

Optimierende Compiler

Compile-Fluß und Front-End

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

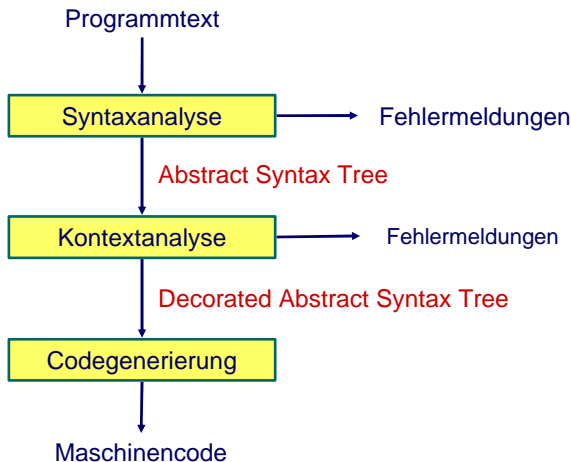
Sommersemester 2010

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

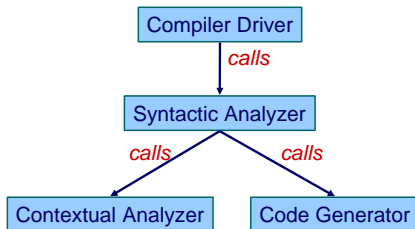


Terminologie: Durchgang (*pass*)

- 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

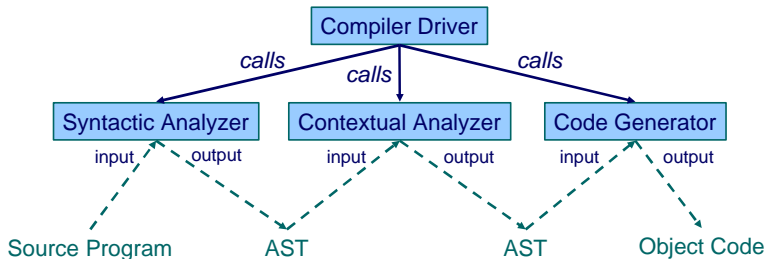
- Macht nur **einen** Pass über den Quelltext
 - Baut in der Regel **keine** echte IR auf
- Führt gleichzeitig aus
 - Syntaxanalyse (Parsing)
 - Kontextanalyse
 - Codegenerierung
- Pascal Compiler haben häufig Ein-Pass-Struktur

A. Koch



- Macht mehrere Passes über das Program
 - Quelltext und IR
- Datenweitergabe zwischen Passes über IR

A. Koch



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

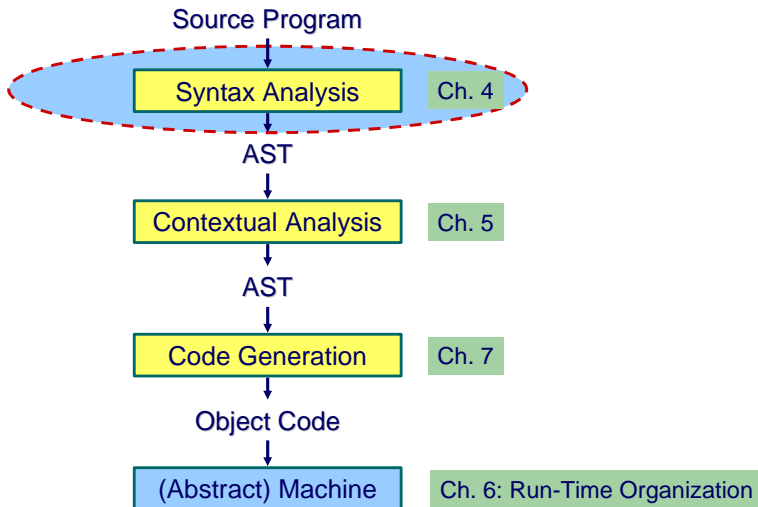
A. Koch

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

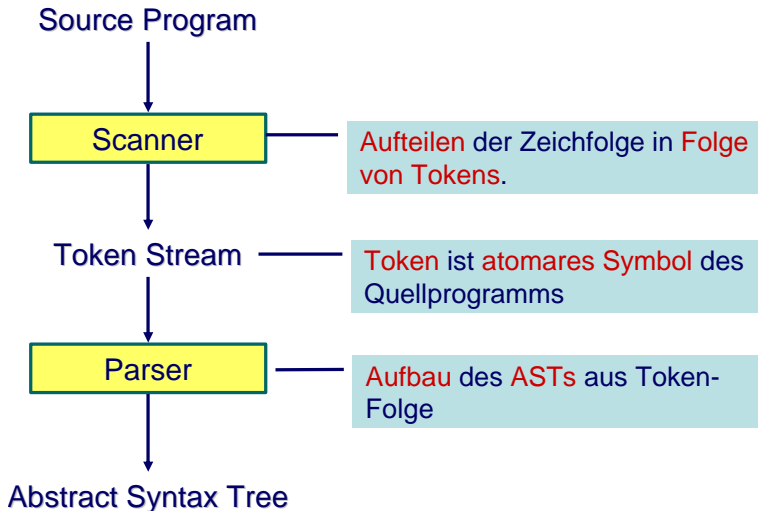
        Parser parser      = new Parser(...);
        Checker checker     = new Checker(...);
        Encoder generator = new Encoder(...);

        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))
```

A. Koch

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

A. Koch

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

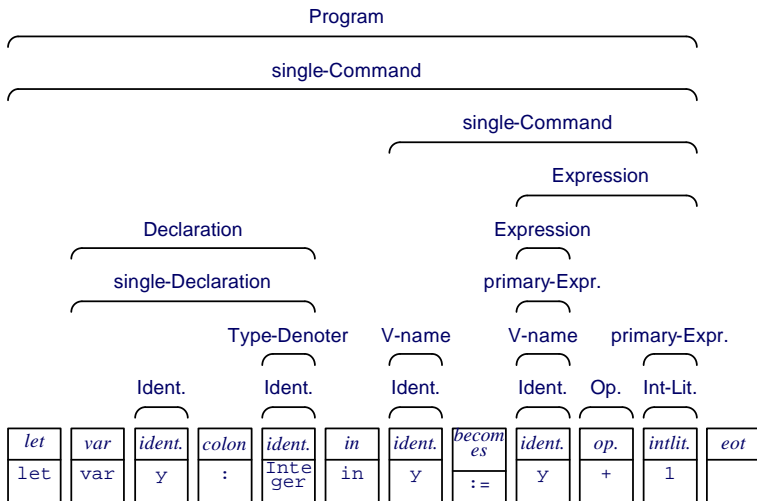
Unterschiedliche Token
haben eindeutige Werte

Konstanten für Token-Arten

```
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, "+");`

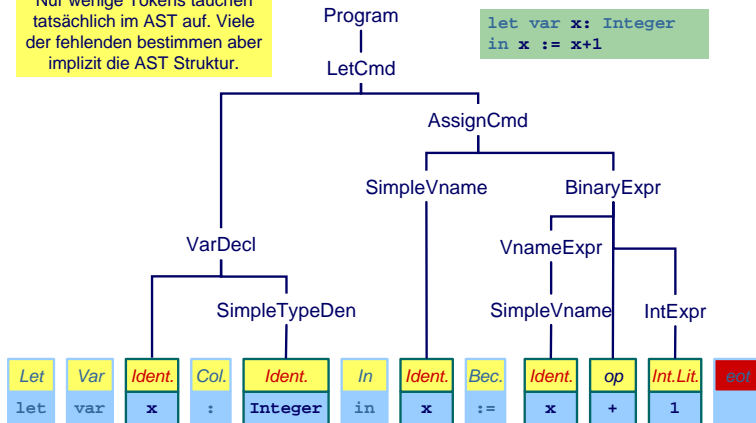
Parsen der Token-Folge



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

A. Koch

Vor Transformation

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{X} + \mathbf{S}$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{X}$$

$$\mathbf{S} ::= \varepsilon$$

Nach Gruppierung

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{X} + \mathbf{S} | \mathbf{X} | \varepsilon$$

Grammatik-Transformation durch Linksausklammern

- 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)
```

Beseitigung von Linksrekursion

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

A. Koch

Beispiel:



Identifier ::= Letter
 | Identifier Letter
 | Identifier Digit

Identifier ::= Letter (Letter | Digit)*

Vor Transformation

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

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

- Wenn $\mathbf{N} ::= \mathbf{X}$ einzige Produktion mit LHS \mathbf{N} ist
- ... \mathbf{N} durch \mathbf{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

A. Koch

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

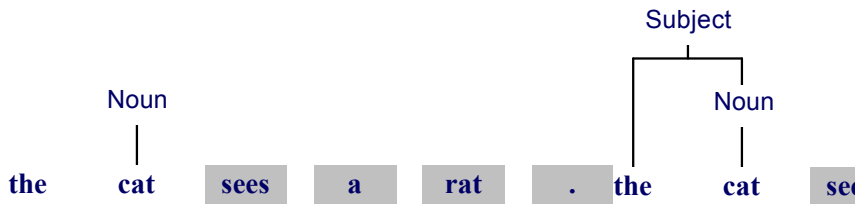
Reduce Erkenne ein Nicht-Terminal LHS der
Produktion p

- 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 .

A. Koch

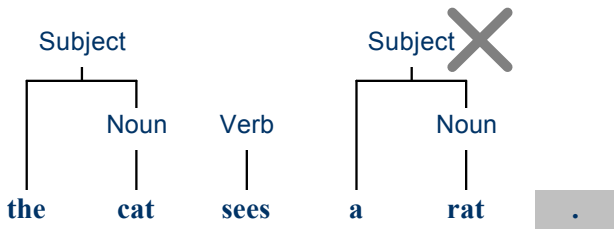


Sentence ::= Subject Verb Object .
Subject ::= I | a Noun | the Noun
Object ::= me | a Noun | the Noun
Noun ::= cat | mat | rat
Verb ::= like | is | see | sees

Schwierigkeit bei Bottom-Up Parsing

Welche Produktion beim Zusammenfassen anwenden?

A. Koch



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

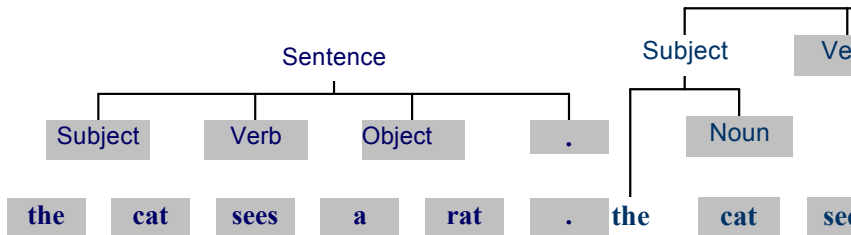
- Expandiere jeweils das am weitestens links gelegene Nicht-Terminal **N**
- ... durch Anwendung einer Produktion **N ::= X**
- Wähle Produktion aus durch Betrachten der nächsten n Zeichen des Eingabetextes (Annahme hier: $n = 1$)
- Falls keine Produktion auf Zeichen passt → **Fehler!**
- Ende wenn Eingabetext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

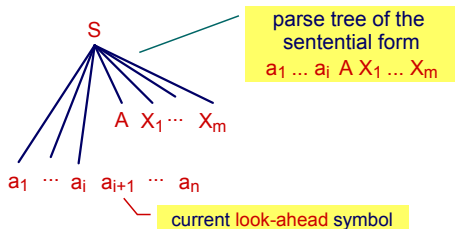
Beispiel Top-Down Parsing

the cat sees a rat .

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

A. Koch





Falls es möglich ist,

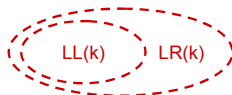
- ... bei Betrachten der nächsten k Zeichen des Textes
- ... immer die richtige Produktion zu finden

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 verständlich

A. Koch

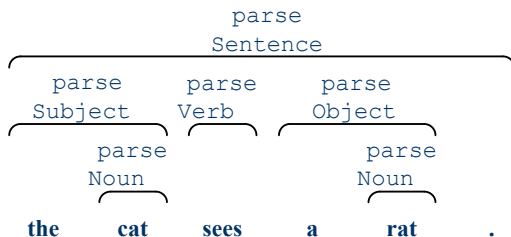


Einfache Implementierung der Top-Down Strategie, Idee:

- 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

A. Koch

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

A. Koch

```
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 vo  
        curren  
        parseS  
        check th  
    }  
  
    protected  
    protected  
    protected  
    protected  
    protected  
    protected  
  
    ...  
}
```

- **currentToken** enthält nacheinander die Tokens des Eingabetextes
- Ablauf einer Methode **parseN**
 - Bei Eintritt enthält **currentToken** eines der Token, **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 Parseern mit rekursivem Abstieg

A. Koch

- 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

$$\text{starters}[[\mathbf{ab}]] = \{\mathbf{a}\}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{a|b}]] = \{\mathbf{a, b}\}$$

$$\text{starters}[[\mathbf{(re) * set}]] = \{\mathbf{r, s}\}$$

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

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

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

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

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

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

Ausbügeln der Ungenauigkeiten später (siehe Folie 56)

Annahme: $\mathbf{N} ::= \mathbf{X}$, nun **schrittweise** Zerlegung von \mathbf{X}

A. Koch

```
 $\varepsilon$  ; (=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
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.

A. Koch

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

➔ Wenn alles gilt: G ist $\text{LL}(k)$ mit $k = 1$

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

Bisher gezeigt für $P|Q$

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

A. Koch

Problematisch, wenn ε aus **P** oder **Q** ableitbar.

Korrekt: Verwende statt starters[[**X**]]

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

Analog für P^* . Korrigiere so Folie 52.

- Aus Algol Grammatik

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

A. Koch

- 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 $k > 1$.

A. Koch

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)*`

A. Koch

```
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

Parser für Mini-Triangle: `parseSingleCommand`

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

A. Koch

```
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.IDENTIFIER`: foo, bar, pi, k9, ...
 - `Token.INTLITERAL`: 23, 42, 2006, ...
 - `Token.OPERATOR`: +, -, /, ...

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

Häufige Fehler: Grammatik ist nicht LL(1)

Grammatik

Auszug aus Grammatik

A. Koch

```
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 }
```

Häufige Fehler: Grammatik ist nicht LL(1)

Implementierung des Parsers

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:  
        ...  
    }
```

A. Koch

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

A. Koch

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

Anfangsmengen

$\text{starters}[[\text{Identifier} := \text{Expression}]] = \{ \text{Identifier} \}$

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

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 }
```

Häufige Fehler: Linksrekursion nicht beseitigt

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;
    }
```

A. Koch

Parser für Mini-Triangle: Grammatikanpassung

```
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

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

Expression ::= Integer-Literal

| V-name

| Operator Expression

| Expression Operator Expression

V-name ::= Identifier

Declaration ::= Declaration ; Declaration

| **const** Identifier ~ Expression

| **var** Identifier : Type-denoter

Type-denoter ::= Identifier

Program

SequentialCmd

AssignCmd

CallCmd

IfCmd

WhileCmd

LetCmd

IntegerExpr

VnameExpr

UnaryExpr

BinaryExpr

SimpleVname

SeqDecl

ConstDecl

VarDecl

SimpleTypeDen

Program

Command

Expression

V-name

Declaration

Type-denoter ::=

Sub-ASTs von Mini-Triangle

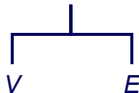
Command	::= Command ; Command	SequentialCmd
	V-name := Expression	AssignCmd
	Identifier (Expression)	CallCmd
	if Expression then single-Command	IfCmd
	else single-Command	
	while Expression do single-Command	WhileCmd
	let Declaration in single-Command	LetCmd

A. Koch

SequentialCmd



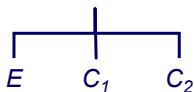
AssignCmd



CallCmd



IfCmd



WhileCmd



LetCmd



- Abstrakte Basisklasse

```
public abstract class AST { ... }
```

- Eigene Subklassen für alle Arten von AST-Knoten

A. Koch

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 IfCmd  
   |   else single-Command  
   | while Expression do single-Command WhileCmd  
   | let Declaration in single-Command LetCmd
```

A. Koch

```
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;  
    ...  
}
```



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

etc.

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

A. Koch

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  
}
```

Zusammensetzen von Subphrasen ASTs 1

EBNF

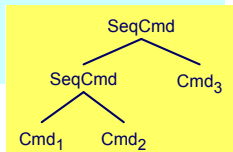
Command ::= single-Command (; single-Command)*

A. Koch

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, eAST);
        } break;
        default:
            melde Syntaxfehler
    }
    return declAST;
}
```

A. Koch

Scanning - Woher kommen die Tokens?

Zwei relevante Methoden im Parser

A. Koch

```
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:

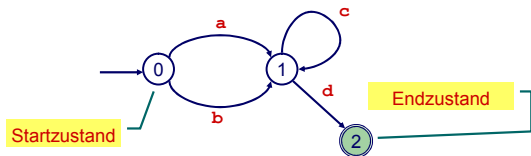
- Einzelzeichen
- Operatoren
 - Konkatenation: **A B**
 - Alternative: **A | B**
 - Optionalität: **A?**
 - Wiederholung: **A***
 - Vordefinierte REs (sog. Macros)
- **aber:** keine rekursiven Definitionen

Darstellung von Scannern als endlicher Automat

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

A. Koch

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



Systematische Konstruktion von Scannern

A. Koch

- 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

Struktur des Java-Codes

```
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 ...
    protected ...
    protected ...
    protected ...

    public Tok...
        discard se...
        current...
        current...
        return ...
    }

    protected ...
        switch ...
        ...
    }

    protected ...
    protected ...
    ...
}
```

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
```

A. Koch

2. Umstellen für rekursiven Abstieg: Ersetzung und Linksausklammern

```
Token ::= Letter (Letter | Digit)*  
        | Digit Digit*  
        | + | - | * | / | < | > | =  
        | ; | : | (=|E) | ~ | ( | ) | 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;  
    }  
    ...  
}
```

A. Koch

```
...
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
```

A. Koch

```
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
Schlüsselwörtern?

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