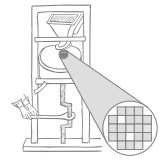


Optimierende Compiler

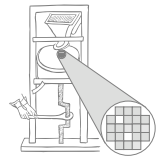
1. Einleitung

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2007

Compiler



- Schnittstelle zwischen
  - Programmiersprache
  - Maschine

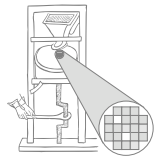
Programmiersprache Gut für Menschen handhabbar

- Smalltalk
- Java
- C++

Maschine Getrimmt auf

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

Auswirkung von Compilern

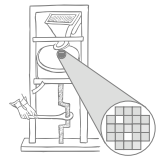


Entscheidet über dem Benutzer zugängliche Rechenleistung

Beispiel: Bildkompression auf Dothan CPU, 2GHz

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

Programmiersprachen



Hohe Ebene:
Smalltalk, Java, C++

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

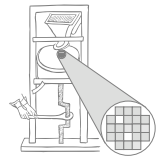
Mittlere Ebene:
Assembler

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

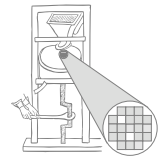
Niedrige Ebene:
Maschinensprache

```
0110000100000110
0111001001000001
1011000100010010
1001000100000110
```

Unterschiedliche Abstraktionsebenen

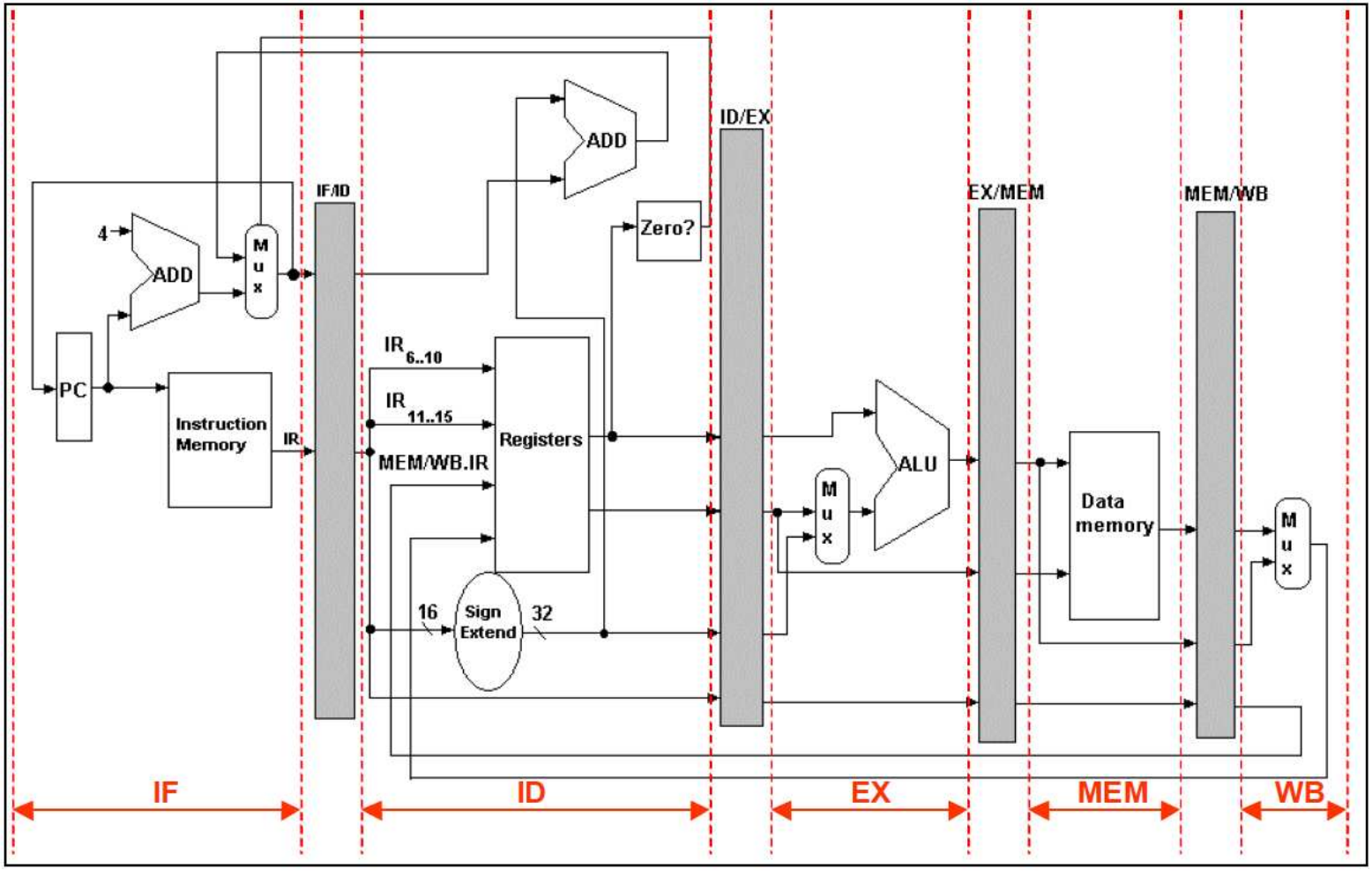


- Auf unteren Ebenen immer feinere Beschreibung
- Immer näher an Zielmaschine (Hardware)
- Details werden von Compiler hinzugefügt
  - Durch verschiedenste Algorithmen
    - Analyse von Programmeigenschaften
    - Verfeinerung der Beschreibung durch Synthese von Details

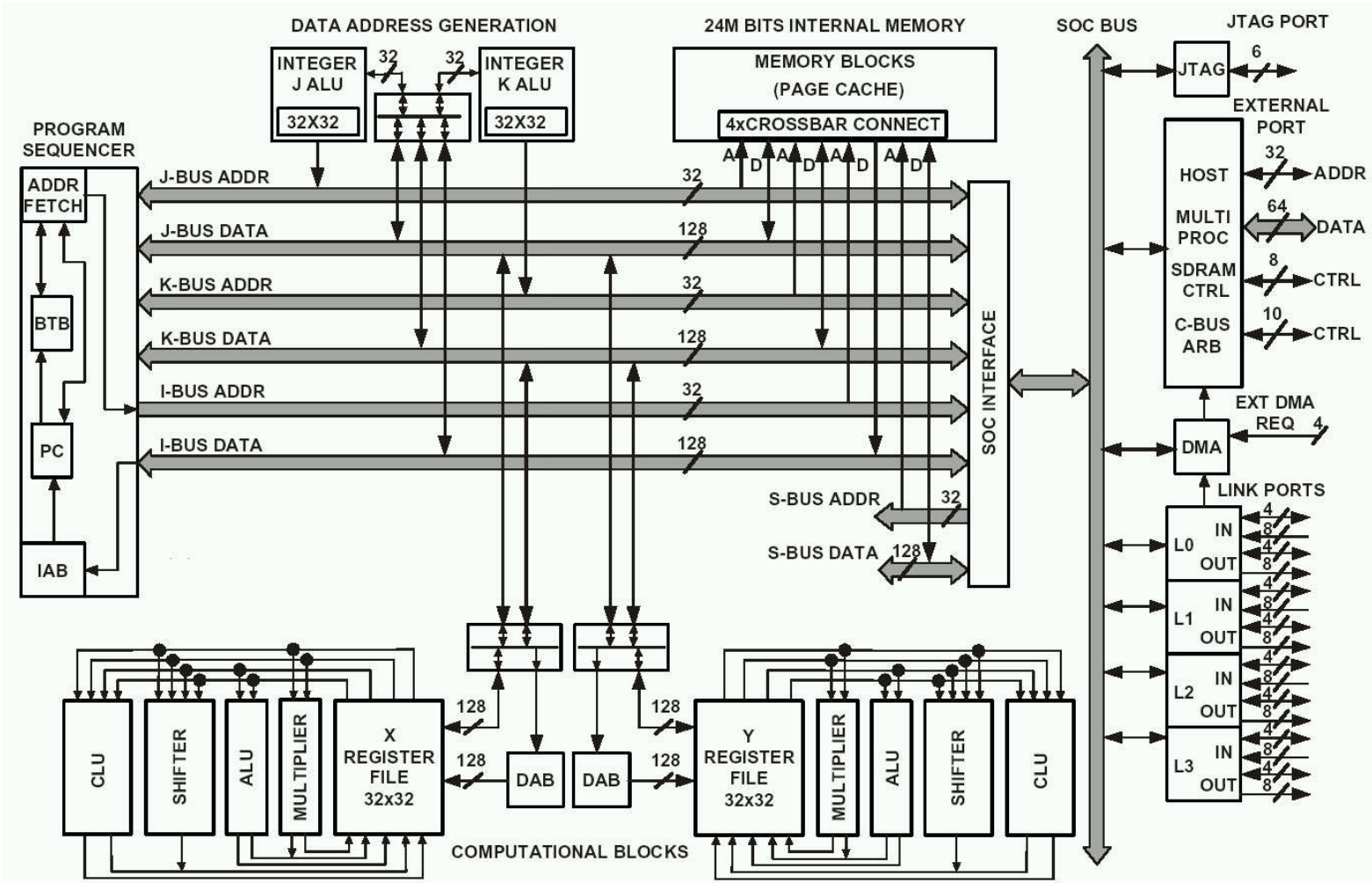


Auswirkungen der Zielmaschine

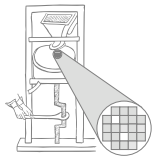
Einfach: Hennessy & Patterson DLX



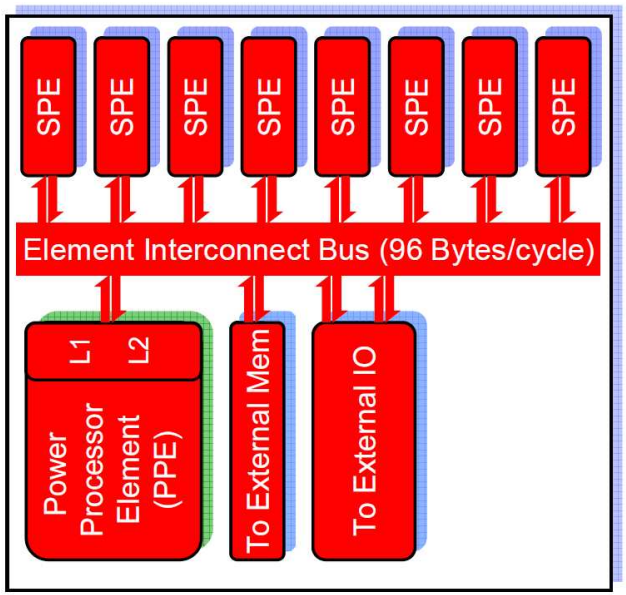
Komplizierter: Analog Devices TigerSHARC



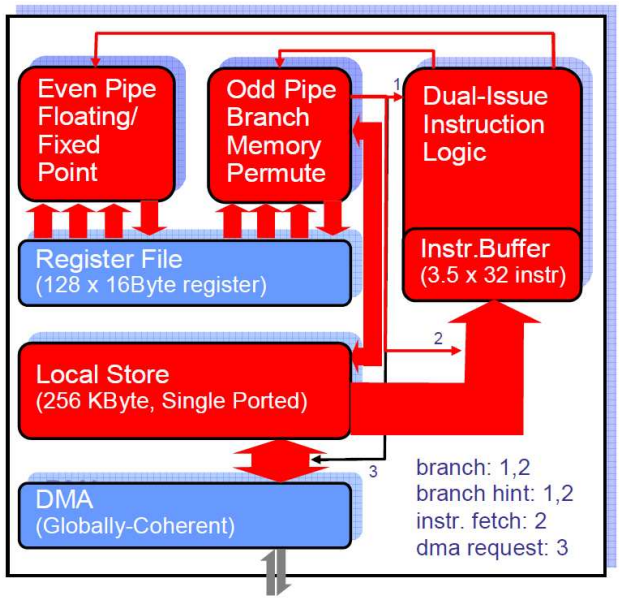
Problematisch: IBM/Sony Cell Processor



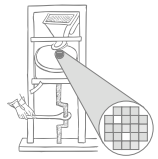
Übersicht



SPE



Spezialisierte Anforderungen

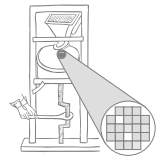


- Rechenleistung (hoch/niedrig)
- Datentypen (Gleitkomma, ganzzahlig, Vektoren)
- Operationen (Multiplikationen, MACs)
- Speicherbandbreite (parallele Speicherzugriffe)
- Energieeffizienz
- Platzbedarf

. . . können häufig nur durch spezialisierte Prozessoren erfüllt werden

➥**Benötigen passende Compiler**

Spezialisten gesucht



Apple Computer

Job Title	Sr Compiler Engineer
Posting Date	
Job Location	
Description	

Siemens

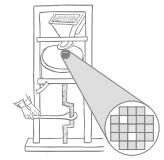
Job Title	Principal Compiler Engineer
Posting Date	
Job Location	
Description	

Sony Computer Entertainment

Job Title	Compiler Engineer
Posting Date	
Job Location	
Description	

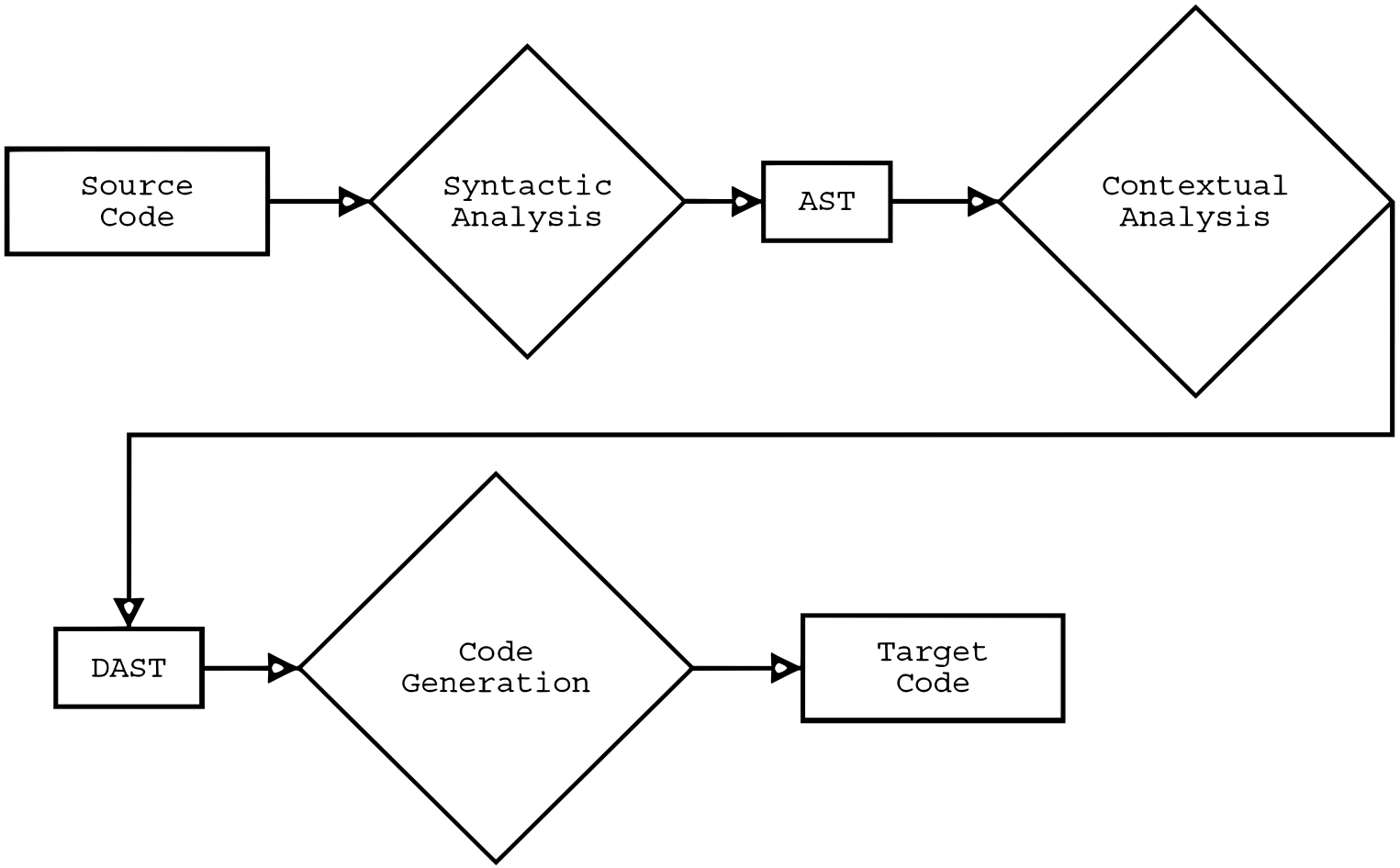
RWTH University

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



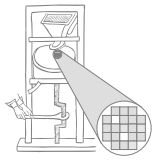
Aufbau von Compilern

Vorgehen: Bearbeitung in mehreren Phasen



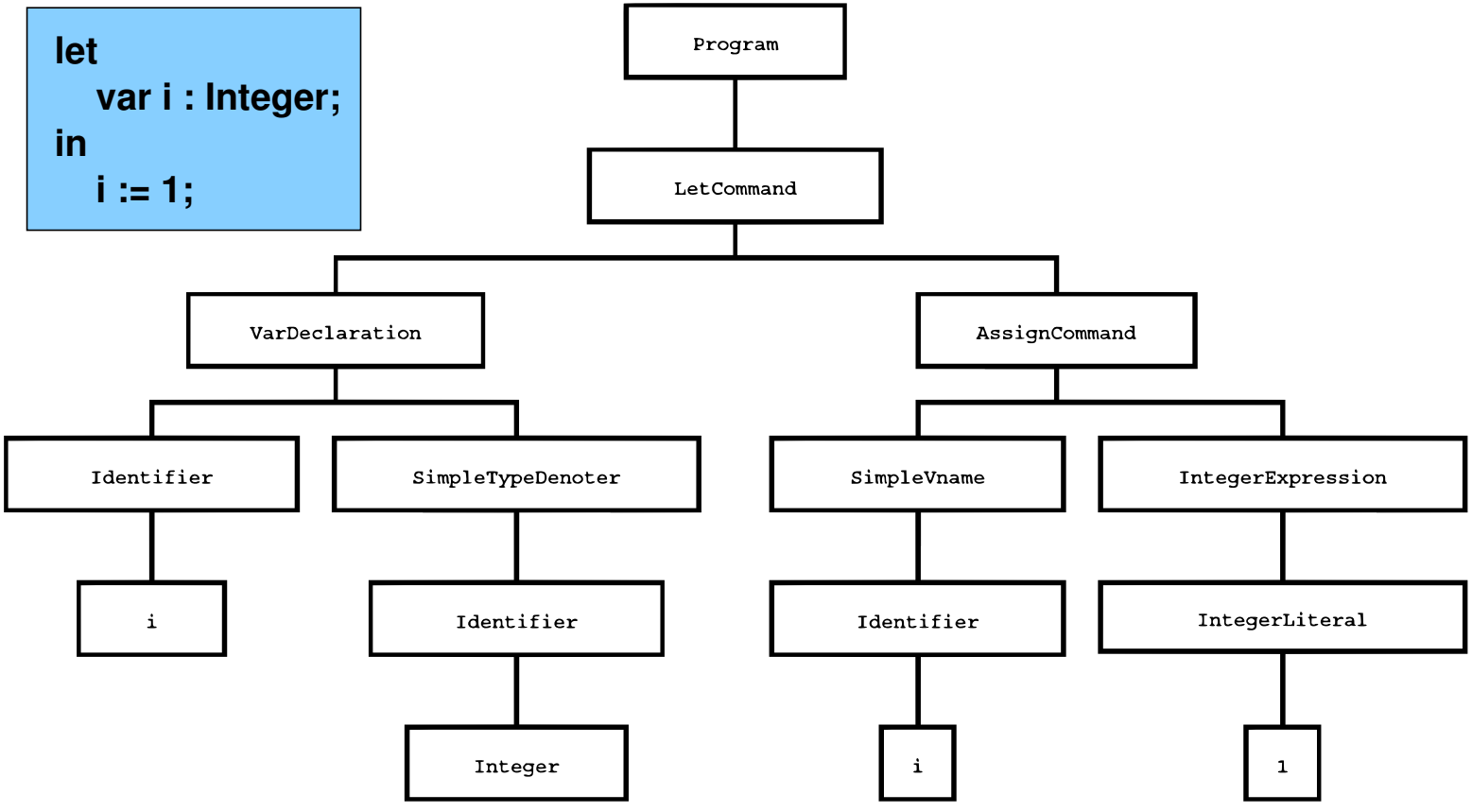
Zwischendarstellung(en) für den Informationsaustausch

Syntaxanalyse



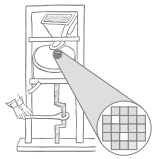
- Überprüfung ob Programm Syntaxregeln gehorcht
- Speichern des Programmes in geeigneter Darstellung

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

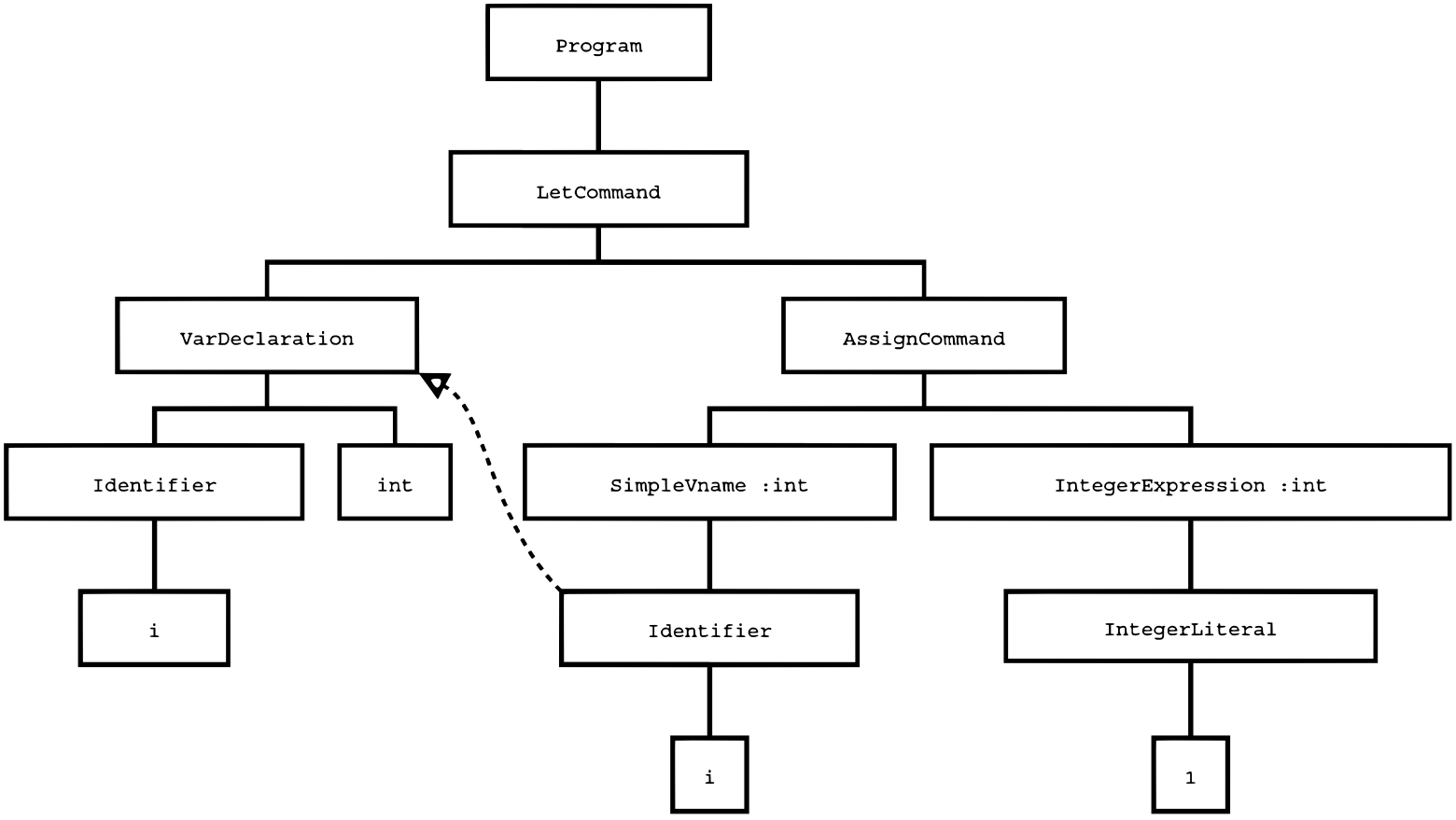


Abstrakter Syntaxbaum

Kontextanalyse - Identifikation

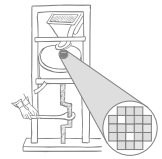


- Ordne Variablen ihren Deklarationen zu
- Berechne Typen von Ausdrücken

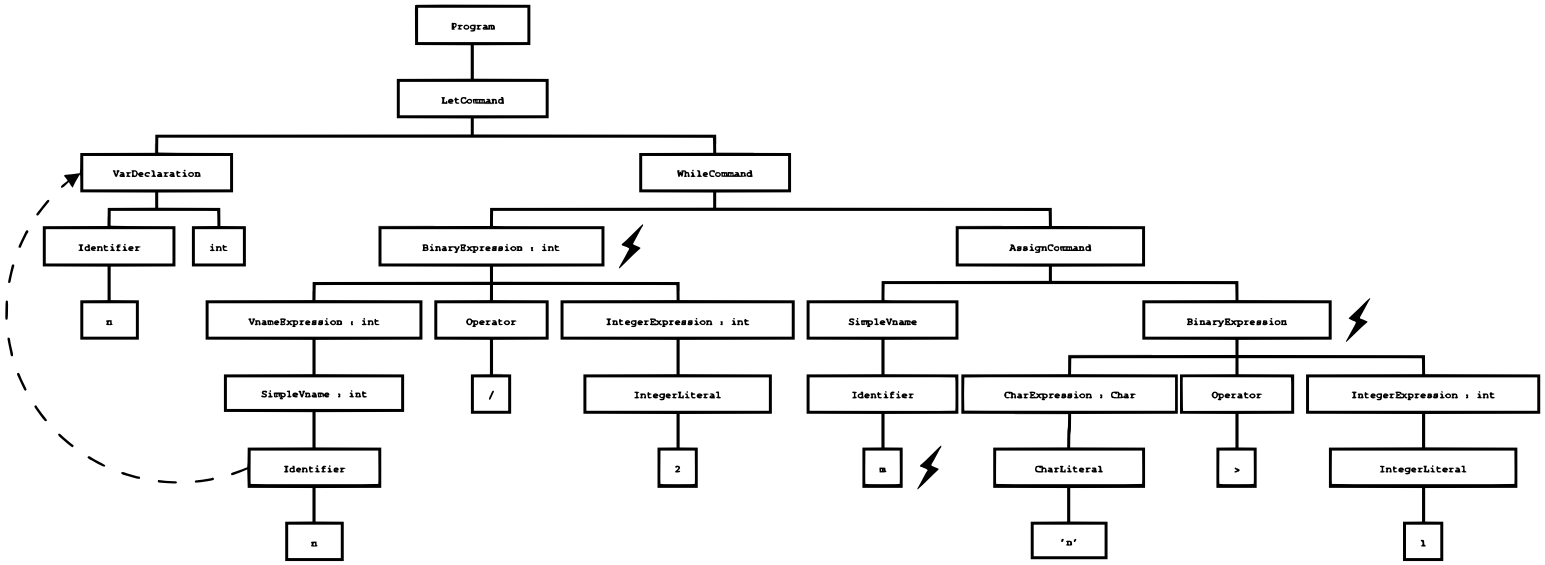


DAST: Dekorierter bzw. annotierter AST

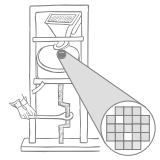
Kontextanalyse - Überprüfung



Erkenne Fehler in Variablen- und Typzuordnung

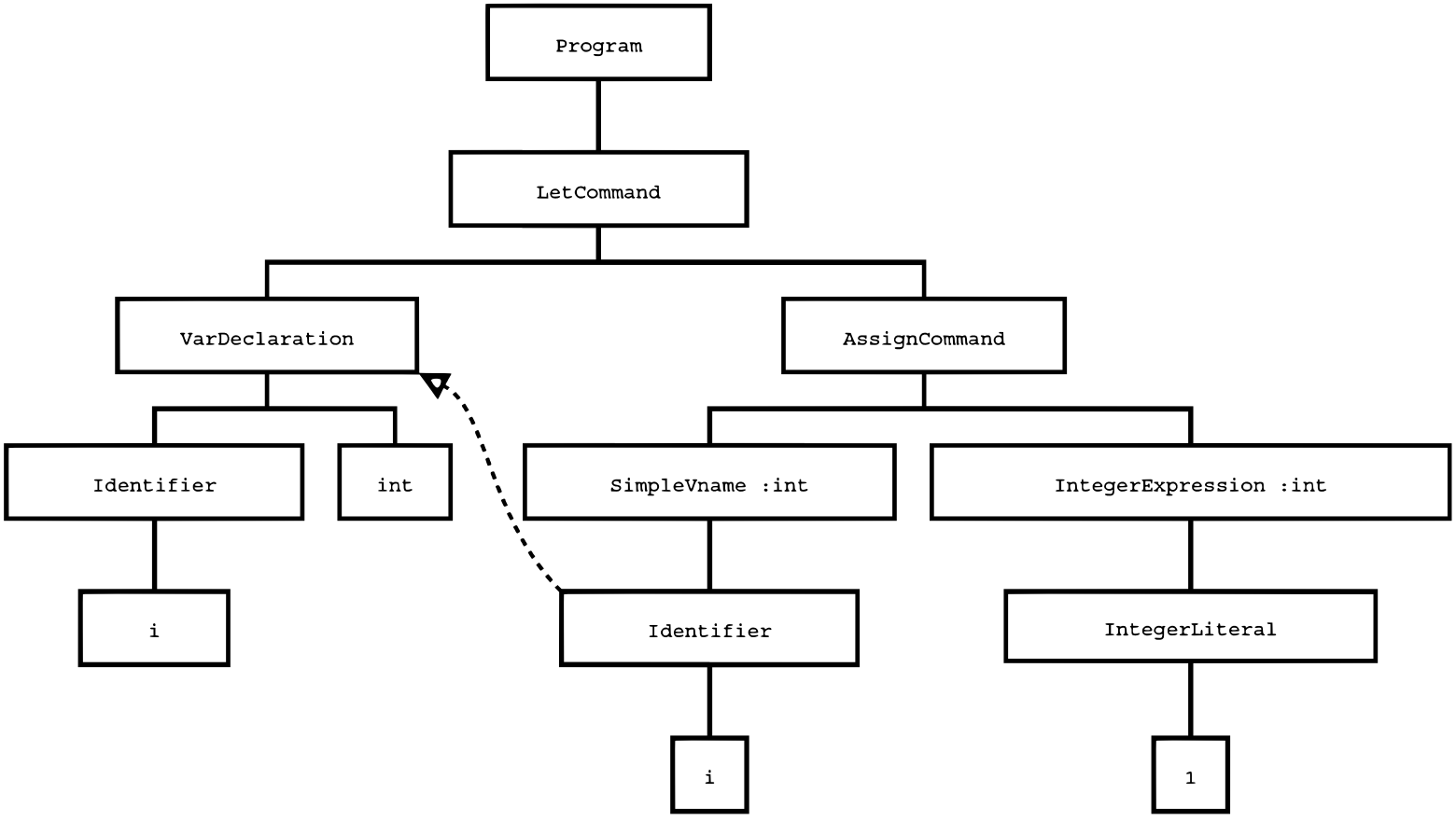


Code-Erzeugung 1

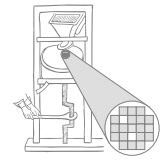


- Programm ist syntaktisch und kontextuell korrekt
- Übersetzung in Zielsprache
  - Maschinensprache
  - Assembler
  - C
  - Andere Hochsprache
- Ordne DAST-Teilen Instruktionen der Zielsprache zu
- Handhabung von Variablen
  1. Deklaration: Reserviere Speicherplatz für eine Variable
  2. Verwendung: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

Code-Erzeugung 2

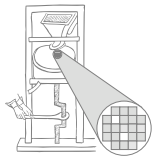



```
0:  PUSH      1           ; Platz fuer 'i' schaffen, Adresse 0[SB]
1:  LOADL     1           ; Wert 1 auf Stack legen
2:  STORE (1) 0[SB]       ; ein Datenwort vom Stack nach Adresse 0[SB] schreiben
3:  POP (0)   1           ; Platz von 'i' wieder aufgeben
4:  HALT                  ; Ausfuehrung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



Optimierung

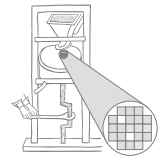
Optimierender Compiler



- 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

Beispiele für Optimierung



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

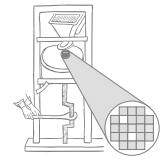
```
for (i=0; i <= j; ++i) {
   a[i*3] = 42;
}
```

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

Loop-invariant Code Motion

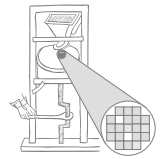
```
int t;
for (i=0; i <= j; ++i) {
   t = x * y;
   a[i] = t * i;
}
```

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



Organisatorisches

Dozent



Dozent

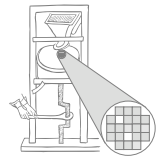
Andreas Koch koch@esa.informatik.tu-darmstadt.de

Sprechstunde Mi 14:00-15:00, E103

Web-Site

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

Material: Grundlage der Vorlesung



1. Teil: Fast vollständig

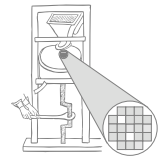
Programming Language Processors in Java
von David Watt und Deryck Brown, Prentice-Hall 2000

2. Teil: Auszugsweise

Engineering a Compiler
von Keith Cooper und Linda Torczon, Elsevier 2004

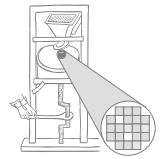
Advanced Compiler Design and Implementation
von Steven Muchnick, Morgan-Kaufman 1997

Integrierte Veranstaltung



- 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

Prüfungsmodus

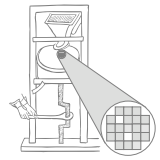


Zwei Varianten

1. **IV4 (6,0 CP): 18 Plätze**
   - 50 % Einzelprüfung: Klausur von 75 Minuten Dauer
     - Mi 6.6., 17:15-18:30 Uhr, C205
   - 50 % Ergebnisse der praktischen Arbeiten
     - Gruppenarbeit maximal in 3er Gruppen
     - Anmeldung bis zum 3.5. in der Vorlesung
     - Gruppenweise Kolloquien (15 Min.) und Abschlußvortrag (10-15 Min.)
2. **V3 (4,5 CP): Restliche Teilnehmer**
   - Zwei Klausuren von je 75 Minuten
     - Mi 6.6., 17:15-18:30 Uhr, C205
     - Mi 18.7., 17:15-18:30 Uhr, C205

Prüfungsmodus Bachelor/Master vs. Diplom

Aufbau der Veranstaltung 1



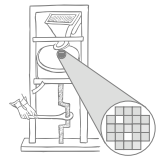
Überblick über kompletten Compiler (ca. 6-7 Wochen)

- Von Front-End (Lexing/Parsing)
- . . . bis Back-End (Code-Erzeugung)
- Schwerpunkt: Hintere Phasen
  - Dort Komplexität bei modernen Compilern

Dieser Teil lehnt sich an an die Veranstaltungen

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

Aufbau der Veranstaltung 2

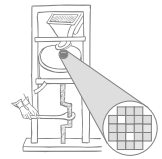


Optimierung (ca. 5-6 Wochen)

- Andere IRs
- IR-IR Transformationen
- Implementierung ausgewählter Verfahren

Nicht behandelt werden

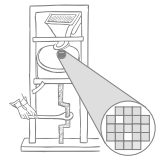
- Entwurf von Programmiersprachen
- Übersetzung von objektorientierten Sprachen
- Komplexe Laufzeitsysteme
  - Garbage Collection
  - Just-In-Time Compiler
    ➥VL Virtuelle Maschinen, in SS 2006 von Dr. Haupt



Syntax

Syntax oder Grammatik

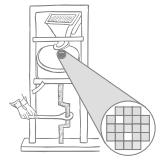
PLPJ, Kapitel 1



Beschreibt die Satzstruktur von korrekten Programmen

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

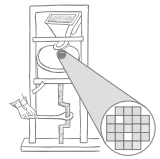
Kontextuelle Einschränkungen



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

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

Semantik

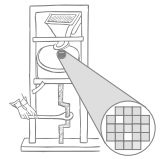


Die Bedeutung einer Anweisung/Aussage in einer Sprache.
Wird bei Programmiersprachen häufig beschrieben . . .

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

Denotational Abbildung von Eingaben auf Ausgaben

Art der Spezifikation

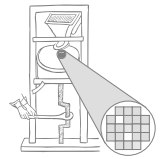


- Für alle drei Teile
  1. Syntax
  2. Kontextuelle Einschränkungen
  3. Semantik
- . . . gibt es jeweils zwei Spezifikationsarten
  - Formal
  - Informal

Triangle-Spezifikation

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

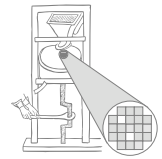
Syntax



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

Syntax durch Mengenbeschreibung

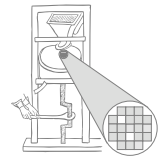


Beispiele für die beschriebenen Zeichenketten

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

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

Reguläre Ausdrücke (REs)



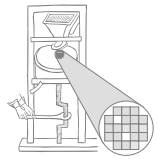
Erweitere Zeichenketten aus dem Alphabet um Operatoren

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

Beispiele

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

Mächtigkeit von REs?



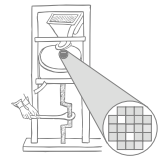
Kann man die Menge aller regulären Ausdrücke selber durch einen regulären Ausdruck beschreiben?

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).

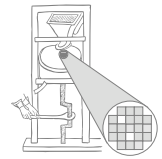
Kontextfreie Grammatiken (CFGs) 1



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.

Kontextfreie Grammatiken (CFGs) 2



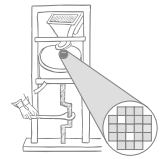
Produktionen in Backus-Naur-Form (BNF)

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

Produktionen in Extended BNF (EBNF)

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

BNF Beispiel 1



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

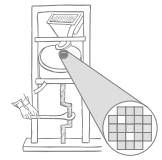
$$
\begin{array}{lcll}
\mathbf{S} & ::= & \mathbf{xS} & (1)\\
\mathbf{S} & ::= & \mathbf{yB} & (2)\\
\mathbf{S} & ::= & \mathbf{x} & (3)\\
\mathbf{B} & ::= & \mathbf{yB} & (4)\\
\mathbf{B} & ::= & \mathbf{y} \quad \} & (5)
\end{array}
$$

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

$$\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{xS} \rightarrow \mathbf{xxS} \rightarrow \mathbf{xxyB} \rightarrow \mathbf{xxyyB} \rightarrow \mathbf{xxyyy}$$

➥Ja, da sie sich aus S herleiten läßt.

BNF Beispiel 2



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

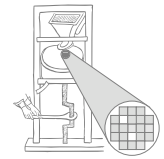
$$
\begin{aligned}
\mathbf{S} &::= \mathbf{xS} && (6)\\
\mathbf{S} &::= \mathbf{yB} && (7)\\
\mathbf{S} &::= \mathbf{x} && (8)\\
\mathbf{B} &::= \mathbf{yB} && (9)\\
\mathbf{B} &::= \mathbf{y} \quad \} && (10)
\end{aligned}
$$

Ist die Zeichenkette **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.

Mehrdeutigkeit in BNF



Gegeben seien die Produktionen:

$$\mathbf{S} \quad ::= \quad \mathbf{S+S} \qquad (11)$$
$$\mathbf{S} \quad ::= \quad \mathbf{x} \qquad (12)$$

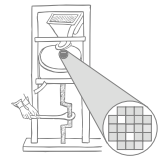
Wie läßt sich die Zeichenkette **x+x+x** herleiten?

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

Aber auch anders:

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

Eindeutige CFG

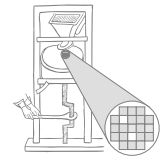


Für sinnvolle praktische Anwendungen müssen CFGs eindeutig sein.

Eindeutige Produktionen für die gleiche CFG:

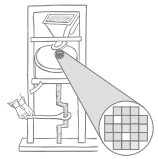
$$\mathbf{S} \quad ::= \quad \mathbf{x+S} \tag{13}$$

$$\mathbf{S} \quad ::= \quad \mathbf{x} \tag{14}$$



(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

Lokale Deklarationen

```
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
```

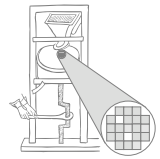
Konstante (häßliches “~”!)

Variable kann in `getint` verändert werden

Folge von Anweisungen zwischen `begin`/`end`

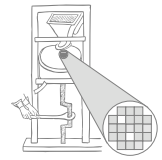
`else` ist erforderlich (darf aber leer sein)

Produktionen der Mini-Triangle CFG 1



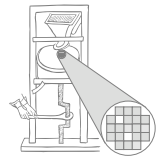
```
Program ::= single-Command
single-Command ::= empty
          | V-name := Expression
          | Identifier ( Expression )
          | if Expression then single-Command
                              else single-Command
          | while Expression do single-Command
          | let Declaration in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

Produktionen der Mini-Triangle CFG 2



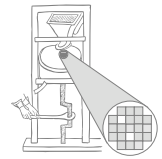
```
Expression
   ::= primary-Expression
     | Expression Operator primary-Expression
primary-Expression
   ::= Integer-Literal
     | V-name
     | Operator primary-Expression
     | ( Expression )
V-name ::= Identifier
Identifier ::= Letter
             | Identifier Letter
             | Identifier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

Produktionen der Mini-Triangle CFG 3



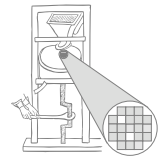
```
Declaration
   ::= single-Declaration
     | Declaration ; single-Declaration
single-Declaration
   ::= const Identifier ~ Expression
     | var Identifier : Type-denoter
Type-denoter ::= Identifier
```

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
```

Terminologie



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

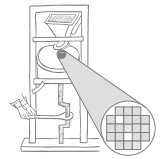
Satz S-Phrase, wobei S das Startsymbol der CFG ist

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

Syntaxbäume

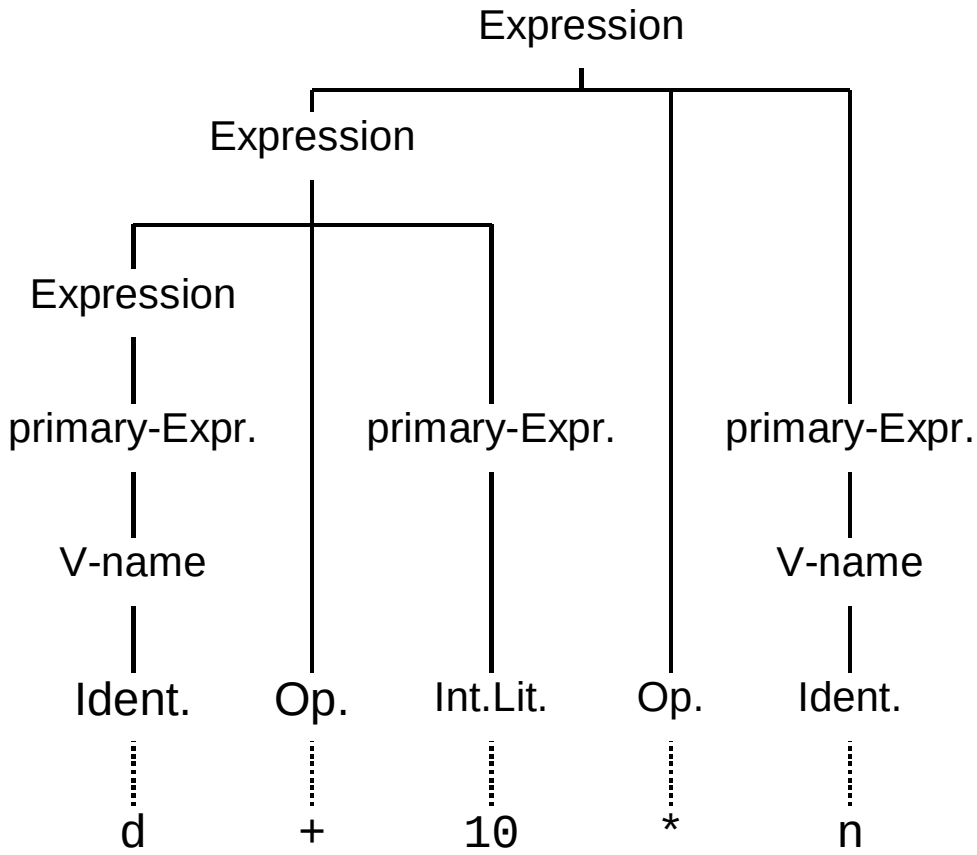


Ein Syntaxbaum ist ein geordneter, markierter Baum bei dem

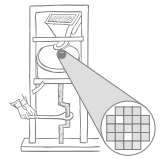
- . . . die Blätter mit Terminalsymbolen markiert sind
- . . . die inneren Knoten mit Nicht-Terminalsymbolen markiert sind
- . . . jeder innere Knoten **N** (von links nach rechts) die Kinder $\mathbf{X}_1, \ldots, \mathbf{X}_n$ hat, entsprechend der Produktion $\mathbf{N} := \mathbf{X}_1 \ldots \mathbf{X}_n$

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

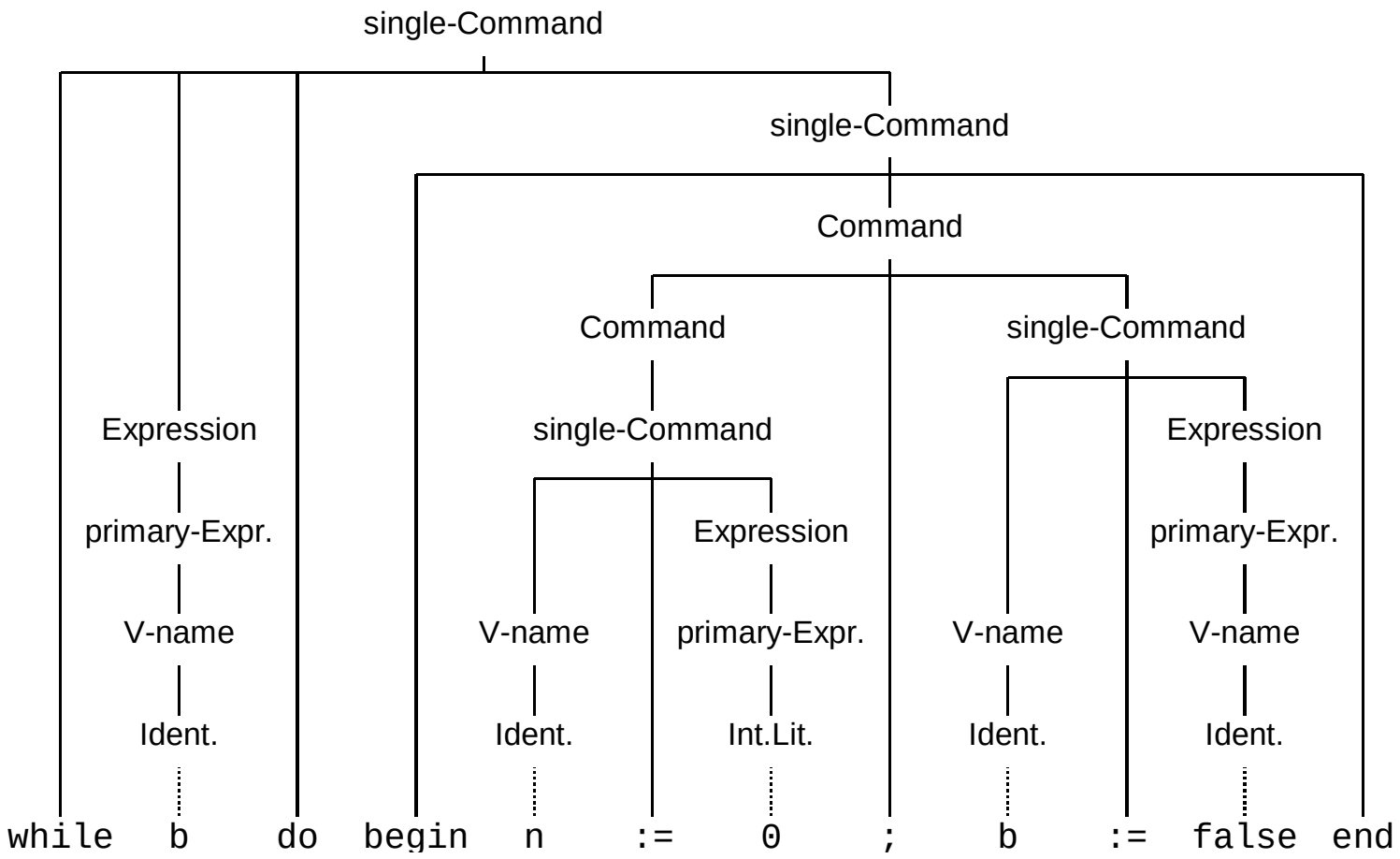
Expression-Baum für `d + 10 * n`



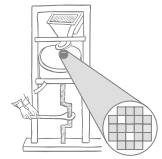
single-Command-Baum



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



Konkrete und abstrakte Syntax



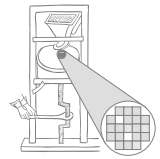
- Grammatik spezifiziert präzise syntaktische Details
  - **`do`**, **`:=`**, **`...`**

➥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`** $\leftarrow$ **`E`**
- . . . können alle das gleiche bedeuten: Eine Zuweisung von **E** nach **V**

➥Für weitere Verarbeitung Darstellung vereinfachen!

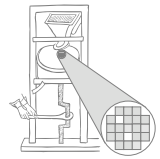
Abstrakte Syntax



- 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.

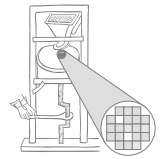
➥Alle dafür unwichtigen Details weglassen!

Auszug aus der abstrakten Syntax 1



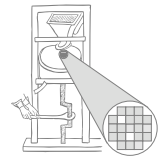
```
Command
 ::= V-name := Expression                    AssignCmd
   | Identifier ( Expression )               CallCmd
   | if Expression then Command
                  else Command               IfCmd
   | while Expression do Command             WhileCmd
   | let Declaration in Command            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

Auszug aus der abstrakten Syntax 2

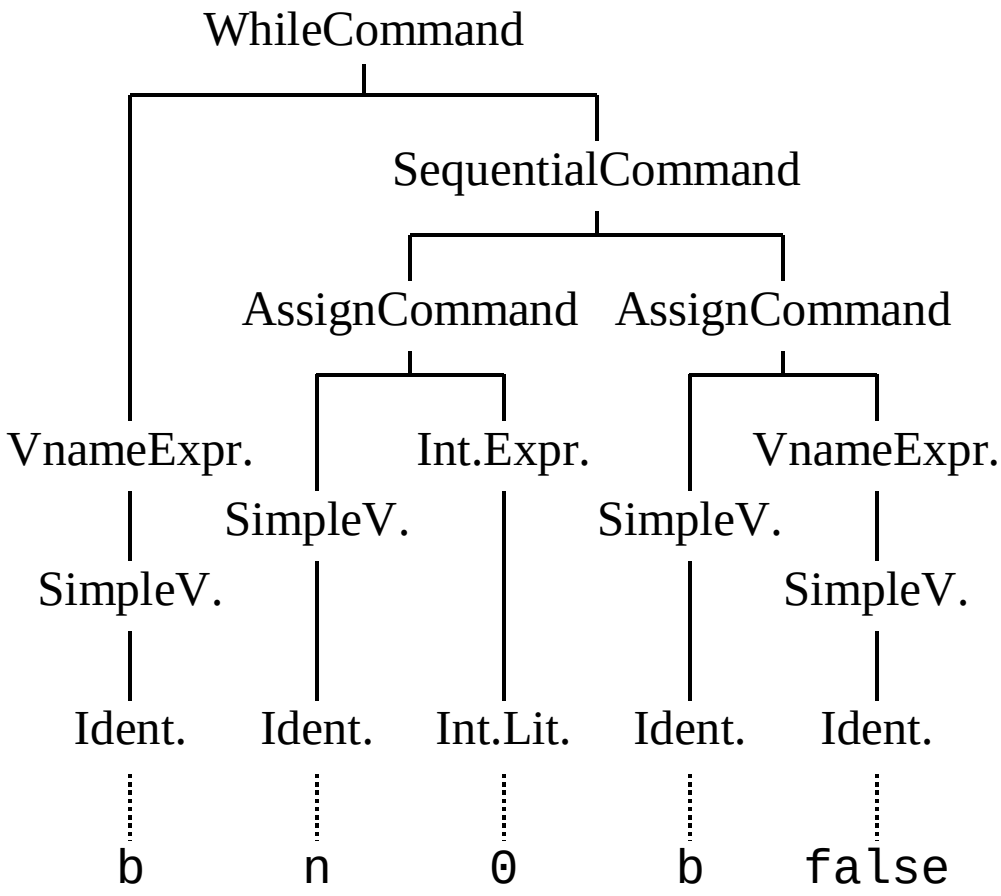


```
Expression                                          
   ::= Integer-Literal                              IntegerExp
     | V-name                                       VnameExp
     | Operator Expression                          UnaryExp
     | Expression Op Expression                     BinaryExp
V-name::= Identifier                                SimpleVName
```

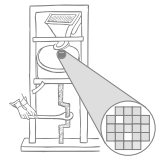
Beispiel abstrakte Syntax



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

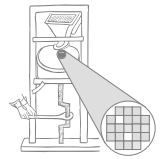


AST als Zwischendarstellung 1



- AST ist eine weit verbreite 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

AST als Zwischendarstellung 2

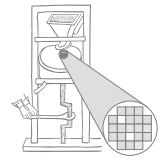


Schlechter geeignet für maschinennahe Analysen und Transformationen

- Ausnutzung von Maschinenregistern
- Ausnutzung von speziellen Maschinenbefehlsfolgen

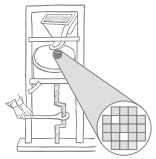
➥Hier: Konzentration auf maschinenunabhängige Ebene

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



Kontextuelle Einschränkungen

Kontextuelle Einschränkungen: Geltungsbereiche

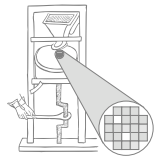


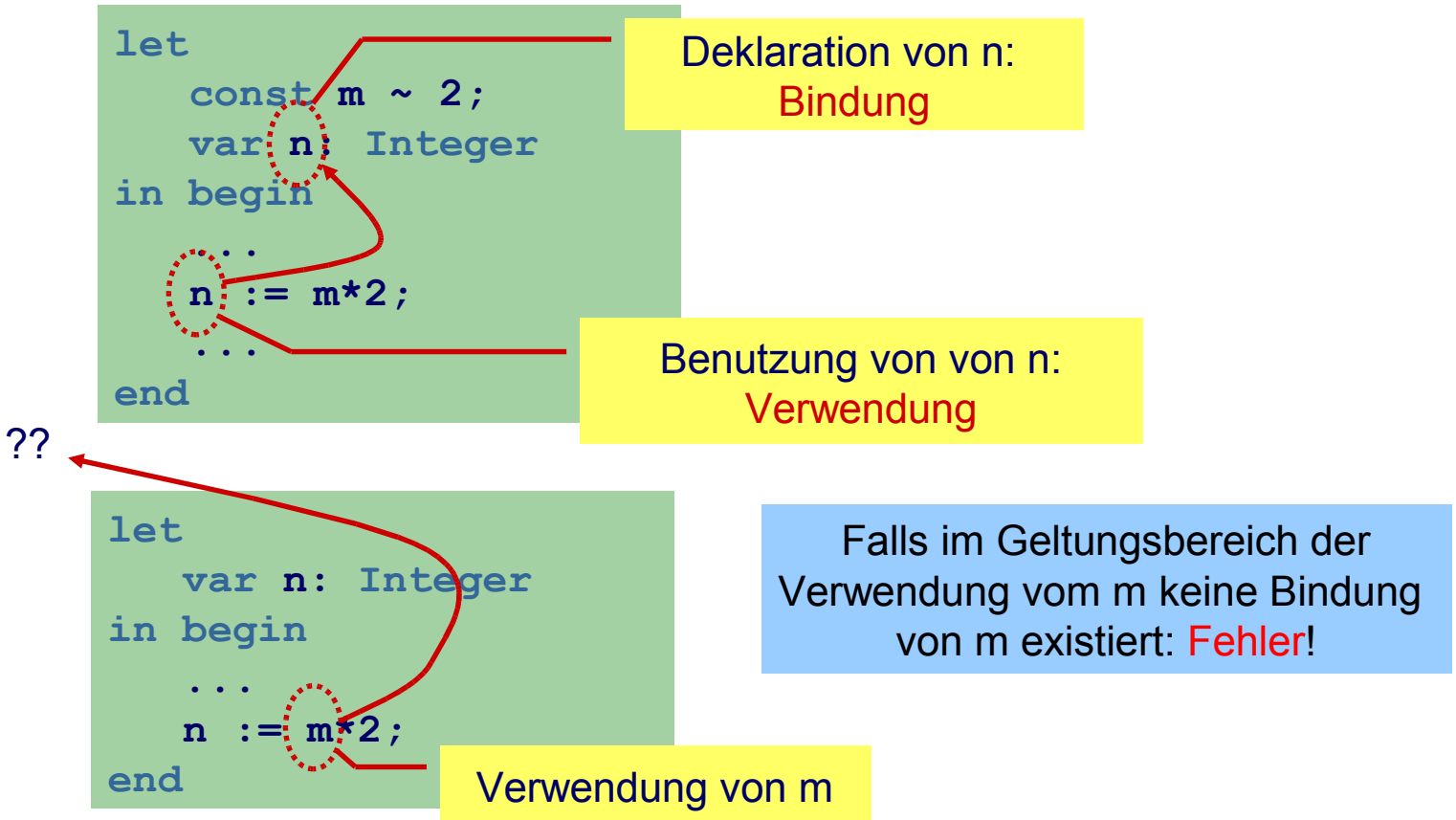
Syntaktische Korrektheit reicht nicht aus für sinnvolle Übersetzung

Geltungsbereiche (Scope)

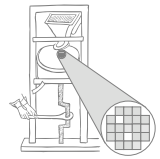
- Betreffen *Sichtbarkeit* von Bezeichern
- Jeder verwendete Bezeichner muss vorher *deklariert* werden
  - . . . nicht bei allen Programmiersprachen
- Deklaration ist sog. *bindendes Auftreten* des Bezeichners
- Benutzung ist sog. *verwendendes Auftreten* des Bezeichners
- Aufgabe: Bringe jede Verwendung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

Beispiele Geltungsbereiche





Kontextuelle Einschränkungen: Typen



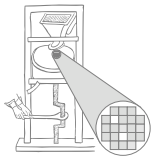
Typen

- 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)

Beispiele Typen



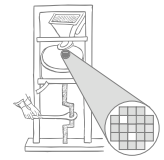
```
let
   var n: Integer
in begin
   ...
   while n > 0 do
      n := n-1;
   ...
end
```

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.

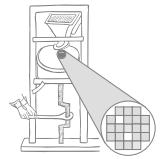
Typregel für V:=E (AssignCmd):
Die Typen von V und E müssen äquivalent sein.

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 1



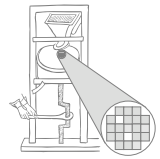
Semantik beschreibt die Bedeutung eines Programmes zur Ausführungszeit. Allgemeine Terminologie:

Anweisungen

. . . werden ausgeführt. Mögliche Seiteneffekte:

- Ändern der Werte von Variablen
- Ein-/Ausgabeoperationen

Semantik 2



Ausdrücke

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

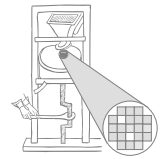
- Die Evaluation kann in einigen Sprachen auch Seiteneffekte haben.

Deklarationen

. . . werden elaboriert um eine Bindung vorzunehmen.
Mögliche Seiteneffekte:

- Allokieren von Speicherplatz
- Initialisieren von Speicherplatz

Beispiele Semantik von (Mini)Triangle 1



Die Beschreibung orientiert sich am AST.

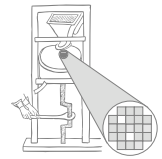
AssignCmd `V := E`

1. Der Ausdruck `E` wird evaluiert um einen Wert v zu erhalten
2. v wird an die Variable `V` zugewiesen

BinaryExp $\texttt{E}_1$ `op` $\texttt{E}_2$

1. Der Ausdruck $\texttt{E}_1$ wird evaluiert um einen Wert v_1 zu erhalten
2. Der Ausdruck $\texttt{E}_2$ wird evaluiert um einen Wert v_2 zu erhalten
3. Die Werte v_1 und v_2 werden mit dem Operator `op` zu einem Wert v_3 verknüpft.
4. v_3 ist das Ergebnis der BinaryExp

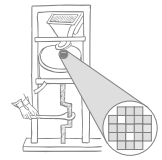
Beispiele Semantik von (Mini)Triangle 2



Declaration `var I : T`

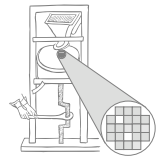
1. Der Bezeichner `I` wird an eine Variable vom Typ `T` gebunden
2. Es wird ein für `T` passender Speicherbereich bereitgestellt
3. Der Speicherbereich ist *nicht* initialisiert
4. Der Geltungsbereich für `I` ist der eingeschlossene Block (LetCmd)
5. Am Ende des Blockes wird die Bindung aufgehoben
6.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

Triangle



- 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

Zusammenfassung



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