
```

```
public class
    protected

    public void
        current
        parseSe
        check tha

    }

    protected
    protected
    protected
    protected
    protected
    protected
}
```



- ▶ **currentToken** enthält nacheinander die Tokens des Eingabetextes
- ▶ Ablauf einer Methode **parseN**
 - ▶ Bei Eintritt enthält **currentToken** eines der Tokens, mit denen **N** beginnen kann
 - ▶ ... sonst wäre eine andere Parse-Methode aufgerufen werden (oder Syntaxfehler)
 - ▶ Bei Austritt enthält **currentToken** das auf die **N**-Phrase folgende Token
- ▶ Ablauf der Methode **accept (t)**
 - ▶ Bei Eintritt muß **currentToken = t** sein
 - ▶ ... sonst Syntaxfehler
 - ▶ Bei Austritt enthält **currentToken** das auf **t** folgende Token



Entwicklung von Parsern mit rekursivem Abstieg

1. Formuliere Grammatik (CFG) in EBNF

- ▶ Eine Produktion pro Nicht-Terminal
- ▶ Beseitige immer Linksrekursion
- ▶ Klammere gemeinsame Teilausdrücke nach links aus wo möglich

2. Erstelle Klasse für den Parser mit

- ▶ **protected** Variable **currentToken**
- ▶ Schnittstellenmethoden zum Scanner
 - ▶ **accept (t)** und **acceptIt ()**
- ▶ **public** Methode **parse**, welche ...
 - ▶ erstes Token via Scanner aus dem Eingabetext liest
 - ▶ die Parse-Methode des Start Nicht-Terminals S der CFG aufruft

3. Implementiere **protected** Parsing-Methoden

- ▶ Methode **parseN** für jedes Nicht-Terminalsymbol **N**



starters[[**X**]] mit RE **X**

Menge aller Terminal-Symbole, die am Anfang einer aus **X** herleitbaren Zeichenkette stehen können.

Beispiele

$$\begin{aligned}\text{starters}[[\mathbf{ab}]] &= \{\mathbf{a}\} \\ \text{starters}[[\mathbf{a|b}]] &= \{\mathbf{a, b}\} \\ \text{starters}[[\mathbf{(re) * set}]] &= \{\mathbf{r, s}\}\end{aligned}$$



$$\text{starters}[[\varepsilon]] = \{\}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{t}]] = \{\mathbf{t}\}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{XY}]] = \begin{cases} \text{starters}[[\mathbf{X}]]: \text{ falls aus } \mathbf{X} \text{ kein } \varepsilon \text{ herleitbar} \\ \text{starters}[[\mathbf{X}]] \cup \text{starters}[[\mathbf{Y}]]: \text{ sonst} \end{cases}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{X|Y}]] = \text{starters}[[\mathbf{X}]] \cup \text{starters}[[\mathbf{Y}]] \text{ noch nicht ganz richtig!}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{X*}]] = \text{starters}[[\mathbf{X}]] \text{ dito!}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{N*}]] = \text{starters}[[\mathbf{X}]], \text{ wenn } \mathbf{N} ::= \mathbf{X} \text{ dito!}$$

Ausbügeln der Ungenauigkeiten später (siehe Folie 51)



Annahme: $N ::= X$, nun *schrittweise* Zerlegung von X

```
 $\epsilon$  ; (=leere Anweisung)
t accept (t);
P parseP ();
P Q parseP ();
  parseQ ();
P|Q if (currentToken  $\in$  starters[[P]]) was bei P =  $\epsilon$ ?
  parseP ();
  else if (currentToken  $\in$  starters[[Q]])
  parseQ ();
  else
    melde Syntaxfehler
P* while (currentToken  $\in$  starters[[P]])
  parseP ();
```


Analog: $\text{follow}[[\mathbf{X}]]$ ist Menge der Tokens, die in der CFG nach \mathbf{X} folgen können.

Beispiel

$\mathbf{N} ::= \mathbf{XY}$

$\mathbf{X} ::= \mathbf{a} \mid \mathbf{b}$

$\mathbf{Y} ::= \mathbf{c} \mid \mathbf{d}$

$\text{follow}[[\mathbf{N}]] ::= \{\}$

$\text{follow}[[\mathbf{X}]] ::= \{\mathbf{c}, \mathbf{d}\}$

$\text{follow}[[\mathbf{Y}]] ::= \{\}$



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik G gilt:

- ▶ Falls G $X|Y$ enthält und sich weder X noch Y zu ϵ ableiten lassen:
 $\text{starters}[[X]] \cap \text{starters}[[Y]] = \emptyset$
- ▶ Falls G $X|Y$ enthält und sich beispielsweise Y zu ϵ ableiten lässt:
 $\text{starters}[[X]] \cap (\text{starters}[[Y]] \cup \text{follow}[[X|Y]]) = \emptyset$
- ▶ Falls G X^* enthält: $\text{starters}[[X]] \cap \text{follow}[[X^*]] = \emptyset$

➡ Wenn alles gilt: G ist $LL(k)$ mit $k = 1$

Hinweis: Definition in PLPJ, p. 104 ist nicht ausreichend!



Bisher gezeigt für $P|Q$

```
if (currentToken ∈ starters[[P]])
    parseP();
else if (currentToken ∈ starters[[Q]])
    parseQ();
else
    melde Syntaxfehler
```

Problematisch, wenn ε aus P oder Q ableitbar.

Korrekt: Verwende statt starters[[X]]

$$\text{dirset}[[X]] = \begin{cases} \text{starters}[[X]]: & \text{falls aus } X \text{ kein } \varepsilon \text{ herleitbar} \\ \text{starters}[[X]] \cup \text{follow}[[X]]: & \text{sonst} \end{cases}$$

Analog für P^* . Korrigiere so Folie 48.



- ▶ Aus Algol Grammatik

Block ::= begin Declaration (; Declaration)* ; Command end

- ▶ Prüfe Regel für X^*

- ▶ $\text{starters}[[; \text{Declaration}]] = \{;\}$
- ▶ $\text{follow}[[(; \text{Declaration})^*]] = \{;\}$
- ▶ $\text{starters}[[; \text{Declaration}]] \cap \text{follow}[[(; \text{Declaration})^*]] \neq \emptyset$

- ▶ Produktion ist aber transformierbar

Block ::= begin Declaration ; (Declaration ;)^* Command end

- ▶ Annahme: $\text{starters}[[\text{Declaration};]] \cap \text{starters}[[\text{Command}]] = \emptyset$



Annahme bis 1992

Rekursiver Abstieg funktioniert sinnvoll nur für $k = 1$, exponentieller Worst-Case-Aufwand bei $k > 1$.

Gegenbeispiel 1992: PCCTS (jetzt ANTLR)

Worst-case kann für Grammatiken typischer Programmiersprachen in der Regel vermieden werden, sogar bei $k = \infty$.

- ▶ Konstruktion von Top-Down-Parsern gut automatisierbar
- ▶ Für Java beispielsweise
 - ▶ ANTLR: LL(k) bis LL(*)
 - ▶ JavaCC: LL(k)



```
Command ::= single-Command (; single-Command)*
```

```
protected Command parseCommand() {  
    parseSingleCommand();  
    while (currentToken.kind == Token.SEMICOLON) {  
        acceptIt();  
        parseSingleCommand();  
    }  
}
```

`acceptIt()`

- ▶ Könnte auch `accept(Token.SEMICOLON)` sein
- ▶ Würde aber überflüssige Fehlerüberprüfung vornehmen
 - ▶ Token wurde schon vorher in `while(...)` geprüft
- ▶ Also ohne weitere Bearbeitung akzeptieren



```
single-Command ::= Identifier ( := Expression  
                             | ( Expression ) )  
                | ...
```

```
protected void parseSingleCommand() {  
    switch (currentToken.kind) {  
        case Token.IDENTIFIER: {  
            parseIdentifier();  
            switch (currentToken.kind) {  
                case Token.BECOMES: {  
                    acceptIt();  
                    parseExpression();  
                    break;  
                }  
                case Token.LPAREN: {  
                    acceptIt();  
                    parseExpression();  
                    accept(Token.RPAREN);  
                    break;  
                }  
                default: report a syntactic error  
            }  
            break;  
        }  
        ...  
    }  
}
```

Weitere Beispiele in PLPJ.



- ▶ Aufpassen bei
 - ▶ `parseIdentifizier`
 - ▶ `parseIntegerLiteral`
 - ▶ `parseOperator`
- ▶ ... hier nicht nur **Art** des Tokens relevant
- ▶ sondern **tatsächlicher** Text
 - ▶ `Token.IDENTIFIKIER`: foo, bar, pi, k9, ...
 - ▶ `Token.INTLITERAL`: 23, 42, 2006, ...
 - ▶ `Token.OPERATOR`: +, -, /, ...

➡ Eingabetext nicht nur auf Token-**Art** reduzieren, Text selbst muß **erhalten** bleiben



Auszug aus Grammatik

```
single-Command ::= V-name := Expression
                | Identifier ( Expression )
                | if Expression then single-Command
                  else single-Command
                | ...
```

Anfangsmengen

```
starters[[ V-name := Expression ]] = starters[[ V-name ]]
                                     = { Identifier }
starters[[ Identifier ( Expression ) ]] = { Identifier }
starters[[ if Expression then ... ]] = { if }
```



Durch Zerlegung gewonnener Java-Code

```
private void parseSingleCommand () {
    switch (currentToken.kind) {
        case Token.IDENTIFIER: {
            parseVname ();
            accept (Token.BECOMES);
            parseExpression (); }
            break;

        case Token.IDENTIFIER: {
            parseIdentifier ();
            accept (Token.LPAREN);
            parseExpression ();
            accept (Token.RPAREN)
        }

        break;
        case Token.IF:
        ...
        default:
        ...
    }
}
```

Häufige Fehler: Linksausklammern vergessen



Auszug aus Grammatik nach Ersetzen von **V-name** durch **Identifizier**

```
single-Command ::= Identifizier := Expression  
                | Identifizier ( Expression )  
                | if Expression then single-Command  
                  else single-Command
```

Anfangsmengen

starters[[Identifizier := Expression]] = { Identifizier }

starters[[Identifizier (Expression)]] = { Identifizier }

Häufige Fehler: Linksausklammern vergessen



Jetzt mit Linksausklammern

```
single-Command ::= Identifier ( := Expression | ( Expression ) )  
                | if Expression then single-Command  
                  else single-Command
```

Neue Anfangsmengen

```
starters[[ := Expression ]] = { := }
```

```
starters[[ ( Expression ) ]] = { ( }
```



Auszug aus Grammatik vor Korrektur

```
Command ::= single-Command  
         | Command ; single-Command
```

Anfangsmengen

```
starters[[ single-Command ]]  
        = { Identifier, if, while, let, begin }  
  
starters[[ Command ; single-Command ]]  
        = { Identifier, if, while, let, begin }
```



Java-Code

```
private void parseCommand () {
    switch (currentToken.kind) {

        case Token.IDENTIFIER:
        case Token.IF:
        case Token.WHILE:
        case Token.LET:
        case Token.BEGIN:
            parseSingleCommand();
            break;

        case Token.IDENTIFIER:
        case Token.IF:
        case Token.WHILE:
        case Token.LET:
        case Token.BEGIN: {
            parseCommand();
            accept (Token.SEMICOLON)
            parseSingleCommand();
        }
            break;

        default:
            report a syntactic error
    }
}
```

Parser für Mini-Triangle: Grammatikanpassung



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

```
Program      ::= single-Command
Command      ::= single-Command
              | Command ; single-Command
single-Command ::= V-name := Expression
              | Identifier ( Expression )
              | ...
```

```
Program      ::= single-Command
Command      ::= single-Command
              | Command ; single-Command
single-Command ::= V-name := Expression
              | Identifier ( Expression )
              | ...
```



- ▶ Parser mit rekursivem Abstieg baut impliziten Syntaxbaum auf
 - ▶ Durch den Aufrufgraph der Parse-Methoden
- ▶ In einem Ein-Pass-Compiler unproblematisch
- ▶ Reicht nicht für Multi-Pass Compiler
 - ▶ **Weitergabe** der Daten zwischen Passes erforderlich



- ▶ Beobachtung: Jedes Nicht-Terminalsymbol **XYZ** wird durch eine Parse-Methode `parseXYZ` bearbeitet
`protected void parseXYZ ()`
 - ▶ Bisher nicht benutzt: Funktionsergebnis und Parameter
- ▶ Idee: Ausnutzung der Möglichkeiten zum Aufbau eines AST

AST Knoten von Mini-Triangle

Program	::= Command	Program	::= C
Command	::= Command ; Command V-name := Expression Identifier (Expression) if Expression then single-Command else single-Command while Expression do single-Command let Declaration in single-Command	SequentialCmd AssignCmd CallCmd IfCmd WhileCmd LetCmd	Command ::= C V Id i
Expression	::= Integer-Literal V-name Operator Expression Expression Operator Expression	IntegerExpr VnameExpr UnaryExpr BinaryExpr	Expression ::= In V O E
V-name	::= Identifier	SimpleVname	V-name ::= Id
Declaration	::= Declaration ; Declaration const Identifier ~ Expression var Identifier : Type-denoter	SeqDecl ConstDecl VarDecl	Declaration ::= D c v

Type-denoter ::= Identifier

SimpleTypeDen

Type-denoter ::= Id

Sub-ASTs von Mini-Triangle



Command	::= Command ; Command V-name := Expression Identifier (Expression) if Expression then single-Command else single-Command while Expression do single-Command let Declaration in single-Command	SequentialCmd AssignCmd CallCmd IfCmd WhileCmd LetCmd
---------	--	--

SequentialCmd



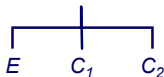
AssignCmd



CallCmd



IfCmd



WhileCmd



LetCmd



- ▶ Abstrakte Basisklasse

```
public abstract class AST { ...}
```
- ▶ Eigene Subklassen für alle Arten von AST-Knoten

Jede Subklasse hat Instanzvariablen für ihre Unterknoten

```
public class Program extends AST {  
    public Command C;  
    ...  
}
```

Abstrakte Basisklasse aller **Command** AST-Knoten

```
public abstract class Command extends AST {
```

Unterklassen der Command-Klasse



```
abstract class Command  
extends AST { ... }
```

```
Command  
 ::= Command ; Command           SequentialCmd  
  | V-name := Expression         AssignCmd  
  | Identifier ( Expression )    CallCmd  
  | if Expression then single-Command  
    else single-Command         IfCmd  
  | while Expression do single-Command WhileCmd  
  | let Declaration in single-Command LetCmd
```

```
public class SequentialCmd extends Command {  
    public Command c1, c2;  
    ...  
}  
public class AssignCmd extends Command {  
    public Vname v;  
    public Expression e;  
    ...  
}  
public class CallCmd extends Command {  
    public Identifier i;  
    public Expression e;  
    ...  
}  
public class IfCmd extends Command {  
    public Expression e;  
    public Command c1, c2;  
    ...  
}
```

etc.

Die AST Subklassen haben
auch entsprechende
Konstruktoren zur korrekten
Initialisierung der Objekte.

- ▶ Blätter des ASTs, hier ist **Text** des Tokens relevant
- ▶ Bezeichner, Zahlen, Operatoren

Abstrakte Superklasse aller Terminal-Knoten

```
public abstract class Terminal extends AST {  
    public String spelling;  
    ...  
}
```

Konkrete Unterklasse für Bezeichner

```
public class Identifier extends Terminal {  
    public Identifier (String spelling) {  
        this.spelling = spelling;  
    }  
}
```



- ▶ Während des rekursiven Abstiegs
- ▶ Idee: `parseN`-Methode liefert AST für **N**-Phrase
- ▶ AST für **N**-Phrase wird durch Zusammensetzen der ASTs der Subphrasen erstellt

Beispiel für Produktion $N ::= X$

```
protected ASTN parseN () {  
    ASTN itsAST;  
    Parse X, sammle Subphrasen-ASTs in itsAST  
    return itsAST  
}
```

EBNF

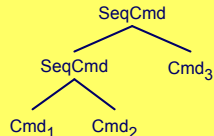
Command ::= single-Command (; single-Command)*

AST

Command ::= Command ; Command

SequentialCmd

```
protected Command parseCommand() {  
    Command c1AST = parseSingleCommand();  
    while (currentToken.kind == Token.SEMICOLON) {  
        acceptIt();  
        Command c2AST = parseSingleCommand();  
        c1AST = new SequentialCmd(c1AST, c2AST);  
    }  
    return c1AST;  
}
```



Zusammensetzen von Subphrasen ASTs 2



```
public Declaration parseSingleDeclaration() {
    Declaration declAST;
    switch (currentToken.kind) {
        case Token.CONST: {          single-Declaration ::= const Identifier ~ Expression
            acceptIt();
            Identifier iAST = parseIdentifier();
            accept(Token.IS);
            Expression eAST = parseExpression();
            declAST = new ConstDeclaration(iAST, eAST);
        } break;
        case Token.VAR: {          single-Declaration ::= var Identifier : Type-denoter
            acceptIt();
            Identifier iAST = parseIdentifier();
            accept(Token.COLON);
            TypeDenoter tAST = parseTypeDenoter();
            declAST = new VarDeclaration(iAST, tAST);
        } break;
        default:
            melde Syntaxfehler
    }
    return declAST;
}
```

Scanning - Woher kommen die Tokens?



Zwei relevante Methoden im Parser

```
public class Parser {
    Token currentToken;

    protected void accept(byte expectedKind) {
        if (currentToken.kind == expectedKind)
            currentToken = scanner.scan();
        else
            report syntax error
    }

    protected void acceptIt() {
        currentToken = scanner.scan();
    }

    ...
}
```



- ▶ Auch genannt lexikalische Analyse oder Lexer
- ▶ Ähnlich Parsing, aber auf einer Ebene feinerer Details
 - ▶ Parser: Arbeitet mit Tokens, die zu Phrasen gruppiert werden
 - ▶ Scanner: Arbeitet mit Zeichen, die zu Tokens gruppiert werden
- ▶ Aufgaben des Scanners
 - ▶ Bilde Tokens aus Zeichen
 - ▶ Entferne unerwünschte Leerzeichen, Zeilenvorschübe, etc. (white space)
 - ▶ Führe Buch über Zeilennummern und Eingabedateinamen

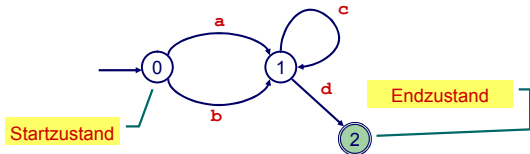


Tokens werden durch REs definiert, bestehend aus:

- ▶ Einzelzeichen
- ▶ Operatoren
 - ▶ Konkatenation: **A B**
 - ▶ Alternative: **A | B**
 - ▶ Optionalität: **A?**
 - ▶ Wiederholung: **A***
 - ▶ Vordefinierte REs (sog. Macros)
- ▶ **aber:** keine rekursiven Definitionen

- ▶ Reguläre Ausdrücke können durch **Übergangsdigramme** dargestellt werden
 - ▶ Endliche Automaten
 - ▶ Kanten/Transitionen beschriftet mit **Eingabesymbolen**
 - ▶ Zustände/Knoten
 - ▶ Genau ein Startzustand
 - ▶ Beliebig viele Endzustände (akzeptierende Zustände)

Beispiel: $(a \mid b) c^* d$





Systematische Konstruktion von Scannern

1. Formuliere lexikalische Grammatik in EBNF
 - ▶ Falls nötig: Transformiere für rekursiven Abstieg
2. Implementiere Scan-Methoden `scanN` für jede Produktion `N ::= X`, mit Rumpf passend zu `X`
3. Implementiere Scanner-Klasse, bestehend aus
 - ▶ `protected` Instanzvariable `currentChar`
 - ▶ `protected` Methoden `take` und `takeIt`
 - ▶ Analog zu `accept/acceptIt` im Parser
 - ▶ Lesen diesmal aber zeichenweise in `currentChar`
 - ▶ `protected` Scan-Methoden aus 2., erweitert um Erstellen von Token-Objekten
 - ▶ Eine `public` Methode `scan`, die den nächsten Token liefert
 - ▶ Überspringt dabei white space und Kommentare



```
public class Scanner {
    protected char currentChar;
    protected byte currentKind;
    protected StringBuffer currentSpelling;

    public Token scan() {
        discard separators and whitespace;
        currentSpelling = new StringBuffer("");
        currentKind = scanToken();
        return new Token(currentKind,
            currentSpelling.toString());
    }

    protected byte scanToken() {
        switch (currentChar) {
            ...
        }
    }

    protected void take(char expectedChar) { ... }
    protected void takeIt() { ... }
    ...
}
```

```
public class Scanner {
    protected char currentChar;
    protected byte currentKind;
    protected StringBuffer cur

    public Token scan() {
        discard separators and whitesp
        currentSpelling = new S
        currentKind = scanT
        return new Token(curren
            curren

    }

    protected byte scanToken()
        switch (currentChar) {
            ...
        }
    }

    protected void take(char e
    protected void takeIt() {
        ...
    }
}
```

Hänge c
an und les



1. Lexikalische Grammatik in EBNF verfassen

```
Token ::= Identifier | Integer-Literal | Operator |  
        ; | : | := | ~ | ( | ) | eot  
Identifier ::= Letter (Letter | Digit)*  
Integer-Literal ::= Digit Digit*  
Operator ::= + | - | * | / | < | > | =  
Separator ::= Comment | space | eol  
Comment ::= ! Graphic* eol
```

2. Umstellen für rekursiven Abstieg: Ersetzung und Linksausklammern

```
Token ::= Letter (Letter | Digit)*  
        | Digit Digit*  
        | + | - | * | / | < | > | =  
        | ; | : | (=|ε) | ~ | ( | ) | eot  
Separator ::= ! Graphic* eol | space | eol
```

Hier eigentlich nicht nötig. Aber: Schneller!



- ▶ EBNF kann **nicht** trennen zwischen
 - ▶ Schlüsselworten
 - ▶ Bezeichnern
- ▶ Wird beides als **Identifizier** beschrieben

↳ während des Scannens reparieren.



```
public class Scanner {  
  
    private char currentChar = get first source char;  
    private StringBuffer currentSpelling;  
    private byte currentKind;  
  
    private char take(char expectedChar) {  
        if (currentChar == expectedChar) {  
            currentSpelling.append(currentChar);  
            currentChar = get next source char;  
        }  
        else report lexical error  
    }  
    private char takeIt() {  
        currentSpelling.append(currentChar);  
        currentChar = get next source char;  
    }  
    ...  
}
```



```
...
public Token scan() {
    // Get rid of potential separators before
    // scanning a token
    while ( (currentChar == '!')
           || (currentChar == ' ')
           || (currentChar == '\n' ) )
        scanSeparator();
    currentSpelling = new StringBuffer();
    currentKind = scanToken();
    return new Token(currentkind,
                    currentSpelling.toString());
}

private void scanSeparator() { ... }
private byte scanToken() { ... }
...
```

Entwicklung sehr
ähnlich zu Parse-
Methoden



```
Token ::= Letter (Letter | Digit)*  
        | Digit Digit*  
        | + | - | * | / | < | > | =  
        | ; | : | (=| $\epsilon$ ) | ~ | ( | ) | eot
```

```
private byte scanToken() {  
    switch (currentChar) {  
        case 'a': case 'b': ... case 'z':  
        case 'A': case 'B': ... case 'Z':  
            scan Letter (Letter | Digit)*  
            return Token.IDENTIFIER;  
        case '0': ... case '9':  
            scan Digit Digit*  
            return Token.INTLITERAL ;  
        case '+': case '-': ... : case '=':  
            takelt();  
            return Token.OPERATOR;  
        ...etc...  
    }  
}
```



```
...  
    return ...  
case 'a': case 'b': ... case 'z':  
case 'A': case 'B': ... case 'Z':  
    takelt();  
    while (isLetter(currentChar)  
           || isDigit(currentChar) )  
        takelt();  
    return Token.IDENTIFIER;  
case '0': ... case '9':  
...
```

Hauptmethode `scan()`



```
...  
public Token scan() {  
    // Get rid of potential separators before  
    // scanning a token  
    while ( (currentChar == '!')  
           || (currentChar == ' ')  
           || (currentChar == '\n' ) )  
        scanSeparator();  
    currentSpelling = new StringBuffer();  
    currentKind = scanToken();  
    return new Token(currentkind,  
                    currentSpelling.toString());  
}
```

Wo nun Unterscheidung zwischen Bezeichnern und Schlüsselworten?

Ändern von Token-Art während der Konstruktion



```
public class Token {
...
    public Token(byte kind, String spelling) {
        if (kind == Token.IDENTIFIER) {
            int currentKind = firstReservedWord;
            boolean searching = true;
            while (searching) {
                int comparison = tokenTable[currentKind].compareTo(spelling);
                if (comparison == 0) {
                    this.kind = currentKind;
                    searching = false;
                } else if (comparison > 0 || currentKind == lastReservedWord) {
                    this.kind = Token.IDENTIFIER;
                    searching = false;
                } else {
                    currentKind++;
                }
            }
        } else
            this.kind = kind;
...
    }
}
```



```
public class Token {  
...  
  
    private static String[] tokenTable = new String[] {  
        "<int>", "<char>", "<identifier>", "<operator>",  
        "array", "begin", "const", "do", "else", "end",  
        "func", "if", "in", "let", "of", "proc", "record",  
        "then", "type", "var", "while",  
        ":", ":", ";", ":", ":", ":", "~", "(", ")", "[", "]", "{", "}", "",  
        "<error>" };  
  
    private final static int firstReservedWord = Token.ARRAY,  
                           lastReservedWord = Token.WHILE;  
  
...  
}
```




- ▶ Sehr mechanischer Ablauf
- ▶ Gut automatisierbar
- ▶ Beispiele
 - ▶ JLex/JFlex: Scanner basiert auf endlichem Automaten
 - ▶ Eingebaute Scanner in Parser-Generatoren ANTLR/JavaCC