



A. Koch

Optimierende Compiler

2. Kompilierung

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2007

Organisatorisches



A. Koch

- Dienstag und Donnerstag Anmeldung zu den praktischen Arbeiten
- 6 Dreiergruppen

Programmgrößen aus Vorjahr in Zeilen Java-Code

6378
10487
3740
11225
4253

Benotung der IV4-Variante



A. Koch

- Viel Freiheit bei der Realisierung
- Keine starren Bewertungsrichtlinien
 - Analog zu Diplom-Arbeit o.ä.



- Brauchbar kommentierte
- Brauchbar dokumentierte
- im Wesentlichen **funktionierende**

Lösung der Aufgabenstellung

➔ **Note 2,0**

- Kleinere Schwächen sind akzeptabel
 - Einbußen in Lösungsqualität, Rechenzeit, Speicher, ...

Aber Luft nach **oben** Richtung Note 1,0



A. Koch

Beispielsweise für:

- Sehr gute eigene Algorithmen und Datenstrukturen
- Umfassende Kommentierung und Dokumentation
- Sehr gute Lösungsqualität
- Sehr kurze Rechenzeiten
- Niedriger Speicherverbrauch
- ...



- Zusammengesetzt aus
 - Erste Klausur (37,5%)
 - Programmierprojekt (62,5%)
 - Funktion, Code-Qualität, . . .
 - Kolloquien
 - Abschlussvortrag
- Individuelle Prüfung
 - Nur in Zweifelsfällen
 - Bei nichtnachvollziehbarer Mitarbeit



A. Koch

Kompilierung

Ablauf der Übersetzung 1



A. Koch

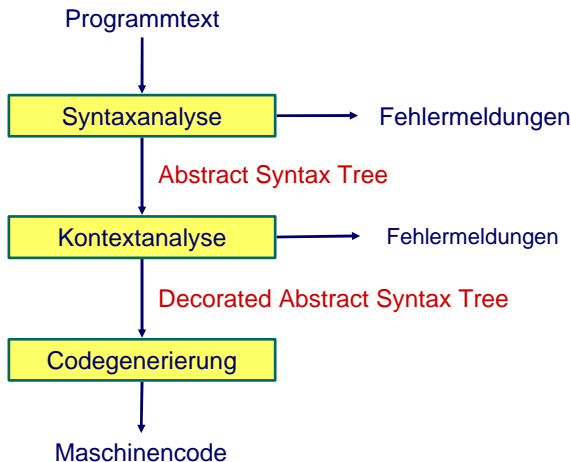
Terminologie: Phase

- 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



A. Koch



Ablauf der Übersetzung 3



A. Koch

Terminologie: Durchgang (*pass*)

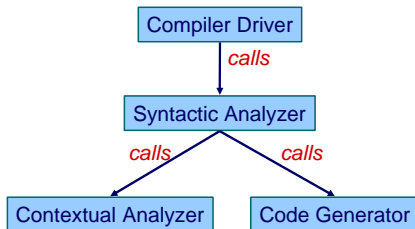
- Kompletter Durchgang des Programmes
- Läuft über Quelltext oder IR
- Pass *kann* Phase entsprechen
- ... muss aber nicht!
- Einzelner Pass kann mehrere Phasen durchführen
- Aufbau des Compiles wird von der Anzahl der Passes dominiert

Ein-Pass Compiler



- 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

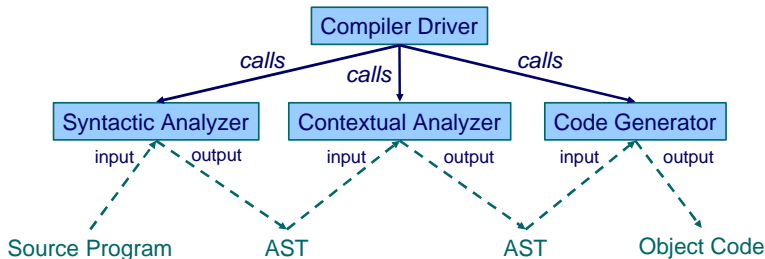


Multi-Pass Compiler



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

A. Koch



Vergleich Ein-Pass ./.. Multi-Pass-Compiler



A. Koch

	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?

Beispiel Multi-Pass



A. Koch

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**!

Aufbau des Triangle-Compilers



- 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(...);

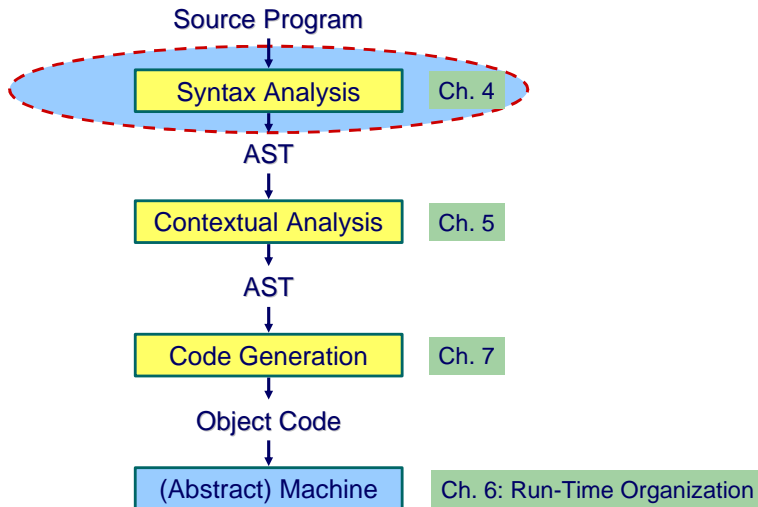
        Program theAST = parser.parse();
        checker.check(theAST);
        generator.encode(theAST);
    }

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

Syntaxanalyse



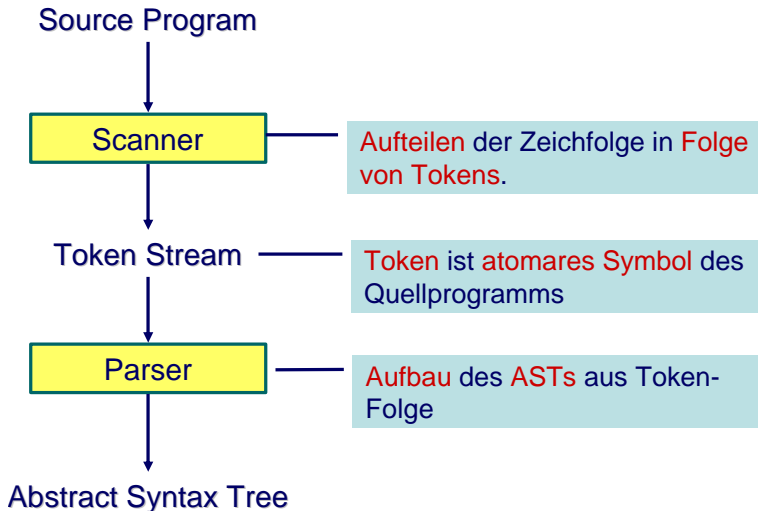
A. Koch



Subphasen der Syntaxanalyse



A. Koch





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 ) )
```

Tokens



A. Koch

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

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

Unterschiedliche Token
haben eindeutige Werte

Konstanten für Token-Arten



A. Koch

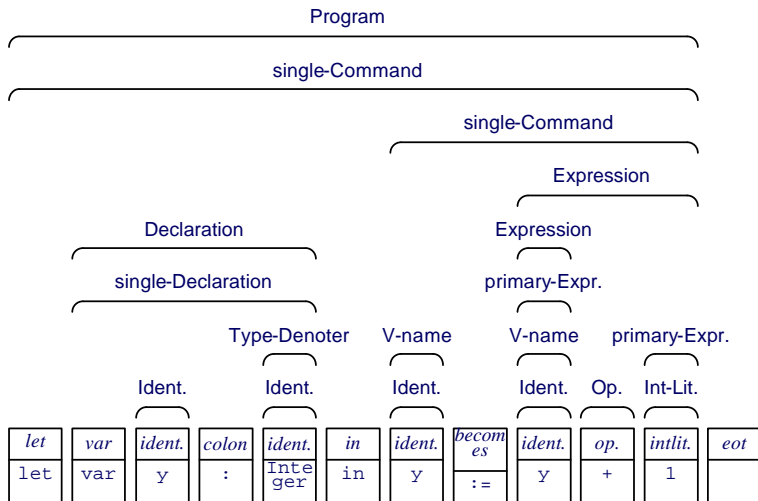
```
public class Token {  
    ...  
    public static final byte  
        IDENTIFIER = 0,  
        INTLITERAL = 1,  
        OPERATOR = 2,  
        BEGIN = 3,  
        ...  
        EOT = 20; // end-of-text  
}
```

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

Parsen der Token-Folge



A. Koch



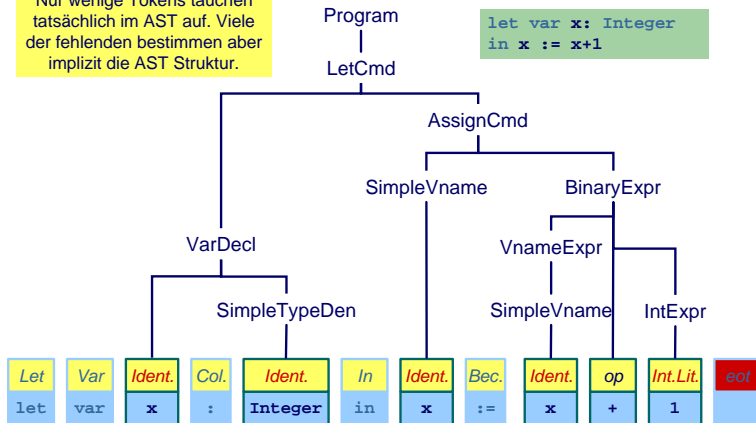
Aufbau des AST aus Token-Folge



A. Koch

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
```



Kurzwiederholung Grammatiken



A. Koch

- 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



A. Koch

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

Transformation von Grammatiken



A. Koch

Hilfsmittel

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

Grammatik-Transformation durch Gruppierung



A. Koch

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

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



A. Koch

- 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:



Identifer ::= Letter
 | Identifier Letter
 | Identifier Digit

Identifer ::= Letter (Letter | Digit)*

Kombinierter Fall



A. Koch

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

A. Koch

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!

Nutzen von Grammatiktransformationen



A. Koch

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

Parsing Terminologie



A. Koch

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

Beispiel: Micro-English



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

Bottom-Up Parsing 2



A. Koch

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

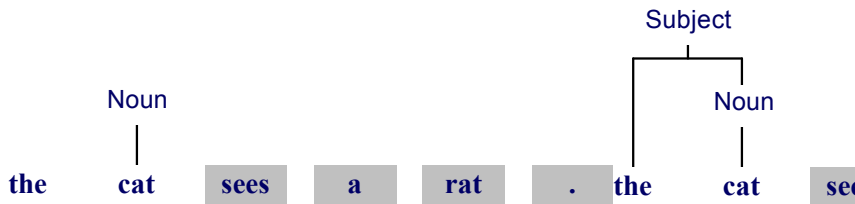
- Zusätzlich: Oberste Elemente des Stapels müssen RHS von p entsprechen, ersetze durch LHS von p (Zusammenfassen)
- Ende wenn Startsymbol S erreicht und Eingabetext komplett gelesen

Beispiel Bottom-Up Parsing

the cat sees a rat .



A. Koch



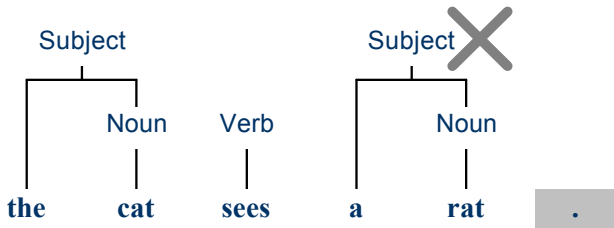
Sentence ::= Subject Verb Object .
Subject ::= I | a Noun | the Noun
Object ::= me | a Noun | the Noun
Noun ::= cat | mat | rat
Verb ::= like | is | see | sees

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!

Top-Down Parsing 1



A. Koch

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

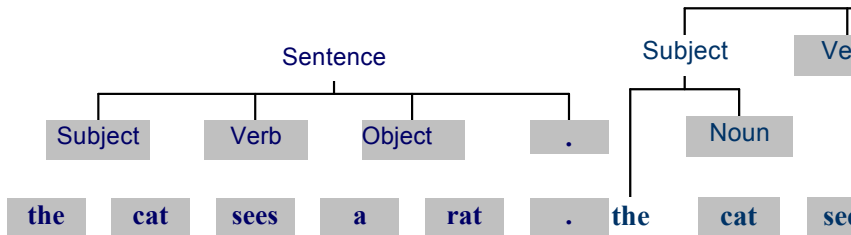
Beispiel Top-Down Parsing



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

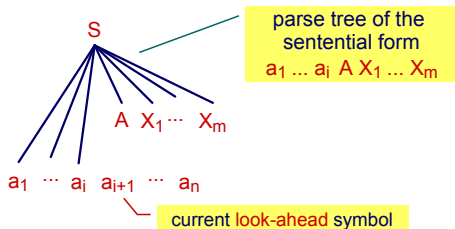
A. Koch



Hintergrund Top-Down Parsing



A. Koch



Falls es möglich ist,

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

dann ist die Grammatik $LL(k)$

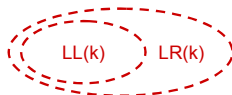
- **L**: Lese Eingabetext von links nach rechts
- **L**: Leite immer vom am weitesten links stehenden Nicht-Terminal ab.

Vergleich Top-Down mit Bottom-Up Parsing



- 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



Parsen mit rekursivem Abstieg

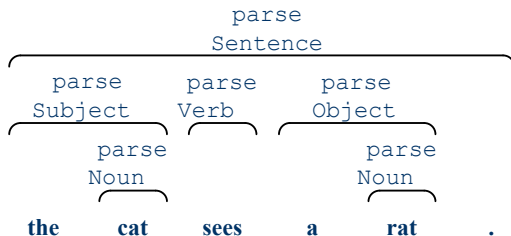


Einfache Implementierung der Top-Down Strategie, Idee:

- 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



A. Koch

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



A. Koch

Subject ::= I | a Noun | the Noun

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

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

Beispiel für Micro-English 3



```
public class MicroEnglishParser {
    protected Token currentToken;

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

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

```
public class
    protected

    public 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

Systematische Konstruktion von Parsern



Entwicklung von Parsern 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

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

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

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

Berechnungsregeln für starters[[**X**]]



A. Koch

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

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

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

$$\text{starters}[[\mathbf{X|Y}]] = \text{starters}[[\mathbf{X}]] \cup \text{starters}[[\mathbf{Y}]]$$

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

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

Inhalt der `parseN`-Methoden



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

A. Koch

ε ; (=leere Anweisung)

t `accept (t)` ;

P `parseP ()` ;

P Q `parseP ()` ;

`parseQ ()` ;

P|Q `if (currentToken \in starters[[P]])` was bei $\mathbf{P} = \varepsilon$?
`parseP ()` ;

`else if (currentToken \in starters[[Q]])`
`parseQ ()` ;

`else`

melde Syntaxfehler

P* `while (currentToken \in starters[[P]])`
`parseP ()` ;

Folgemengen



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

A. Koch

Beispiel

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

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

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

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

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

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

Anwendbarkeit der Zerlegungsregeln



A. Koch

Funktionieren nur dann, wenn in Grammatik G gilt:

- Falls G $\mathbf{X|Y}$ enthält und sich **weder X noch 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 **LL(k)** mit $k = 1$

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

Verfeinerte Zerlegungsregeln



Bisher gezeigt für $P|Q$

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

A. Koch

Problematisch, wenn ε aus P oder Q ableitbar.

Korrekt: Verwende statt starters[[X]]

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

Analog für P^* .

Beispiel für nicht-LL(1) Grammatik



A. Koch

- 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 $k > 1$.

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)

Parser für Mini-Triangle: Grammatikanpassung



A. Koch

```
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 für Mini-Triangle: `parseCommand`



`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

Häufige Fehler: Linksausklammern vergessen



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



A. Koch

Jetzt mit Linksausklammern

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

Neue Anfangsmengen

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

Häufige Fehler: Linksrekursion nicht beseitigt



A. Koch

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

Abstrakte Syntaxbäume 1



A. Koch

- 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

Abstrakte Syntaxbäume 2



A. Koch

- 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



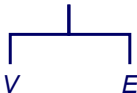
A. Koch

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

SequentialCmd



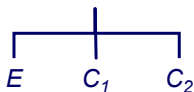
AssignCmd



CallCmd



IfCmd



WhileCmd



LetCmd



Java-Implementierung der ASTs



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

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.

Sonderfall: Terminal-Knoten



- 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;  
    }  
}
```

Aufbau des ASTs



A. Koch

- 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

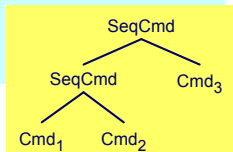
Command ::= single-Command (; single-Command)*

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



A. Koch

```
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;
}
```

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

Scanner-Sicht auf Tokens



A. Koch

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

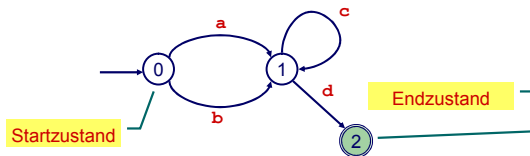
Darstellung von Scannern als endlicher Automat



A. Koch

- 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**



Alternative: Rekursiver Abstieg



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 ...
    ...
}
```

Scanner für Mini-Triangle



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!

Feinheiten am Rande



A. Koch

- EBNF kann **nicht** trennen zwischen
 - Schlüsselworten
 - Bezeichnern
 - Wird beides als **Identifizier** beschrieben
- ↳ während des Scannens reparieren.

Zeichenweises Einlesen



A. Koch

```
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 takelt() {  
        currentSpelling.append(currentChar);  
        currentChar = get next source char;  
    }  
    ...  
}
```

Scan-Methoden



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

Beispiel scanToken



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

Genauer: Scannen von **Identifizier**



A. Koch

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

```

Hauptmethode `scan()`



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());
}
```

Wo nun Unterscheidung zwischen Bezeichnern und Schlüsselwörtern?

Ändern von Token-Art während der Konstruktion



A. Koch

```
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;
...
    }
}
```

Liste der Schlüsselworte



A. Koch

```
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