

# Einführung in den Compilerbau

## Syntaktische Analyse



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

WS 2018/19

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen  
Informatik, TU Darmstadt



Embedded Systems & Applications



# Kompilierung



Terminologie: Phase

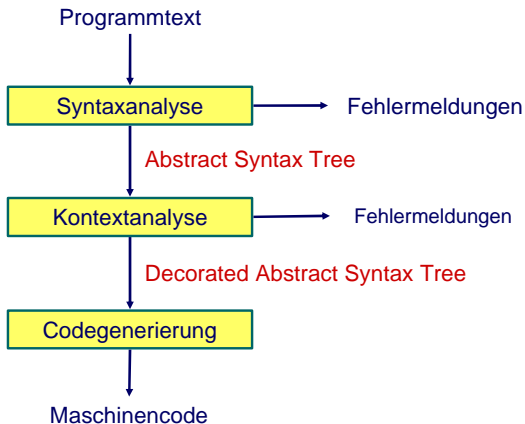
- ▶ Transformationschritte
  - ▶ Von Quellcode
  - ▶ ... zum Maschinencode



## 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!



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

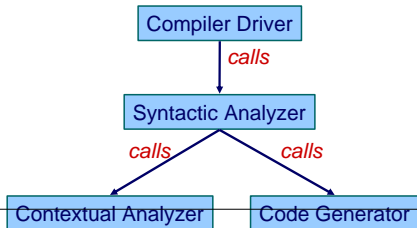




- ▶ Macht nur **einen** Pass über den Quelltext
  - ▶ Baut in der Regel **keine** echte IR auf
- ▶ Führt gleichzeitig aus
  - ▶ Syntaxanalyse (Parsing)
  - ▶ Kontextanalyse
  - ▶ Codegenerierung



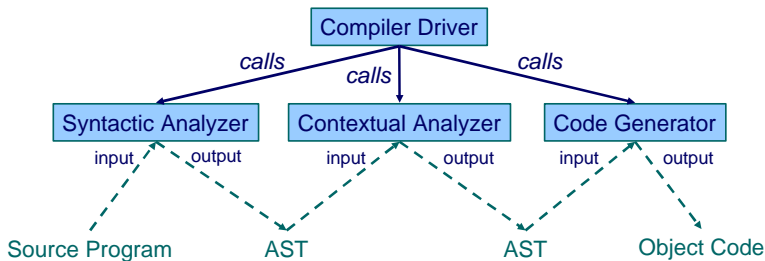
- ▶ Macht nur **einen** Pass über den Quelltext
  - ▶ Baut in der Regel **keine** echte IR auf
- ▶ Führt gleichzeitig aus
  - ▶ Syntaxanalyse (Parsing)
  - ▶ Kontextanalyse
  - ▶ Codegenerierung
- ▶ Pascal Compiler haben häufig Ein-Pass-Struktur





- ▶ Macht mehrere Pässe über das Program
  - ▶ Quelltext und IR

- ▶ Macht mehrere Passes über das Program
  - ▶ Quelltext und IR
- ▶ Datenweitergabe zwischen Passes 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();}  
}
```

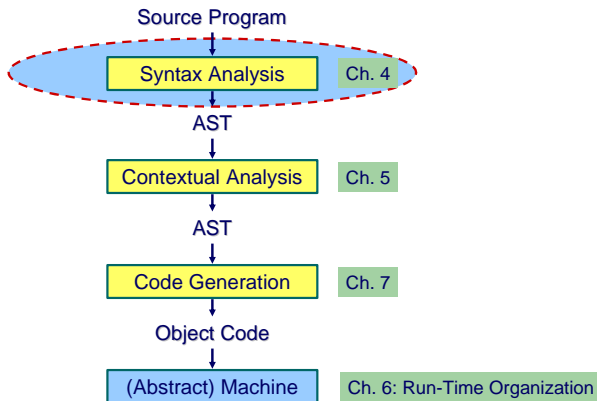
Beachte Reihenfolge Verwendung/Bindung von **n**!



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

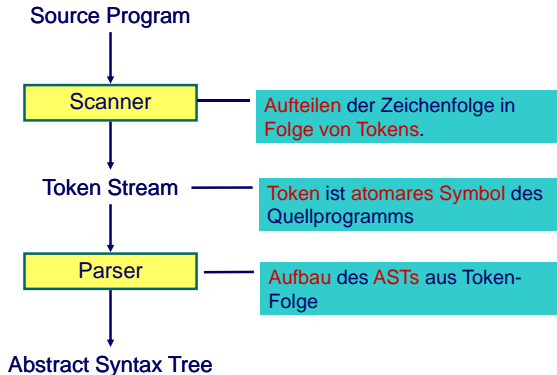
```
public class Compiler {
    public static boolean compileProgram(...) {
        Scanner scanner = new Scanner(...);
        Parser parser = new Parser(...);
        Checker checker = new Checker(...);
        Encoder encoder = new Encoder(...);
        ...
        Program theAST = parser.parse();
        checker.check(theAST);
        encoder.encode(theAST);
        ...
    }

    public static 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))
```

## 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



- ▶ **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*

- ▶ **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

```
class Token {  
    TokenKind      kind;      // enum TokenKind {...}  
    String         spelling;  
    SourcePosition position; // Zeilennummer, Spalte  
}
```

## Aufzählung für Token-Arten (Auszug)

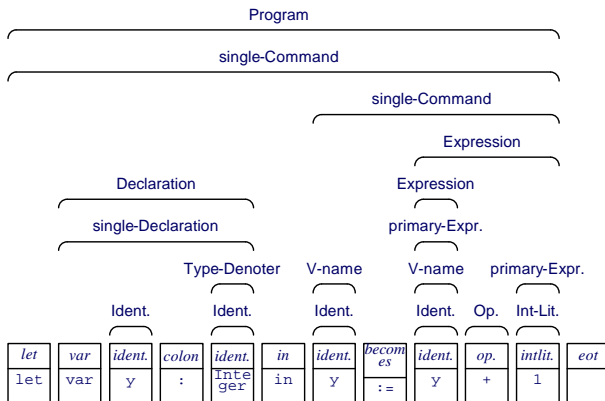


```
enum TokenKind {
    // literals, identifiers, operators...
    INTLITERAL ( 0, "<int>"),
    IDENTIFIER ( 2, "<identifier>"),
    OPERATOR   ( 3, "<operator>"),

    // reserved words
    BEGIN      ( 5, "begin"),
    CONST      ( 6, "const"),
    DO         ( 7, "do"),
    ELSE       ( 8, "else"),
    END        ( 9, "end"),
    IF         (11, "if"),
    IN         (12, "in"),
    LET        (13, "let"),
    THEN       (17, "then"),
    VAR        (19, "var"),
    WHILE     (20, "while"),

    // punctuation and brackets
    SEMICOLON (23, ";"),
    COMMA     (24, ","),
    BECOMES   (25, "!="),
    IS        (26, "~"),
    LPAREN    (27, "("),
    RPAREN    (28, ")"),
    ...
    final int    id;
    final String spelling;
    ...
}
```

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



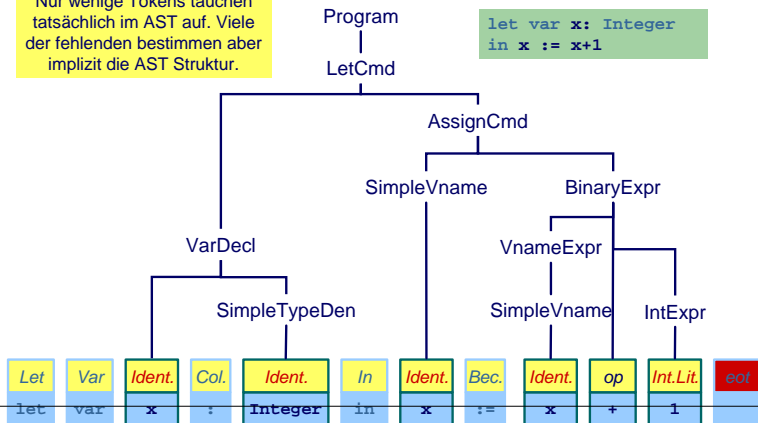


# Aufbau des AST aus Token-Folge



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



- ▶ 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



- ▶ 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



- ▶ Auch REs definieren eine Sprache
  - ▶ Reguläre Sprache
  - ▶ Weniger komplex als durch CFG beschreibbare Sprachen
- ▶ CFG erlaubt Beschreibung von Selbsteinbettung
  - ▶ Ausdruck  $\mathbf{a*(b+c)/d}$  bettet Ausdruck  $\mathbf{b+c}$  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



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

## Vor Transformation

**S** ::= **X + S**

**S** ::= **X**

**S** ::=  $\epsilon$

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

## Vor Transformation

$$S ::= X + S$$
$$S ::= X$$
$$S ::= \varepsilon$$

## Nach Gruppierung

$$S ::= X + S | X | \varepsilon$$

# Grammatik-Transformation durch Linksausklammern



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

# Grammatik-Transformation durch Linksauklammern

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

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
  - ▶  $N ::= X(Y)^*$

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

Beispiel:



```
Identifier ::= Letter
            | Identifier Letter
            | Identifier Digit
```

```
Identifier ::= Letter (Letter | Digit)*
```



## Vor Transformation

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



## 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

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



## 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

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

# Ersetzen von Nicht-Terminalsymbolen



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

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



- ▶ 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



- ▶ 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 | ...



- ▶ 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.





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

**Parsing:** Erkennung und zusätzlich Bestimmung der Phrasen-Struktur



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

**Parsing:** Erkennung und zusätzlich Bestimmung der Phrasen-Struktur

- ▶ Beispiel: Durch *konkreten* Syntaxbaum

**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,



**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



- ▶ Zwei wesentliche Verfahren
- ▶ Unterscheiden sich in der Art ihres Vorgehens



- ▶ Zwei wesentliche Verfahren
- ▶ Unterscheiden sich in der Art ihres Vorgehens
  - Top-Down Beispiel: Rekursiver Abstieg



- ▶ 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**



## 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



## 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

## 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



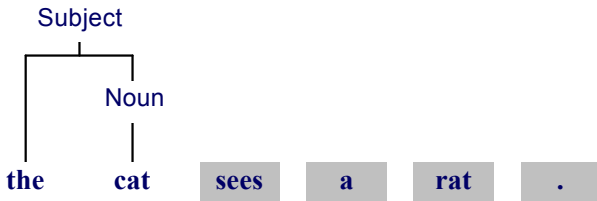
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= I | a Noun | the Noun  
Object ::= me | a Noun | the Noun  
Noun ::= cat | mat | rat  
Verb ::= like | is | see | sees

# 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**

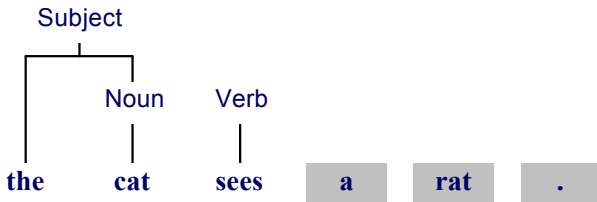


# Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT



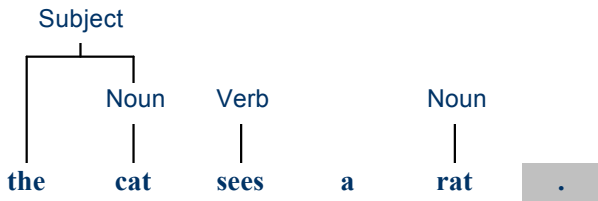
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= **I** | **a** Noun | **the** Noun  
Object ::= **me** | **a** Noun | **the** Noun  
Noun ::= **cat** | **mat** | **rat**  
Verb ::= **like** | **is** | **see** | **sees**

# Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT



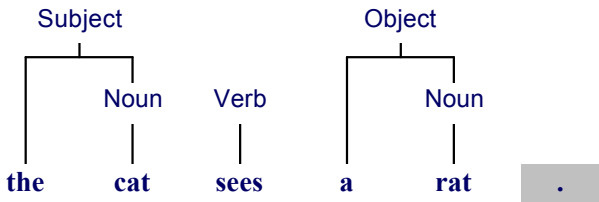
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= **I** | **a** Noun | **the** Noun  
Object ::= **me** | **a** Noun | **the** Noun  
Noun ::= **cat** | **mat** | **rat**  
Verb ::= **like** | **is** | **see** | **sees**

# Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT



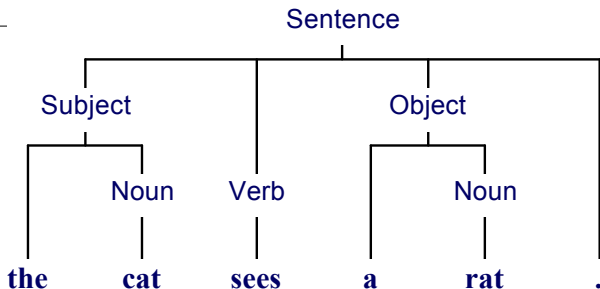
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= I | a Noun | the Noun  
Object ::= me | a Noun | the Noun  
Noun ::= cat | mat | rat  
Verb ::= like | is | see | sees

# Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT



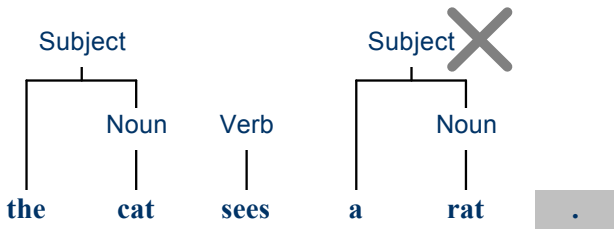
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= **I** | **a** Noun | **the** Noun  
Object ::= **me** | **a** Noun | **the** Noun  
Noun ::= **cat** | **mat** | **rat**  
Verb ::= **like** | **is** | **see** | **sees**



Welche Produktion beim Zusammenfassen anwenden?

# Schwierigkeit bei Bottom-Up Parsing

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



## 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 weitesten links gelegene Nicht-Terminal **N**



## Aktion

- ▶ Expandiere jeweils das am weitesten links gelegene Nicht-Terminal **N**
- ▶ ... durch Anwendung einer Produktion **N ::= X**



## Aktion

- ▶ Expandiere jeweils das am weitesten links gelegene Nicht-Terminal **N**
- ▶ ... durch Anwendung einer Produktion **N ::= X**
- ▶ Wähle Produktion aus durch Betrachten der nächsten  $n$  Zeichen des Eingabetextes (Annahme hier:  $n = 1$ )



## Aktion

- ▶ Expandiere jeweils das am weitesten 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!

## Aktion

- ▶ Expandiere jeweils das am weitesten 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

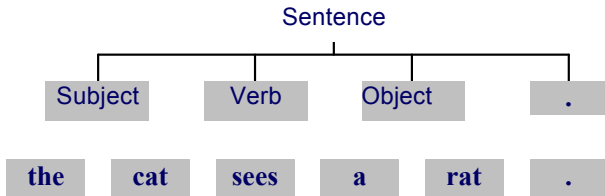
# Beispiel Top-Down Parsing

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



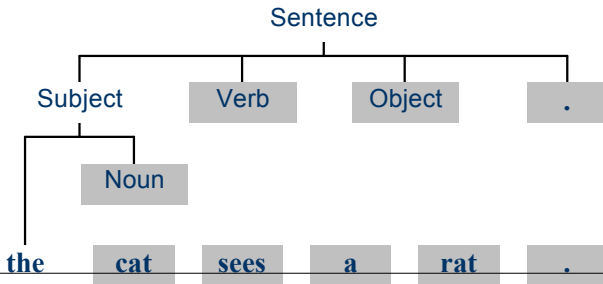
# Beispiel Top-Down Parsing

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



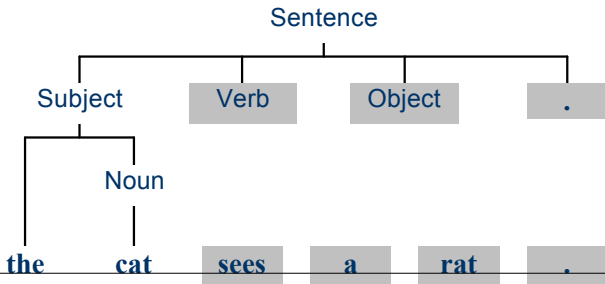
# Beispiel Top-Down Parsing

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





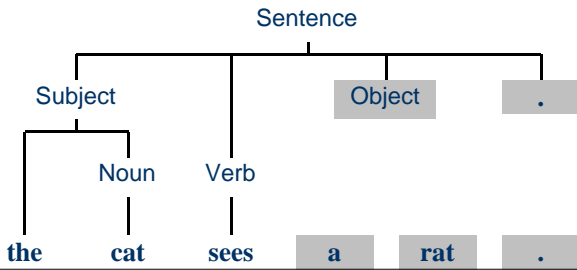
# Beispiel Top-Down Parsing

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



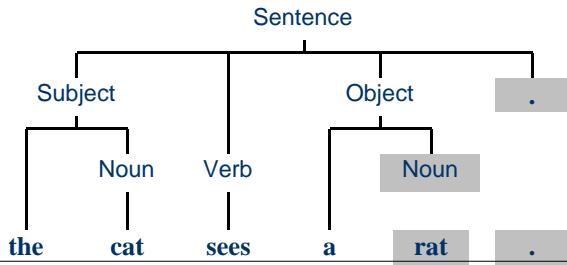
# Beispiel Top-Down Parsing

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



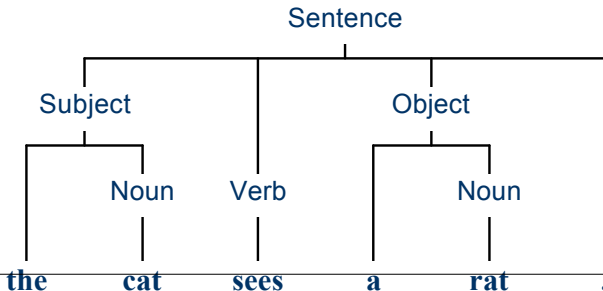
# Beispiel Top-Down Parsing

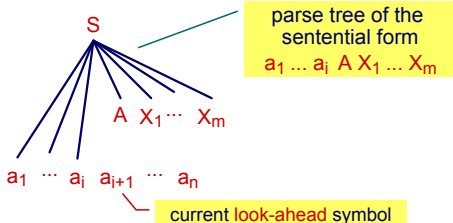
the cat sees a rat .



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

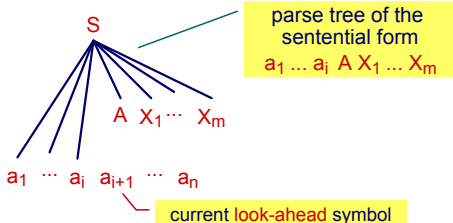
Sentence ::= Subject Verb Object .  
Subject ::= **I** | **a** Noun | **the** Noun  
Object ::= **me** | **a** Noun | **the** Noun  
Noun ::= **cat** | **mat** | **rat**  
Verb ::= **like** | **is** | **see** | **sees**





Falls es möglich ist,

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



Falls es möglich ist,

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

dann ist die Grammatik  $LL(k)$

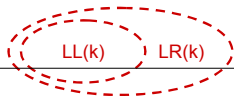
- ▶ **L**: Lese Eingabetext von links nach rechts
- ▶ **L**: Leite immer vom am weitesten links stehenden Nicht-Terminal ab.



- ▶ 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



- ▶ 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 verständlich





Einfache Implementierung der Top-Down Strategie, Idee:

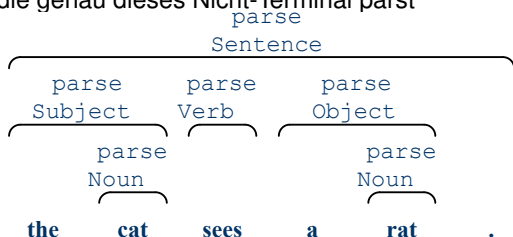
- ▶ Struktur des konkreten Syntaxbaumes (Parse-Baum) entspricht
- ▶ ... Aufrufmuster von sich wechselseitig aufrufenden Prozeduren
- ▶ Für jedes Nicht-Terminal **XYZ** existiert
- ▶ ... Parse-Prozedur **parseXYZ**, die genau dieses Nicht-Terminal parst



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:





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() { ... }
    ...
}
```

## Beispiel für Micro-English 3



```
public class MicroEnglishParser {  
    protected Token currentToken;  
  
    public void parse() {  
        currentToken = firstToken;  
        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 ...
```

Schnittstelle zum Scanner,  
der die Tokens liefert

In Watt & Brown sind die Parse-Methoden als **private** deklariert. **Ungeschickt**, da es die **Anpassung** des Verhaltens durch **Vererbung** verhindert.



- ▶ **currentToken** enthält nacheinander die Tokens des Eingabetextes



- ▶ **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



- ▶ **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**



## 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



## 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 EBNF-Ausdruck X

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



## starters[[**X**]] mit EBNF-Ausdruck **X**

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

### Beispiele

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

# Berechnungsregeln für starters[[X]]



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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

Ausbügeln der Ungenauigkeiten später (siehe Folie 51)



Annahme:  $N ::= X$ , nun **schrittweise** Zerlegung von  $X$   
 $\varepsilon$  ; (=leere Anweisung)





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

$\varepsilon$  ; (=leere Anweisung)

$t$  **accept**( $t$ );



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

$\varepsilon$  ; (=leere Anweisung)

$t$  **accept**( $t$ );

**P** **parseP**();



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

$\varepsilon$  ; (=leere Anweisung)

$t$  **accept**( $t$ );

**P** **parseP**();

**P Q** **parseP**();

**parseQ**();



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

$\varepsilon$  ; (=leere Anweisung)

$t$  **accept**( $t$ );

**P** **parseP**();

**P Q** **parseP**();

**parseQ**();

**P|Q** **if** (**currentToken**  $\in$  **starters**[[**P**]]) was bei  $P = \varepsilon$ ?

**parseP**();

**else if** (**currentToken**  $\in$  **starters**[[**Q**]])

**parseQ**();

**else**

***melde Syntaxfehler***



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.

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

1. Ausdruck **innerhalb** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b}) \mathbf{c} \quad \rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{c}\}$$

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

1. Ausdruck **innerhalb** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b}) \mathbf{c} \quad \rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{c}\}$$

2. Ausdruck **am Ende** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b})$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{A} \mathbf{u}$$

$$\mathbf{C} ::= \mathbf{A} \mathbf{v}$$

$$\rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{u}, \mathbf{v}\}$$



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

1. Ausdruck **innerhalb** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b}) \mathbf{c} \quad \rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{c}\}$$

2. Ausdruck **am Ende** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b})$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{A} \mathbf{u}$$

$$\mathbf{C} ::= \mathbf{A} \mathbf{v}$$

$$\rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{u}, \mathbf{v}\}$$

3. Nichtterminal auf linker Seite von Produktion:

Vereinigung der Folgemenge aller Vorkommen auf rechten Seiten:

$$\text{follow}[[\mathbf{A}]] = \{\mathbf{u}, \mathbf{v}\}$$

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

1. Ausdruck **innerhalb** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b}) \mathbf{c} \quad \rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{c}\}$$

2. Ausdruck **am Ende** rechter Seite von Produktion:

$$\mathbf{A} ::= (\mathbf{a} \mid \mathbf{b})$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{A} \mathbf{u}$$

$$\mathbf{C} ::= \mathbf{A} \mathbf{v}$$

$$\rightarrow \text{follow}[[\mathbf{a} \mid \mathbf{b}]] = \{\mathbf{u}, \mathbf{v}\}$$

3. Nichtterminal auf linker Seite von Produktion:

Vereinigung der Folgemenge aller Vorkommen auf rechten Seiten:

$$\text{follow}[[\mathbf{A}]] = \{\mathbf{u}, \mathbf{v}\}$$

4. Startsymbol: leere Menge



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:

- ▶ Falls  $G$   $X|Y$  enthält und sich weder  $X$  noch  $Y$  zu  $\epsilon$  ableiten lassen:  
 $\text{starters}[[X]] \cap \text{starters}[[Y]] = \emptyset$



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:

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



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:

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



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:

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



Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik  $G$  gilt:

- ▶ Falls  $G$   $X|Y$  enthält und sich weder  $X$  noch  $Y$  zu  $\epsilon$  ableiten lassen:  
 $\text{starters}[[X]] \cap \text{starters}[[Y]] = \emptyset$
- ▶ Falls  $G$   $X|Y$  enthält und sich beispielsweise  $Y$  zu  $\epsilon$  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!



# Nachweis der LL(1)-Eigenschaft



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

**S ::= Xd**

**X ::= A | B | c**

**A ::= a \***

**B ::= b**



▶ **S ::= Xe, B ::= b**

▶ Nichts zu prüfen

**S ::= Xd**

**X ::= A | B | c**

**A ::= a \***

**B ::= b**



▶  $S ::= Xe, B ::= b$

▶ Nichts zu prüfen

$S ::= Xd$

▶  $X ::= A \mid B \mid c$

$X ::= A \mid B \mid c$

$A ::= a *$

$B ::= b$



▶  $S ::= Xe, B ::= b$

▶ Nichts zu prüfen

$S ::= Xd$

▶  $X ::= A \mid B \mid c$

$X ::= A \mid B \mid c$

▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!

$A ::= a^*$

$B ::= b$



- ▶  $S ::= Xe, B ::= b$ 
  - ▶ Nichts zu prüfen
- $S ::= Xd$
- ▶  $X ::= A \mid B \mid c$ 
  - ▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!
  - ▶  $B \mid c$   
 $\text{starters}[[B]] \cap \text{starters}[[c]] = \emptyset \checkmark$
- $X ::= A \mid B \mid c$
- $A ::= a^*$
- $B ::= b$

- S** ::= **Xe**, **B** ::= **b**
- ▶ Nichts zu prüfen
- S** ::= **Xd**
- X** ::= **A | B | c**
- ▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!
- A** ::= **a \***
- ▶ **B | c**
- B** ::= **b**
- ▶ starters[[**B**]]  $\cap$  starters[[**c**]] =  $\emptyset$  ✓
  - ▶ **A | B**
  - ▶ **A kann zu  $\epsilon$  abgeleitet werden!**
  - ▶ (starters[[**A**]]  $\cup$  follow[[**A | B**]])  $\cap$  starters[[**B**]] =  $\emptyset$  ✓



- ▶  $S ::= Xe, B ::= b$ 
  - ▶ Nichts zu prüfen
- $S ::= Xd$
- ▶  $X ::= A \mid B \mid c$ 
  - ▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!
  - ▶  $B \mid c$   
 $\text{starters}[[B]] \cap \text{starters}[[c]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid B$   
 $A$  kann zu  $\epsilon$  abgeleitet werden!  
 $(\text{starters}[[A]] \cup \text{follow}[[A \mid B]]) \cap \text{starters}[[B]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid c$  analog
- $X ::= A \mid B \mid c$
- $A ::= a^*$
- $B ::= b$

- ▶  $S ::= Xe, B ::= b$ 
  - ▶ Nichts zu prüfen
- $S ::= Xd$
- ▶  $X ::= A \mid B \mid c$ 
  - ▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!
  - ▶  $B \mid c$   
 $\text{starters}[[B]] \cap \text{starters}[[c]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid B$   
 $A$  kann zu  $\epsilon$  abgeleitet werden!  
 $(\text{starters}[[A]] \cup \text{follow}[[A \mid B]]) \cap \text{starters}[[B]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid c$  analog
- ▶  $A ::= a^*$





- ▶  $S ::= Xe, B ::= b$ 
  - ▶ Nichts zu prüfen
- $S ::= Xd$
- ▶  $X ::= A \mid B \mid c$ 
  - ▶ Produktion enthält 3 Alternativen → paarweise prüfen!
  - ▶  $B \mid c$ 
    - $\text{starters}[[B]] \cap \text{starters}[[c]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid B$ 
    - $A$  kann zu  $\epsilon$  abgeleitet werden!
    - $(\text{starters}[[A]] \cup \text{follow}[[A \mid B]]) \cap \text{starters}[[B]] = \emptyset \checkmark$
  - ▶  $A \mid c$  analog
- ▶  $A ::= a^*$ 
  - ▶  $a^*$ 
    - $\text{starters}[[a]] \cap \text{follow}[[a^*]] = \emptyset \checkmark$



## Bisher gezeigt für P|Q

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



## Bisher gezeigt für $P|Q$

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

Problematisch, wenn  $\epsilon$  aus  $P$  oder  $Q$  ableitbar.

## Bisher gezeigt für $P|Q$

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

Problematisch, wenn  $\varepsilon$  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**



- ▶ Aus Algol Grammatik

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

- ▶ Prüfe Regel für **X\***



- ▶ Aus Algol Grammatik

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

- ▶ Prüfe Regel für  $X^*$

- ▶  $\text{starters}[[ ; \text{Declaration}]] = \{ ; \}$



▶ Aus Algol Grammatik

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

▶ Prüfe Regel für  $X^*$

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





▶ Aus Algol Grammatik

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

▶ Prüfe Regel für  $X^*$

▶  $\text{starters}[[ ; \text{Declaration}]] = \{ ; \}$

▶  $\text{follow}[[ ( ; \text{Declaration})^*]] = \{ ; \}$

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



- ▶ 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**



- ▶ 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  $k > 1$ .



## 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  $k = \infty$ .



## 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)\*

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

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

## acceptIt()

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



# Parser für Mini-Triangle: parseSingleCommand



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

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



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

```
Command parseSingleCommand() {
  switch (currentToken.kind) {
  case IDENTIFIER: {
    parseIdentifier();
    switch (currentToken.kind) {
    case BECOMES:
      acceptIt();
      parseExpression();
      break;
    case LPAREN:
      acceptIt();
      parseExpression();
      accept(TokenKind.RPAREN);
      break;
    default: /* melde Syntaxfehler */
  }
  break; // case IDENTIFIER
```

Weitere Beispiele in PLPJ.



- ▶ Aufpassen bei
  - ▶ **parseIdentifizier**
  - ▶ **parseIntegerLiteral**
  - ▶ **parseOperator**



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



- ▶ Aufpassen bei
    - ▶ **parseIdentifizier**
    - ▶ **parseIntegerLiteral**
    - ▶ **parseOperator**
  - ▶ ... hier nicht nur **Art** des Tokens relevant
  - ▶ sondern **tatsächlicher** Text
    - ▶ **TokenKind.IDENTIFIER**: foo, bar, pi, k9, ...
    - ▶ **TokenKind.INTLITERAL**: 23, 42, 2006, ...
    - ▶ **TokenKind.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
                | ...
```



## 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

```
Command parseSingleComand() {  
    switch (currentToken.kind) {  
        case IDENTIFIER:  
            parseVname();  
            accept(TokenKind.BECOMES);  
            parseExpression();  
            break;  
  
        case IDENTIFIER:  
            parseIdentifrier();  
            accept(TokenKind.LPAREN);  
            parseExpression();  
            accept(TokenKind.RPAREN);  
            break;  
  
        case IF: ...
```



# Häufige Fehler: Linksausklammern vergessen



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

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

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



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



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

Jetzt mit Linksausklammern

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

## Häufige Fehler: Linksausklammern vergessen



Jetzt mit Linksausklammern

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

Neue Anfangsmengen

$$\text{starters}[[ := Expression ]] = \{ := \}$$
$$\text{starters}[[ ( Expression ) ]] = \{ ( \}$$



Auszug aus Grammatik vor Korrektur

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



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

```
Command parseCommand() {  
    switch (currentToken.kind) {  
        case IDENTIFIER:  
        case IF:   case WHILE:  
        case LET: case BEGIN:  
            parseSingleCommand();  
            break;  
  
        case IDENTIFIER:  
        case IF:   case WHILE:  
        case LET: case BEGIN:  
            parseSingleCommand();  
            break;  
  
        default: /* melde Syntaxfehler */  
    }  
}
```



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



# Parser für Mini-Triangle: Grammatikanpassung



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

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

Linksrekursion

Linksausklammern



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



- ▶ Parser mit rekursivem Abstieg baut impliziten Syntaxbaum auf
  - ▶ Durch den Aufrufgraph der Parse-Methoden



- ▶ Parser mit rekursivem Abstieg baut impliziten Syntaxbaum auf
  - ▶ Durch den Aufrufgraph der Parse-Methoden
- ▶ In einem Ein-Pass-Compiler unproblematisch



- ▶ 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



- ▶ 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
Command	::= Command ; Command   V-name := Expression   Identifier ( Expression )   <b>if</b> Expression <b>then</b> single-Command   <b>else</b> single-Command   <b>while</b> Expression <b>do</b> single-Command   <b>let</b> Declaration <b>in</b> single-Command	SequentialCmd AssignCmd CallCmd IfCmd WhileCmd LetCmd
Expression	::= Integer-Literal   V-name   Operator Expression   Expression Operator Expression	IntegerExpr VnameExpr UnaryExpr BinaryExpr
V-name	::= Identifier	SimpleVname
Declaration	::= Declaration ; Declaration   <b>const</b> Identifier ~ Expression   <b>var</b> Identifier : Type-denoter	SeqDecl ConstDecl VarDecl
Type-denoter	::= Identifier	SimpleTypeDen



# AST Knoten von Mini-Triangle



Program	::= Command	Program
Command	::= Command ; Command	SequentialCmd
	V-name := Expression	AssignCmd
	Identifier ( Expression )	CallCmd
	<b>if</b> Expression <b>then</b> single-Command	IfCmd
	<b>else</b> single-Command	
	<b>while</b> Expression <b>do</b> single-Command	WhileCmd
	<b>let</b> Declaration <b>in</b> single-Command	LetCmd
Expression	::= Integer-Literal	IntegerExpr
	V-name	VnameExpr
	Operator Expression	UnaryExpr
	Expression Operator Expression	BinaryExpr
V-name	::= Identifier	SimpleVname
Declaration	::= Declaration ; Declaration	SeqDecl
	<b>const</b> Identifier ~ Expression	ConstDecl
	<b>var</b> Identifier : Type-denoter	VarDecl
Type-denoter	::= Identifier	SimpleTypeDen

AST Knoten von Mini-Triangle

# Sub-ASTs von Mini-Triangle



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

## SequentialCmd



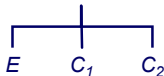
## AssignCmd



## CallCmd



## IfCmd



## WhileCmd



## LetCmd





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

- ▶ 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  
`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 {
```



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

# Unterklassen der Command-Klasse



TECHNISCHE  
UNIVERSITÄT  
DARMSTADT

```
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
```

# 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

- ▶ 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;  
    ...  
}
```

- ▶ 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



- ▶ 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)\***



## EBNF

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

## AST

**Command ::= Command ; Command**

SequentialCmd



## EBNF

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

## AST

**Command ::= Command ; Command**

SequentialCmd

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

```
}
```



# Zusammensetzen von Subphrasen ASTs 1

## EBNF

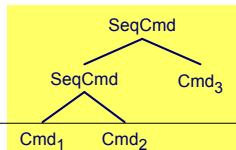
**Command ::= single-Command ( ; single-Command)\***

## AST

**Command ::= Command ; Command**

SequentialCmd

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



## Zusammensetzen von Subphrasen ASTs 2



```
Declaration parseSingleDeclaration() {
    Declaration declAST;
    switch (currentToken.kind) {
    case CONST: // single-Declaration ::= const Identifier ~ Expression
        acceptIt();
        Identifier iAST = parseIdentifier();
        accept(TokenKind.IS);
        Expression eAST = parseExpression();
        declAST = new ConstDeclaration(iAST, eAST);
        break;

    case VAR: // single-Declaration ::= var Identifier : Type-denoter
        acceptIt();
        Identifier iAST = parseIdentifier();
        accept(TokenKind.COLON);
        TypeDenoter tAST = parseTypeDenoter();
        declarationAST = new VarDeclaration(iAST, tAST);
        break;

    default: /* melde Syntaxfehler */
    }
    return declAST; }
}
```



Zwei relevante Methoden im Parser

```
public class Parser {
    Scanner scanner;
    Token currentToken;

    void accept(TokenKind tokenExpected) {
        if (currentToken.kind == tokenExpected)
            currentToken = scanner.scan();
        else
            /* melde Syntaxfehler */
    }
    void acceptIt() {
        currentToken = scanner.scan();
    }
}
```



- ▶ Auch genannt lexikalische Analyse oder Lexer



- ▶ 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



- ▶ 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

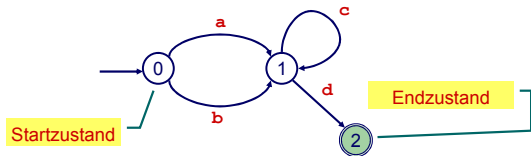


- ▶ Reguläre Ausdrücke können durch **Übergangsdigramme** dargestellt werden
  - ▶ Endliche Automaten
  - ▶ Kanten/Transitionen beschriftet mit **Eingabesymbolen**
  - ▶ Zustände/Knoten
    - ▶ Genau ein Startzustand
    - ▶ Beliebig viele Endzustände (akzeptierende Zustände)



- ▶ 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 | b) c\* d**





## Systematische Konstruktion von Scannern

1. Formuliere lexikalische Grammatik in EBNF
  - ▶ Falls nötig: Transformiere für rekursiven Abstieg



## 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**



## 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 {
    char          currentChar;
    StringBuilder currentSpelling;

    public Token scan() {
        ... // Kommentare und Whitespace ueberlesen

        currentSpelling = new StringBuilder();
        TokenKind currentKind = scanToken();

        return new Token(currentKind, currentSpelling.toString());
    }

    TokenKind scanToken() {
        switch (currentChar) {
            ...
        }
    }

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



```
public class Scanner {
    char          currentChar;
    StringBuilder currentSpelling;

    public Token scan() {
        ... // Kommentare und Whitespace ueberlesen

        currentSpelling = new StringBuilder();
        TokenKind currentKind = scanToken();

        return new Token(currentKind, currentSpelling.toString());
    }

    TokenKind scanToken() {
        switch (currentChar) {
            ...
        }
    }

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

Hänge **currentChar** an **currentSpelling**  
und lese nächstes Zeichen in **currentChar**.



## 1. Lexikalische Grammatik in EBNF verfassen

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



## 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



- ▶ EBNF kann **nicht** trennen zwischen
  - ▶ Schlüsselworten



- ▶ EBNF kann **nicht** trennen zwischen
  - ▶ Schlüsselworten
  - ▶ Bezeichnern



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



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



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

↳ während des Scannens reparieren.



```
public class Scanner {
    private char      currentChar = ... // hole erstes Zeichen
    private StringBuilder currentSpelling;

    private void take(char expectedChar) {
        if (currentChar == expectedChar)
            takeIt();
        else
            /* melde lexikalischen Fehler */
    }

    private void takeIt() {
        currentSpelling.append(currentChar);
        currentChar = ... // hole naechstes Zeichen
    }
    ...
}
```

```
...
public Token scan() {
    while (currentChar == '!'
           || currentChar == ','
           || currentChar == '\n')
        scanSeparator();

    currentSpelling = new StringBuilder();
    TokenKind currentKind = scanToken();

    return new Token(kind, currentSpelling.toString(),
                    /* Position */);
}
```

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

Entwicklung sehr ähnlich zu Parse-Methoden





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

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

# Hauptmethode scan()



```
...
public Token scan() {
    while (currentChar == '!'
           || currentChar == ','
           || currentChar == '\n')
        scanSeparator();

    currentSpelling = new StringBuilder();
    TokenKind currentKind = scanToken();

    return new Token(kind, currentSpelling.toString(),
                    /* Position */);
}
```

Wo nun Unterscheidung zwischen Bezeichnern und Schlüsselworten?

# Ändern von Token-Art während der Konstruktion



```
enum TokenKind {
    ...
    static final Map<String, TokenKind> reservedWords;
    static {
        // Trage Schlüsselwoerter in Hash-Tabelle ein
        reservedWords = Stream.of(
            ARRAY, BEGIN, CONST, DO, ELSE, END, FUNC, IF, IN,
            LET, OF, PROC, RECORD, THEN, TYPE, VAR, WHILE
        ).collect(toMap(t -> t.spelling, identity()));
    }
}

final class Token {
    ...
    Token(TokenKind kind, String spelling) {
        if (kind == TokenKind.IDENTIFIER)
            if (TokenKind.reservedWords.contains(spelling))
                kind = TokenKind.reservedWords.get(spelling)
    }
    ...
}
```



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