

# Optimierende Compiler

## Einleitung

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen  
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2009

- Schnittstelle zwischen
  - Programmiersprache
  - Maschine

**Programmiersprache** Gut für Menschen handhabbar

- Smalltalk
- Java
- C++

**Maschine** Getrimmt auf

- Ausführungsgeschwindigkeit
- Preis/Chip-Fläche
- Energieverbrauch
- Nur selten: Leichte Programmierbarkeit

Entscheidet über dem Benutzer **zugängliche**  
Rechenleistung

## Beispiel: Bildkompression auf Dothan CPU, 2GHz

Compiler	Ausführungszeit	Programmgröße
GCC 3.3.6	7,5ms	13KB
ICC 9.0	6,5ms	511KB

Hohe Ebene:  
Smalltalk, Java, C++

```
let
  var i : Integer;
in
  i := i + 1;
```

Mittlere Ebene:  
Assembler

```
LOAD R1, (i)
LOADI R2, 1
ADD R1, R1, R2
STORE R1, (i)
```

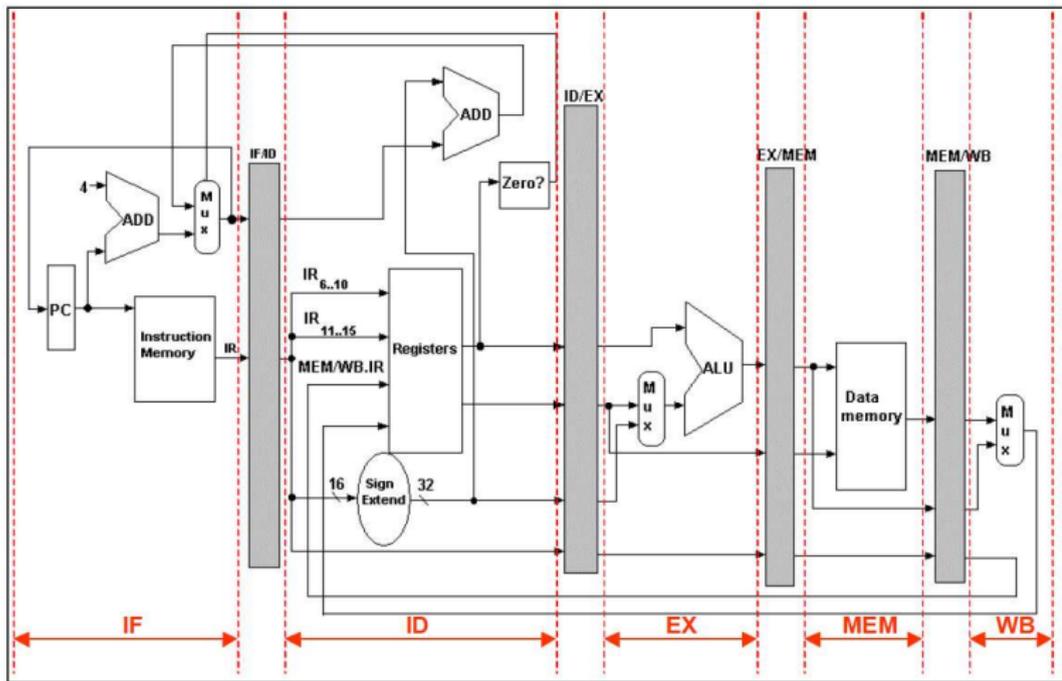
Niedrige Ebene:  
Maschinensprache

```
0110000100000110
0111001001000001
1011000100010010
1001000100000110
```

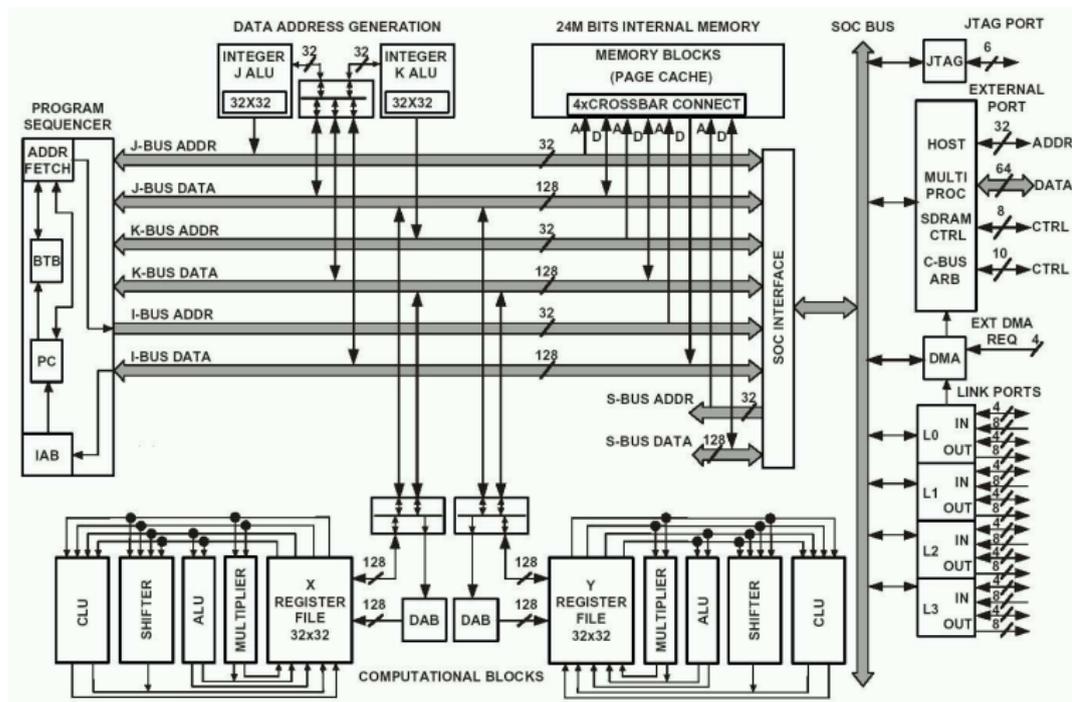
- Auf unteren Ebenen immer feinere Beschreibung
- Immer näher an Zielmaschine (Hardware)
- Details werden von Compiler hinzugefügt
  - Durch verschiedenste Algorithmen
    - Analyse von Programmeigenschaften
    - Verfeinerung der Beschreibung durch Synthese von Details

# Auswirkungen der Zielmaschine

# Einfach: Hennessy & Patterson DLX

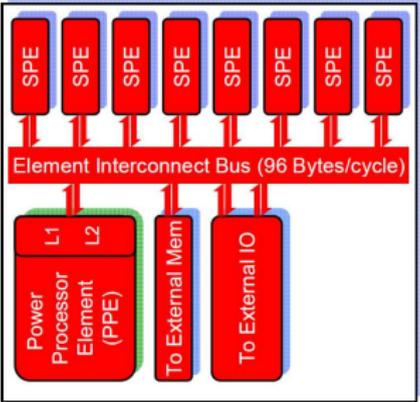


# Komplizierter: Analog Devices TigerSHARC

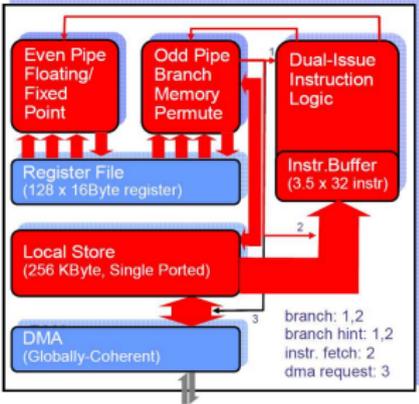


# Problematisch: IBM/Sony Cell Processor

## Übersicht



## SPE



- Rechenleistung (hoch/niedrig)
- Datentypen (Gleitkomma, ganzzahlig, Vektoren)
- Operationen (Multiplikationen, MACs)
- Speicherbandbreite (parallele Speicherzugriffe)
- Energieeffizienz
- Platzbedarf

... können häufig nur durch spezialisierte Prozessoren erfüllt werden

➔ **Benötigen passende Compiler**

DOI:10.1145/1461928.1461946

**Research and education in compiler  
technology is more important than ever.**

BY MARY HALL, DAVID PADUA, AND KESHAV PINGALI

## **Compiler Research: The Next 50 Years**

*Communications of the Association for Computing  
Machinery (CACM), Februar 2009*

- Taktfrequenz von Prozessoren nur mit Mühe steigerbar
- Trend weg von hochgetakteten Einzelprozessoren
- ... hin zu vielen (aber langsameren) Prozessoren
- Wie parallele Strukturen programmieren?
- Erste praktische Ansätze
  - OpenMP: Mehr-Kern-CPUs
  - NVidia CUDA: GPUs (→ PMPP Michael Gösele)
  - OpenCL: Heterogene Systeme (GPUs+CPUs)
- Aber noch wenig abstrakt
- *Keine* automatische Parallelisierung!

# Spezialisten gesucht

## Apple Computer

**Job Title** Sr Compiler Engineer

**Posting Date** Siemens

**Job Location**

**Description**

**Job Title** Principal Compiler Engineer

**Posting Date** Sony Computer Entertainment

**Job Location**

**Description**

**Job Title** Compiler Engineer

**Posting Date**

**Job Location**

**Description**

## RWTH University

**Job Title** Research assistant/PhD candidate

**Posting Date** 11/15/2005

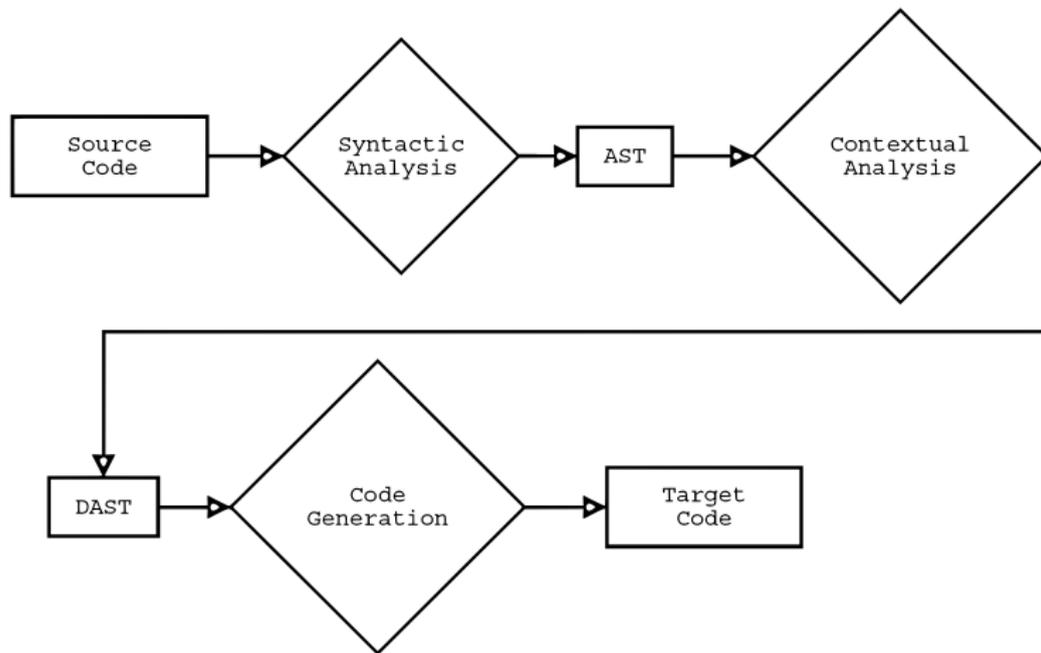
**Job Location** Aachen, Germany

**Description** The SSS division performs research and development on electronic design automation tools for embedded systems, e.g. future telecommunication and multimedia systems. Major research areas include compilers for

Offene Stellen auf [www.compilerjobs.com](http://www.compilerjobs.com) in 03/09: 23

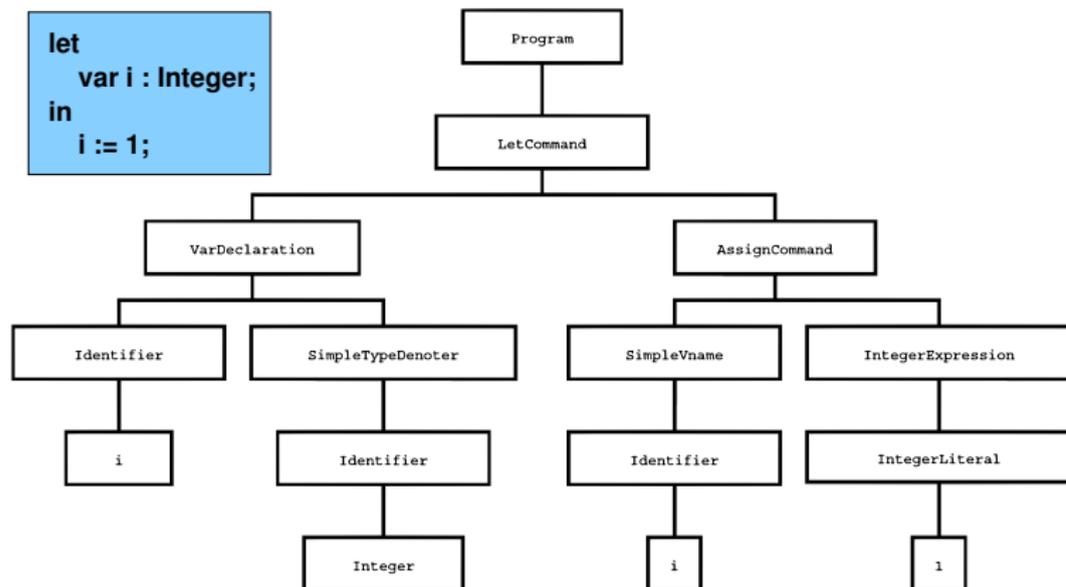
# Aufbau von Compilern

# Vorgehen: Bearbeitung in mehreren Phasen

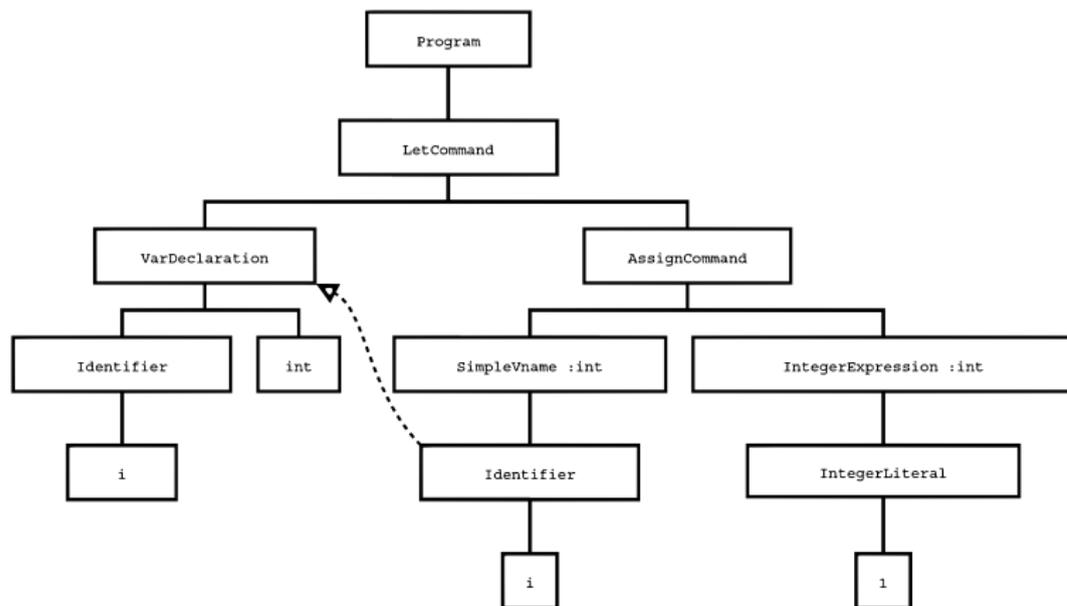


Zwischendarstellung(en) für den Informationsaustausch

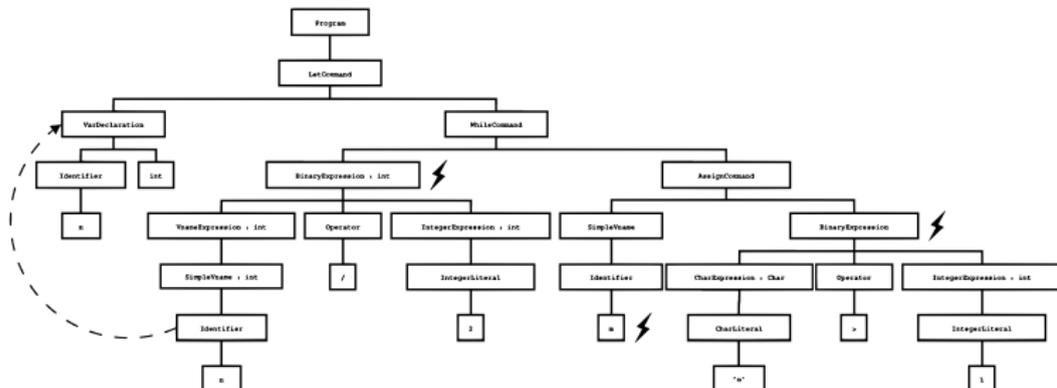
- Überprüfung ob Programm Syntaxregeln gehorcht
- Speichern des Programmes in geeigneter Darstellung



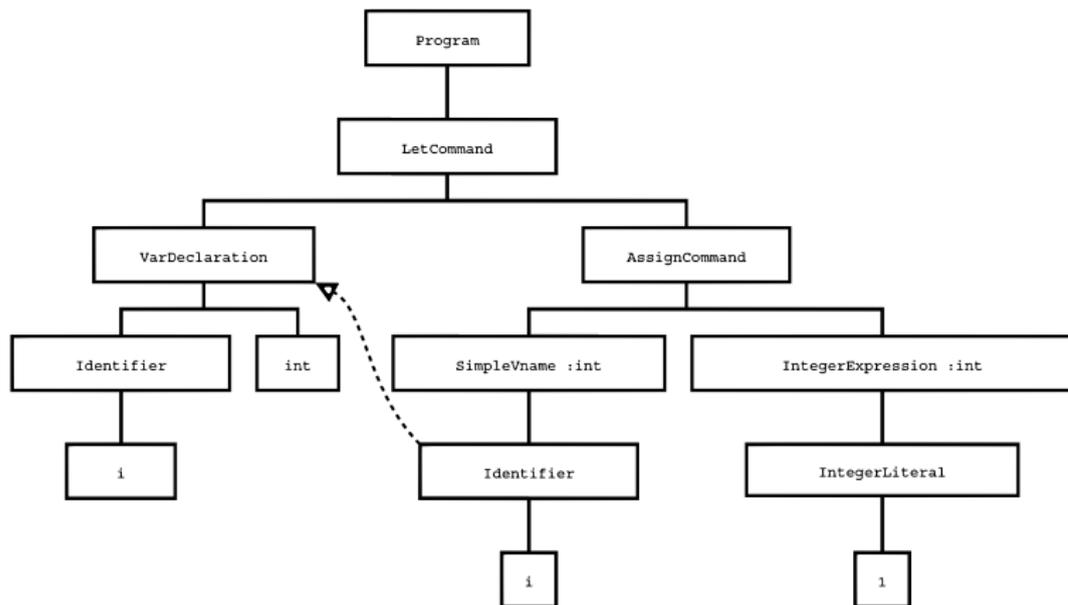
- Ordne Variablen ihren Deklarationen zu
- Berechne Typen von Ausdrücken



## Erkenne Fehler in Variablen- und Typzuordnung



- Programm ist syntaktisch und kontextuell korrekt
- Übersetzung in Zielsprache
  - Maschinensprache
  - Assembler
  - C
  - Andere Hochsprache
- Ordne DAST-Teilen Instruktionen der Zielsprache zu
- Handhabung von Variablen
  - 1 Deklaration: Reserviere Speicherplatz für eine Variable
  - 2 Verwendung: Referenziere immer den zugeordneten Speicherplatz



0:	PUSH	1	; Platz fuer 'i' schaffen, Adresse 0[SB]
1:	LOADL	1	; Wert 1 auf Stack legen
2:	STORE	(1) 0[SB]	; ein Datenwort vom Stack nach Adresse 0[SB] schreiben
3:	POP	(0) 1	; Platz von 'i' wieder aufgeben
4:	HALT		; Ausfuehrung beenden

# Optimierung



- Front-End: Syntaktische/kontextuelle Analyse
- Back-End: Code-Erzeugung
- **Middle-End**: Transformation von Zwischendarstellungen
  - Intermediate Representation (IR)
  - Keine direkte Code-Erzeugung aus Front-End IR
  - Verwendet in der Regel zusätzliche interne Darstellungen

**Ziel:** Verbesserung des erzeugten Codes in Bezug auf bestimmte Gütemaße

## Constant-Folding

$x = (2+3) * y$                        $x = 5*y$

## Common-Subexpression Elimination

```
x = 5 * a + b;
y = 5 * a + c;

t = 5 * a;
x = t + b;
y = t + c;
```

## Strength Reduction

```
for (i=0; i <= j; ++i) {
    a[i*3] = 42;
}

int t = 0;
for (i=0; i <= j; ++i) {
    a[t] = 42;
    t = t + 3;
}
```

## Loop-invariant Code Motion

```
int t;
for (i=0; i <= j; ++i) {
    t = x * y;
    a[i] = t * i;
}

int t = x * y;
for (i=0; i <= j; ++i) {
    a[i] = t * i;
}
```

# Organisatorisches

## **Dozent**

Andreas Koch

`koch@esa.informatik.tu-darmstadt.de`

Sprechstunde

Mi 14:00-15:00, E103

## **Web-Site**

`http://www.esa.cs.tu-darmstadt.de`

Grundlagen von Compilern: **Fast vollständig**

## **Programming Language Processors in Java**

von David Watt und Deryck Brown, Prentice-Hall 2000

Optimierung: Auszugsweise

## **Engineering a Compiler**

von Keith Cooper und Linda Torczon, Elsevier 2004

## **Advanced Compiler Design and Implementation**

von Steven Muchnick, Morgan-Kaufman 1997

Guter allgemeiner Überblick, aber im Detail mit anderen Schwerpunkten als bei uns

## **Compilers, 2. Auflage (!)**

von Aho, Sethi, Ullmann, Lam, Addison-Wesley 2006

Auch auf Deutsch verfügbar

- Fließender Übergang zwischen
  - Vorlesung
  - Praktischen Arbeiten
- Anfangs mehr Vorlesungen (4+0 SWS)
- Dann Vorlesungen und praktische Experimente
  - Dann 2+2 SWS
- Praktische Arbeiten
  - **Erweitern** eines bestehenden Compilers
  - Einfache Programmiersprache: Triangle
  - Zielmaschine: Simulierte Stack-Maschine
  - Programmierung überwiegend in Java

## Zwei Varianten

### 1 IV4 (6,0 CP): Maximal 18 Plätze

- 37,5 % Einzelprüfung: Schriftlich oder mündlich
- Wahrscheinlich in KW 23
  - Wird für Teilnehmerzahl passend festgelegt
- 62,5 % Ergebnisse der praktischen Arbeiten
  - Gruppenarbeit maximal in 3er Gruppen
  - Erste Aufgabe am 27.4.
  - Prüfungsanmeldung bis zum 27.4.
  - Gruppenweise Kolloquien (15 Min.)

### 2 V3 (4,5 CP): Restliche Teilnehmer

- Zwei Teilprüfungen
  - Entsprechend obiger Festlegung
  - Wahrscheinlich in KW 23 und KW 29 (ggf. auch 28)

## Prüfungsmodus Bachelor/Master vs. Diplom

## Überblick über Front-End<sup>1</sup> (ca. 5 Wochen)

- Lexing/Parsing
- Zwischendarstellungen

## Überblick über Middle-End (ca. 4 Wochen)

- Analysen
- Optimierungen

## Überblick über Back-End<sup>1</sup> (ca. 5 Wochen)

- Laufzeitorganisation
- Code-Erzeugung

<sup>1</sup>: Diese Teile lehnen sich an an die Veranstaltungen

- IMT3052 von Ivar Farup, Universität Gjøvik, Norwegen
- Vertalerbouw 2004 von Theo Ruys, Universität Twente, Niederlande

Nicht behandelt werden

- Entwurf von Programmiersprachen
- Übersetzung von objektorientierten Sprachen
- Komplexe Laufzeitsysteme
  - Garbage Collection
  - Just-In-Time Compiler
    - ➔ VL Virtuelle Maschinen, (zuletzt SS 2006)

# Syntax

Beschreibt die Satzstruktur von korrekten Programmen

- `n := n + 1;`  
Syntaktisch korrektes Statement in Triangle
- “Ein Kreis hat zwei Ecken.”  
**Syntaktisch** korrekte Aussage in Deutsch

Dazu gehören Regeln für den Geltungsbereich (*scope*) und den Typ von Aussagen.

- $n$  muß bei Auftreten des Statements passend deklariert sein.
- Kreise haben im allgemeinen keine Ecken. Hier passen die Typen offenbar nicht.

Die Bedeutung einer Anweisung/Aussage in einer Sprache.  
Wird bei Programmiersprachen häufig beschrieben ...

**Operationell** Welche Schritte laufen ab, wenn das  
Programm gestartet wird?

**Denotational** Abbildung von Eingaben auf Ausgaben

- Für alle drei Teile
  - 1 Syntax
  - 2 Kontextuelle Einschränkungen
  - 3 Semantik
- ... gibt es jeweils zwei Spezifikationsarten
  - Formal
  - Informal

## Triangle-Spezifikation

- Formale Syntax (reguläre Ausdrücke, EBNF)
- Informale kontextuelle Einschränkungen
- Informale Semantik

Eine **Sprache** ist eine Menge von **Zeichenketten** aus einem **Alphabet**

- Wie diese Menge angeben?
- Bei endlichen Sprachen: Einfach Elemente aufzählen
- Geht nicht bei unendlichen Sprachen
- Mögliche Vorgehensweisen
  - 1 Mathematische Mengennotation
  - 2 Reguläre Ausdrücke
  - 3 Kontextfreie Grammatik

## Beispiele für die beschriebenen Zeichenketten

- $L = \{\mathbf{a}, \mathbf{b}, \mathbf{c}\}$  beschreibt **a, b, c**
- $L = \{\mathbf{x}^n \mid n > 0\}$  beschreibt **x, xx, xxx, ...**
- $L = \{\mathbf{x}^n \mathbf{y}^m \mid n > 0, m > 0\}$  beschreibt **xy, xyy, xxxyy, ...**
- $L = \{\mathbf{x}^n \mathbf{y}^n \mid n > 0\}$  beschreibt **xy, xxyy, ...**, aber z.B. nicht **xy**

Offensichtlich keine sonderlich nützliche und gut zu handhabende Spezifikationsform für komplexere Sprachen.

Erweitere Zeichenketten aus dem Alphabet um Operatoren

- | zeigt Alternativen an
- \* zeigt Null oder mehr Vorkommen des vorangehenden Zeichens an
- $\varepsilon$  ist die leere Zeichenkette
- ( ... ) erlauben die Gruppierung von Teilausdrücken durch Klammerung

Beispiele

- $L = \mathbf{a|b|c}$  ergibt **a, b, c**
- $L = \mathbf{ab^*}$  ergibt **a, ab, abb, ...**
- $L = (\mathbf{ab})^*$  ergibt die leere Zeichenkette  $\varepsilon$ , **ab, abab, ababab, ...**
- $L = \mathbf{a(b|\varepsilon)}$  ergibt **a** oder **ab**

# Mächtigkeit von REs?

Kann man die Menge aller regulären Ausdrücke selber durch einen regulären Ausdruck beschreiben?

Nein! REs sind daher ungeeignet zur Beschreibung der Syntax komplexer Programmiersprachen

... also Weitersuchen nach geeigneter Beschreibungsform für Syntax

Aber: REs sind trotzdem innerhalb eines Compilers nützlich (siehe PLPJ Kapitel 4, Scanner).

Eine kontextfreie Grammatik besteht aus

- Einer Menge von Terminalsymbolen  $T$  aus dem Alphabet
- Einer Menge von Nicht-Terminalsymbolen  $N$
- Einem Startsymbol  $S \in N$
- Einer Menge von Produktionen  $P$ 
  - Beschreiben, wie Nicht-Terminalsymbole aus Terminalsymbolen zusammengesetzt sind.

Produktionen in Backus-Naur-Form (BNF)

Nicht-Terminal ::= **Zeichenkette** aus Terminal und  
Nicht-Terminalsymbolen

Produktionen in Extended BNF (EBNF)

Nicht-Terminal ::= **RE** aus Terminal und  
Nicht-Terminalsymbolen

# BNF Beispiel 1

$$T = \{\mathbf{x}, \mathbf{y}\}, N = \{\mathbf{S}, \mathbf{B}\}, S = \mathbf{S}, P = \{$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{xS} \quad (1)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{yB} \quad (2)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{x} \quad (3)$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{yB} \quad (4)$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{y} \quad \} \quad (5)$$

Ist die Zeichenkette **xyyy** Element der durch  $T, N, S, P$  beschriebenen Sprache?

$$\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{xS} \rightarrow \mathbf{xxS} \rightarrow \mathbf{xyyB} \rightarrow \mathbf{xyyyB} \rightarrow \mathbf{xyyyy}$$

➡ Ja, da sie sich aus  $S$  herleiten läßt.

## BNF Beispiel 2

$$T = \{\mathbf{x}, \mathbf{y}\}, N = \{\mathbf{S}, \mathbf{B}\}, S = \mathbf{S}, P = \{$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{xS} \quad (6)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{yB} \quad (7)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{x} \quad (8)$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{yB} \quad (9)$$

$$\mathbf{B} ::= \mathbf{y} \quad \} \quad (10)$$

Ist die Zeichenkette  $\mathbf{xy}$  Element der durch  $T, N, S, P$  beschriebenen Sprache?

$$\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{xS} \rightarrow \mathbf{xyB} \rightarrow ?$$

➡ Nein, da sie sich nicht aus  $S$  herleiten läßt.

Gegeben seien die Produktionen:

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{S+S} \quad (11)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{x} \quad (12)$$

Wie läßt sich die Zeichenkette  $\mathbf{x+x+x}$  herleiten?

$$\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{S+S} \rightarrow \mathbf{x+S} \rightarrow \mathbf{x+S+S} \rightarrow \mathbf{x+x+S} \rightarrow \mathbf{x+x+x}$$

Aber auch anders:

$$\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{S+S} \rightarrow \mathbf{S+x} \rightarrow \mathbf{S+S+x} \rightarrow \mathbf{S+x+x} \rightarrow \mathbf{x+x+x}$$

Für sinnvolle praktische Anwendungen müssen CFGs **eindeutig** sein.

Eindeutige Produktionen für die gleiche CFG:

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{x+S} \quad (13)$$

$$\mathbf{S} ::= \mathbf{x} \quad (14)$$

## (Mini-) Triangle

# (Mini-) Triangle

- Pascal-artige Sprache als Anschauungsobjekt
- Compiler-Quellcode auf Web-Page
- In der Vorlesung: Mini-Triangle
  - Weiter vereinfachte Version
  - Z.B. keine Definition von Unterfunktionen

```

let
  const MAX ~ 10;
  var n: Integer
in begin
  getint(var n);
  if (n>0) /\ (n<=MAX) then
    while n > 0 do begin
      putint(n); puteol();
      n := n-1
    end
  else
  end
end
  
```

Lokale Deklarationen

Konstante (hässliches "~")!

Variable kann in `getint` verändert werden

Folge von Anweisungen zwischen `begin/end`

`else` ist erforderlich (darf aber leer sein)

# Produktionen der Mini-Triangle CFG 1

```
Program ::= single-Command
single-Command ::= empty
    | V-name := Expression
    | Identifier ( Expression )
    | if Expression then single-Command
      else single-Command
    | while Expression do single-Command
    | let Declaration in single-Command
    | begin Command end
Command ::= single-Command
    | Command ; single-Command
...
```

# Produktionen der Mini-Triangle CFG 2

```
Expression
 ::= primary-Expression
    | Expression Operator primary-Expression
primary-Expression
 ::= Integer-Literal
    | V-name
    | Operator primary-Expression
    | ( Expression )
V-name ::= Identifier
Identifier ::= Letter
           | Identifier Letter
           | Identifier Digit
Integer-Literal ::= Digit
                | Integer-Literal Digit
Operator ::= + | - | * | / | < | > | =
```

```
Declaration
 ::= single-Declaration
    | Declaration ; single-Declaration
single-Declaration
 ::= const Identifier ~ Expression
    | var Identifier : Type-denoter
Type-denoter ::= Identifier
```

# Produktionen der Mini-Triangle CFG 4

```
Comment ::= ! CommentLine eol
CommentLine ::= Graphic CommentLine
Graphic ::= any printable character or space
Digit ::= 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9
```

**Phrase** Von einem gegebenen Nicht-Terminalsymbol herleitbare Kette von Terminalsymbolen.  
Z.B. Expression-Phrase, Command-Phrase ...

**Satz** S-Phrase, wobei S das Startsymbol der CFG ist

Beispiel:

```
let           (1)
  var y : Integer (2)
in           (3)
  y := y + 1   (4)
```

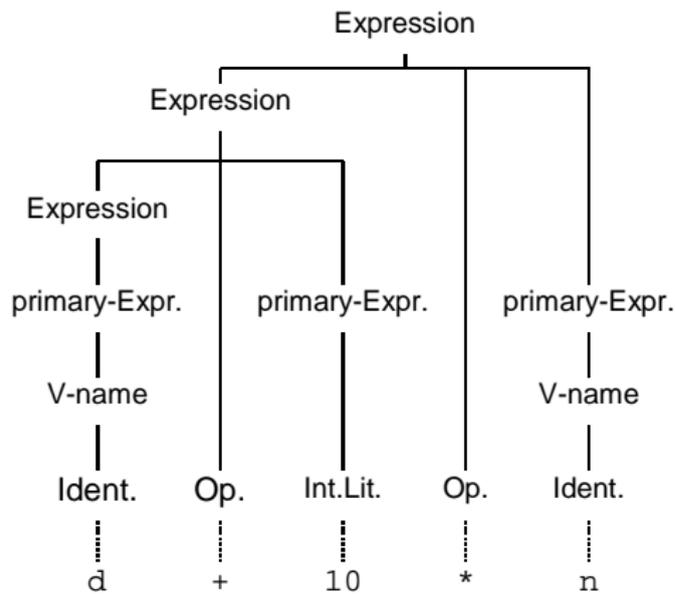
- Das gesamte Program ist ein *Satz* der CFG
- Zeile 2 ist eine single-Declaration-Phrase
- Zeile 4 ist eine single-Command-Phrase

Ein Syntaxbaum ist ein geordneter, markierter Baum bei dem

- ... die Blätter mit Terminalsymbolen markiert sind
- ... die inneren Knoten mit Nicht-Terminalsymbolen markiert sind
- ... jeder innere Knoten **N** (von links nach rechts) die Kinder  $\mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_n$  hat, entsprechend der Produktion  $\mathbf{N} := \mathbf{X}_1 \dots \mathbf{X}_n$

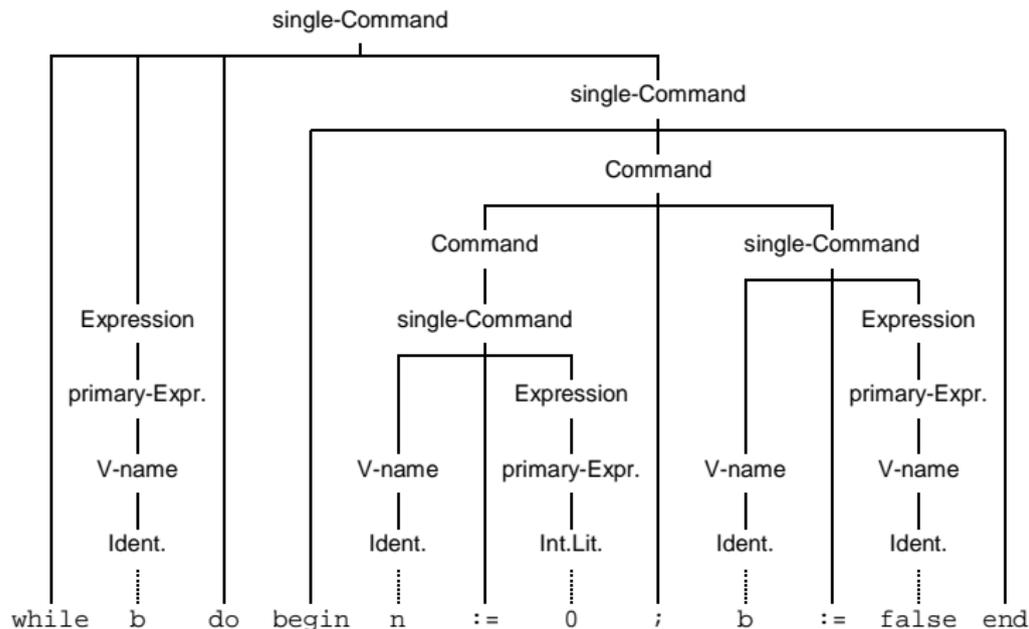
Ein  $N$ -Baum ist ein Baum mit einem  $N$  Nicht-Terminalsymbol am Wurzelknoten.

# Expression-Baum für $d + 10 * n$



# single-Command-Baum

```
while b do begin
  n := 0;
  b := false
end
```



- Grammatik spezifiziert präzise syntaktische Details
  - **do**, **:=**, ...

➔ Konkrete Syntax, wichtig für das Verfassen korrekter Programme

- Konkrete Syntax hat aber *keinen* Einfluß auf Semantik der Programme
  - **V = E**
  - **V := E**
  - **set V = E**
  - **assign E to V**
  - **V ← E**
- ... können alle das gleiche bedeuten: Eine Zuweisung von **E** nach **V**

➔ Für weitere Verarbeitung Darstellung vereinfachen!

- Modelliert nur **essentielle Information**
- Idee: Orientierung an der Subphrasen-Struktur der Produktionen
- Beispiel: **V-name := Expression** hat zwei Subphrasen
  - 1 **V-name**
  - 2 **Expression**
- Schlüsselworte, Begrenzer wie **do**, **:=** sind irrelevant
- Unterscheidungen zwischen
  - **Command** und **single-Command**
  - **Declaration** und **single-Declaration**
  - **Expression** und **primary-Expression**
- ..... sind nur für das Erkennen des Programmes relevant, nicht zur Darstellung seiner Semantik.

➡ Alle dafür unwichtigen Details weglassen!

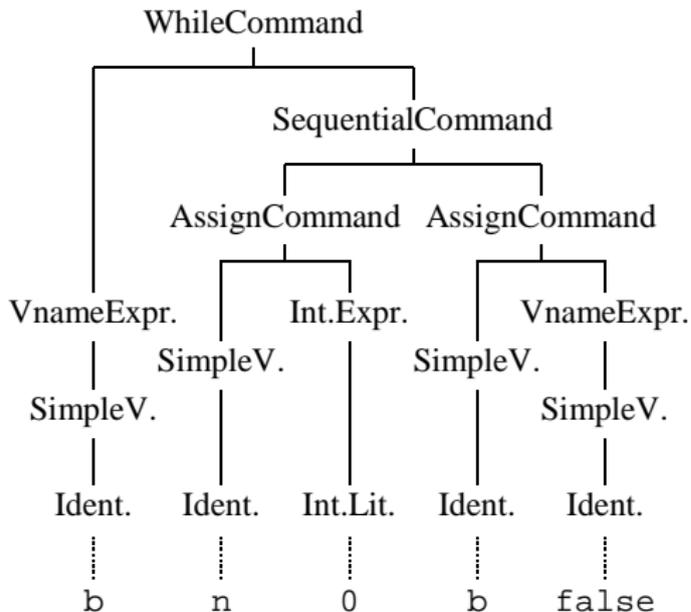
## Command

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

Expression	
::= Integer-Literal	<i>IntegerExp</i>
V-name	<i>VnameExp</i>
Operator Expression	<i>UnaryExp</i>
Expression Op Expression	<i>BinaryExp</i>
V-name ::= Identifier	<i>SimpleVName</i>

# Beispiel abstrakte Syntax

```
while b do begin
  n := 0;
  b := false
end
```



- AST ist eine weit verbreitete Form der IR
- High-level IR
- Sehr nah an der Eingabesprache
- Gut geeignet für weitreichende Analysen und Transformationen
  - Unabhängig von Architektur der Zielmaschine
  - Verschieben von Anweisungen
  - Änderungen der Programmstruktur

Schlechter geeignet für maschinennahe Analysen und Transformationen

- Ausnutzung von Maschinenregistern
- Ausnutzung von speziellen Maschinenbefehlsfolgen

➔ Hier: Konzentration auf **maschinenunabhängige** Ebene

- (D)AST ist Hauptrepräsentation
- Für einzelne Bearbeitungsschritte: Andere IRs

# Kontextuelle Einschränkungen

# Kontextuelle Einschränkungen: Geltungsbereiche

Syntaktische Korrektheit reicht nicht aus für sinnvolle  
Übersetzung

## Geltungsbereiche (Scope)

- Betreffen *Sichtbarkeit* von Bezeichnern
- Jeder verwendete Bezeichner muss vorher *deklariert* werden
  - ... nicht bei allen Programmiersprachen
- Deklaration ist sog. *bindendes Auftreten* des Bezeichners
- Benutzung ist sog. *verwendendes Auftreten* des Bezeichners
- Aufgabe: Bringe jede Verwendung mit genau der einen passenden Bindung in Zusammenhang

# Beispiele Geltungsbereiche

```
let  
  const m ~ 2;  
  var n: Integer  
in begin  
  ...  
  n := m*2;  
  ...  
end
```

Deklaration von n:  
Bindung

Benutzung von von n:  
Verwendung

??

```
let  
  var n: Integer  
in begin  
  ...  
  n := m*2;  
end
```

Falls im Geltungsbereich der  
Verwendung vom m keine Bindung  
von m existiert: Fehler!

Verwendung von m

## Typen

- Jeder Wert hat einen Typ
- Jede Operation
  - ... hat Anforderungen an die Typen der Operanden
  - ... hat Regeln für den Typ des Ergebnisses

... auch nicht bei allen Programmiersprachen.

- Hier: statische Typisierung (zur Compile-Zeit)
- Alternativ: dynamische Typisierung (zur Laufzeit)

```
let  
  var n: Integer  
in begin  
  ...  
  while n > 0 do  
    n := n-1;  
  ...  
end
```

Typregel für  $E_1 > E_2$  (GreaterOp):  
Wenn  $E_1$  und  $E_2$  beide vom Typ **int**,  
dann ist **Ergebnis** vom Typ **bool**.

Typregel für **while** E **do** C (WhileCmd):  
**E** muss vom Typ **boolean** sein.

Typregel für  $V := E$  (AssignCmd):  
Die Typen von **V** und **E** müssen  
**äquivalent** sein.

Typregel für  $E_1 - E_2$  (SubOp):  
Wenn  $E_1$  und  $E_2$  beide vom Typ **int**,  
dann ist **Ergebnis** vom Typ **int**.

# Semantik

*Semantik* beschreibt die Bedeutung eines Programmes zur Ausführungszeit. Allgemeine Terminologie:

## Anweisungen

... werden **ausgeführt**. Mögliche Seiteneffekte:

- Ändern der Werte von Variablen
- Ein-/Ausgabeoperationen

## Ausdrücke

... werden **ausgewertet** (evaluiert), um ein Ergebnis zu erhalten.

- Die Evaluation kann in einigen Sprachen auch Seiteneffekte haben.

## Deklarationen

... werden **elaboriert** um eine Bindung vorzunehmen.

Mögliche Seiteneffekte:

- Allokieren von Speicherplatz
- Initialisieren von Speicherplatz

Die Beschreibung orientiert sich am AST.

AssignCmd  $v := E$

- 1 Der Ausdruck  $E$  wird evaluiert um einen Wert  $v$  zu erhalten
- 2  $v$  wird an die Variable  $v$  zugewiesen

BinaryExp  $E_1 \text{ op } E_2$

- 1 Der Ausdruck  $E_1$  wird evaluiert um einen Wert  $v_1$  zu erhalten
- 2 Der Ausdruck  $E_2$  wird evaluiert um einen Wert  $v_2$  zu erhalten
- 3 Die Werte  $v_1$  und  $v_2$  werden mit dem Operator  $\text{op}$  zu einem Wert  $v_3$  verknüpft.
- 4  $v_3$  ist das Ergebnis der BinaryExp

Declaration **var**  $\mathbf{I}$  :  $\mathbf{T}$

- 1 Der Bezeichner  $\mathbf{I}$  wird an eine Variable vom Typ  $\mathbf{T}$  gebunden
- 2 Es wird ein für  $\mathbf{T}$  passender Speicherbereich bereitgestellt
- 3 Der Speicherbereich ist *nicht* initialisiert
- 4 Der Geltungsbereich für  $\mathbf{I}$  ist der eingeschlossene Block (LetCmd)
- 5 Am Ende des Blockes wird die Bindung aufgehoben
- 6 ... und der Speicherbereich wieder freigegeben

- In Vorlesung: Mini-Triangle
  - Stark vereinfacht
  - Z.B. Keine Unterprogramme (Prozeduren/Funktionen)
- Im praktischen Teil: Triangle
  - Pascal-artige Sprache
  - Arrays, Records, Prozeduren, Funktionen
  - Parameterübergabe durch Wert oder Referenz
  - Prozeduren/Funktionen als Parameter erlaubt
  - Ausdrücke haben *keine* Seiteneffekte
  - Teils eigenartige Syntax . . .
- Beschreibung in PLPJ, Anhang B

- Überblick
- Organisation
- Material in PLPJ, Kapitel 1
  - Syntax (konkrete und abstrakte)
  - Kontextuelle Einschränkungen
  - Semantik
  - AST als IR
  - (Mini-)Triangle