Optimierende Compiler

3. Kontextanalyse

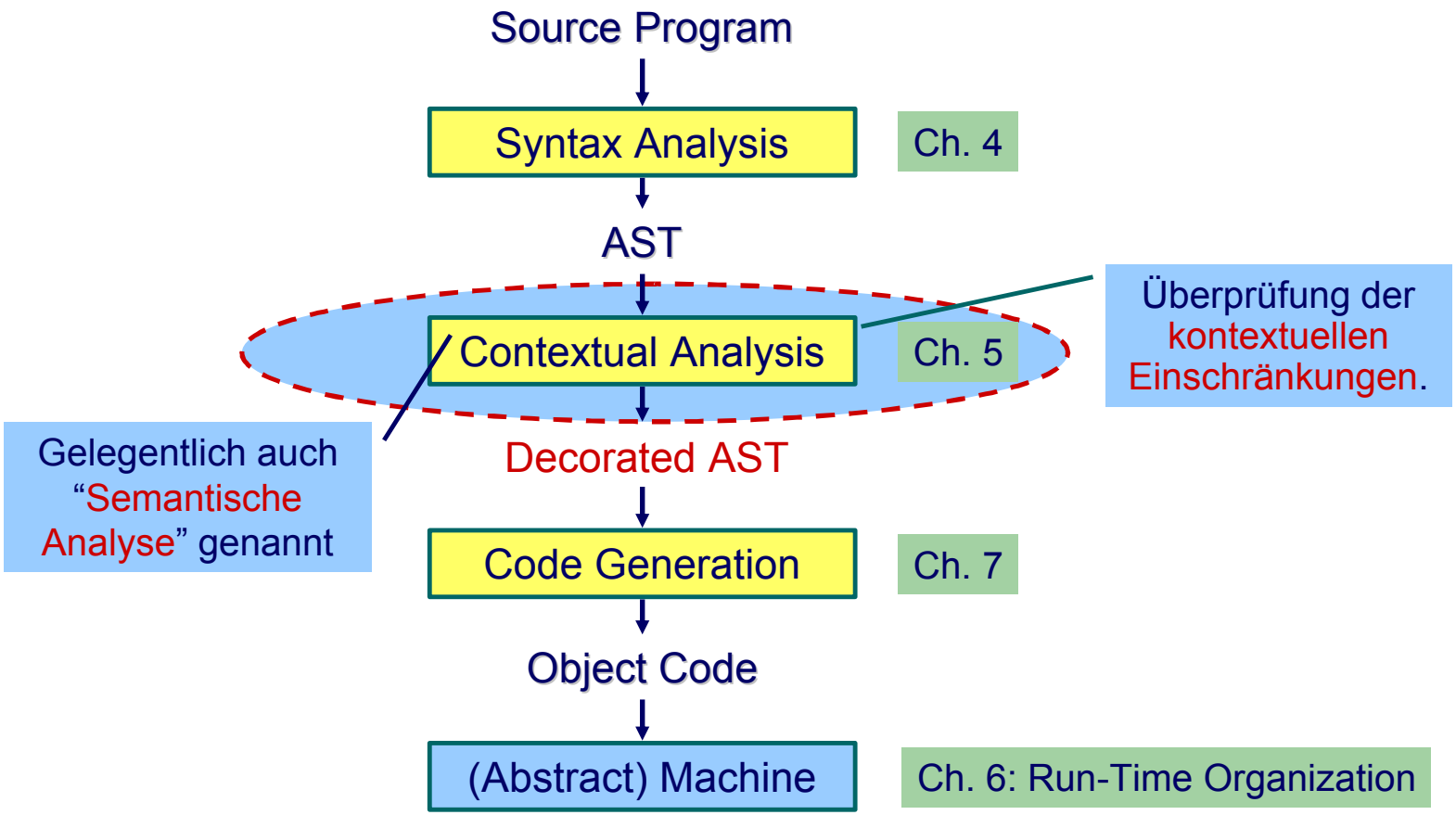
Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

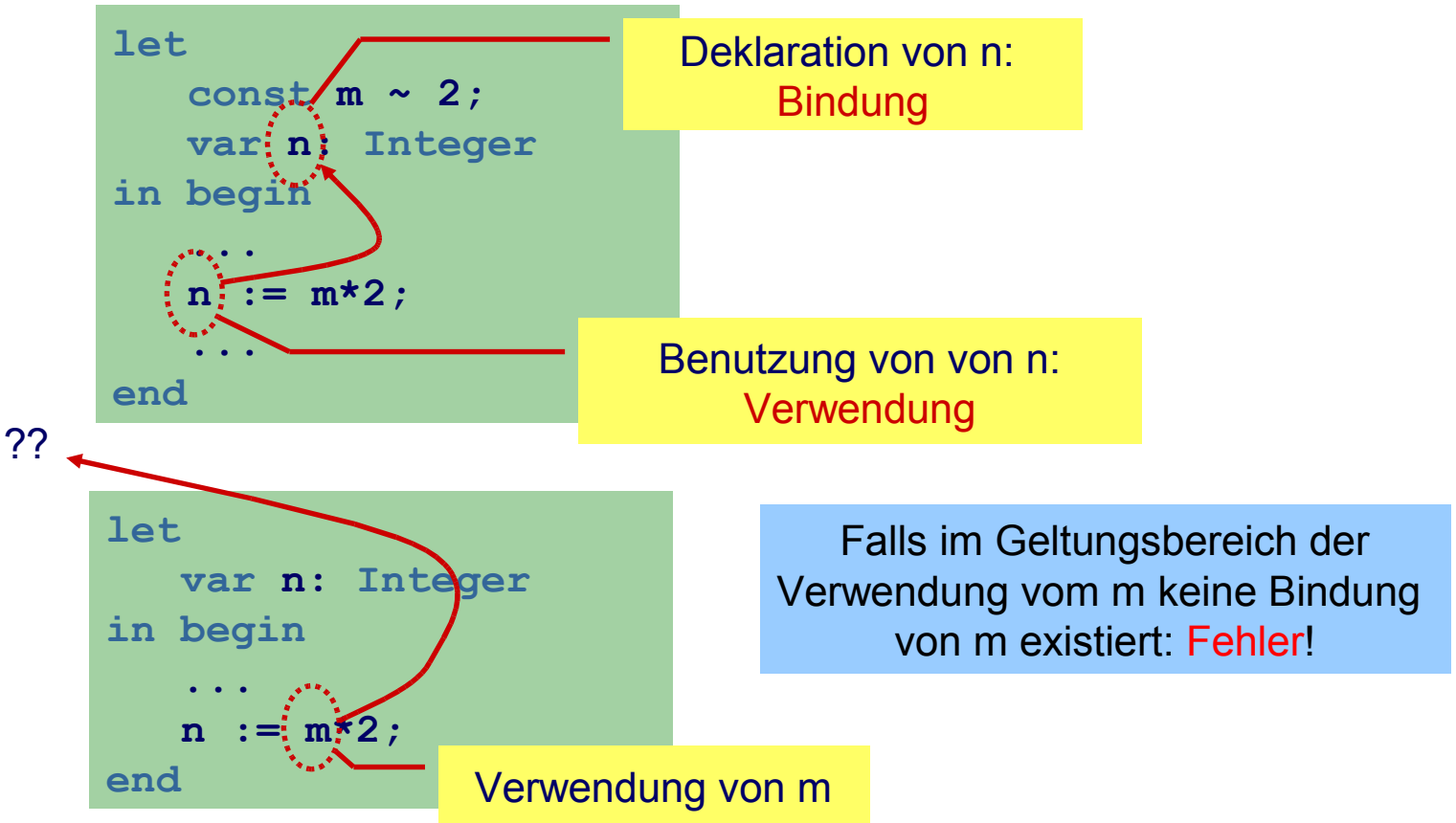
Sommersemester 2011

Einleitung

Übersicht



Kontextuelle Einschränkungen: Geltungsbereiche



Kontextuelle Einschränkungen: Typen

Embedded Systems & Applications

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)

Kontextuelle Einschränkungen: Typen

Embedded Systems & Applications

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)

Was prüfen?

- Benutzung eines Bezeichners muss passende Deklaration haben
- Funktionsaufrufe müssen zu Funktionsdefinitionen passen
- LHS einer Zuweisung muss eine Variable sein
- Ausdruck in `if` oder `while` muß `Boolean` sein
- Beim Aufruf von Unterprogrammen müssen Anzahlen und Typen der aktuellen Parameter mit den formalen Parametern passen
- ...

Zuordnung von Namen zu Attributen 1

Embedded Systems & Applications

- Bezeichner sind zunächst Zeichenketten
- Bekommen Bedeutung durch Kontext
  - Variablen, Konstanten, Funktion. . . .
- Bei jeder Benutzung nach Namen suchen
  - . . . viel zu langsam
- Besser: Weitgehende Vermeidung von String-Operationen
  - Nehme Zuordnung durch direktes Nachschlagen in Tabelle vor
  - Genannt: Symboltabelle, Identifizierungstabelle, . . .

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

- Beispiel für zugeordnete Attribute

Typ	int, char, boolean, record, array pointer, ...
Art	Konstante, Variable, Funktion, Prozedur, Wert-Parameter, ...
Sichtbarkeit	Public, private, protected
Anderes	synchronized, static, volatile, ...

- Typische Operationen
- Eintragen einer neuen Zuordnung Namen-Attribute
- Abrufen der Attribute zu einem Namen
- Hierarchische Blockorganisation

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

- Beispiel für zugeordnete Attribute

Typ	int, char, boolean, record, array pointer, ...
Art	Konstante, Variable, Funktion, Prozedur, Wert-Parameter, ...
Sichtbarkeit	Public, private, protected
Anderes	synchronized, static, volatile, ...

- Typische Operationen
- Eintragen einer neuen Zuordnung Namen-Attribute
- Abrufen der Attribute zu einem Namen
- Hierarchische Blockorganisation

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

- Geltungsbereich von Zuordnung von Namen zu Attributen innerhalb des Programmes
- Block Konstrukt im Programmtext zur Beschreibung von Geltungsbereichen
  - In Triangle:
    `let` Declarations `in` Commands
    `proc` P `(` formal-parameters `)` ~ Commands
  - In Java:
    Geltungsbereiche durch {, } gekennzeichnet
- Unterschiedliche Handhabungsmöglichkeiten von Geltungsbereichen

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

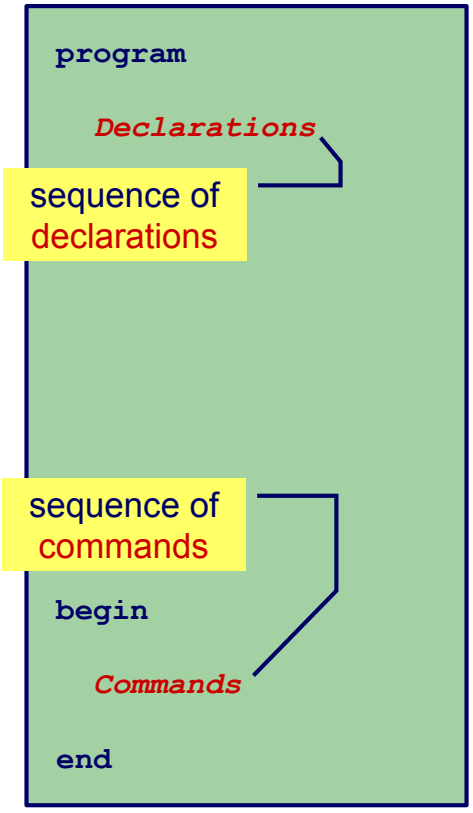
- Geltungsbereich von Zuordnung von Namen zu Attributen innerhalb des Programmes
- Block Konstrukt im Programmtext zur Beschreibung von Geltungsbereichen
  - In Triangle:
    `let` Declarations **`in`** Commands
    `proc` P **`(`** formal-parameters **`)`** ~ Commands
  - In Java:
    Geltungsbereiche durch {, } gekennzeichnet
- Unterschiedliche Handhabungsmöglichkeiten von Geltungsbereichen

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

- Geltungsbereich von Zuordnung von Namen zu Attributen innerhalb des Programmes
- Block Konstrukt im Programmtext zur Beschreibung von Geltungsbereichen
  - In Triangle:
    `let` Declarations **`in`** Commands
    `proc` P **`(`** formal-parameters **`)`** ~ Commands
  - In Java:
    Geltungsbereiche durch $\{$, $\}$ gekennzeichnet
- Unterschiedliche Handhabungsmöglichkeiten von Geltungsbereichen

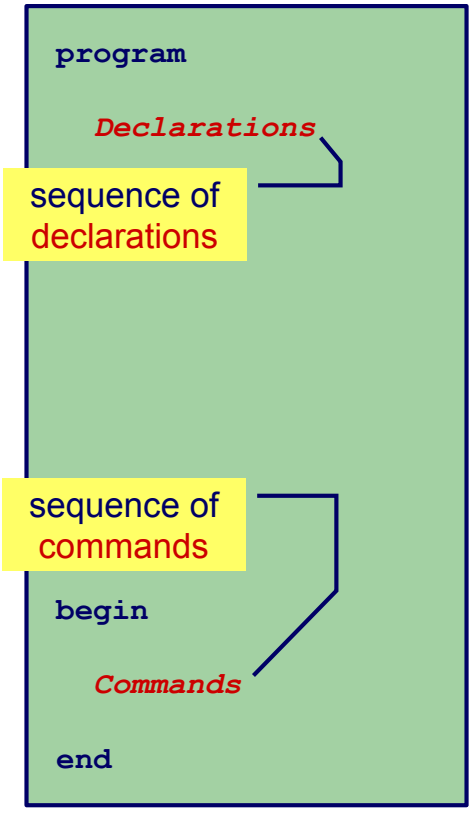
Geltungsbereiche und Symboltabellen

Monolithische Blockstruktur



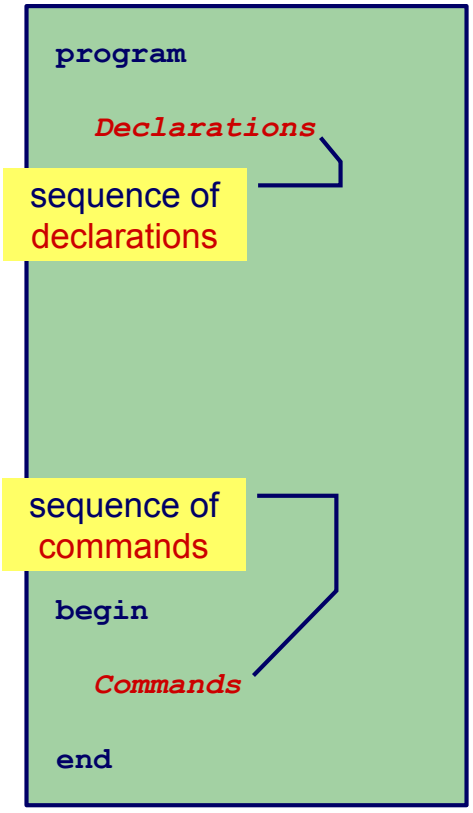
- Charakteristika
  - Nur ein Block
  - Alle Deklarationen gelten global
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Bezeichner darf nur genau einmal deklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muß deklariert sein
- Symboltabelle
  - Für jeden Bezeichner genau ein Eintrag in der Symboltabelle
  - Abruf von Daten muß schnell gehen (binärer Suchbaum, Hash-Tabelle)
- Beispiele: BASIC, COBOL, Skriptsprachen

Monolithische Blockstruktur



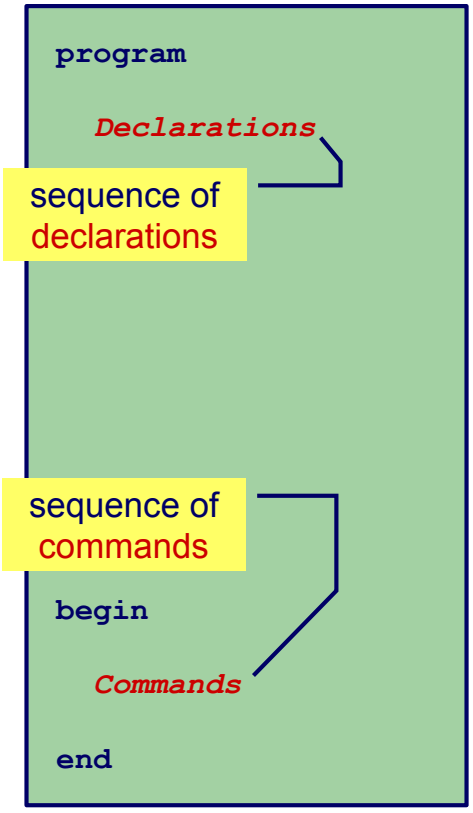
- Charakteristika
  - Nur ein Block
  - Alle Deklarationen gelten global
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Bezeichner darf nur genau einmal deklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muß deklariert sein
- Symboltabelle
  - Für jeden Bezeichner genau ein Eintrag in der Symboltabelle
  - Abruf von Daten muß schnell gehen (binärer Suchbaum, Hash-Tabelle)
- Beispiele: BASIC, COBOL, Skriptsprachen

Monolithische Blockstruktur



- Charakteristika
  - Nur ein Block
  - Alle Deklarationen gelten global
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Bezeichner darf nur genau einmal deklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muß deklariert sein
- Symboltabelle
  - Für jeden Bezeichner genau ein Eintrag in der Symboltabelle
  - Abruf von Daten muß schnell gehen (binärer Suchbaum, Hash-Tabelle)
- Beispiele: BASIC, COBOL, Skriptsprachen

Monolithische Blockstruktur



- Charakteristika
  - Nur ein Block
  - Alle Deklarationen gelten global
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Bezeichner darf nur genau einmal deklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muß deklariert sein
- Symboltabelle
  - Für jeden Bezeichner genau ein Eintrag in der Symboltabelle
  - Abruf von Daten muß schnell gehen (binärer Suchbaum, Hash-Tabelle)
- Beispiele: BASIC, COBOL, Skriptsprachen

Beispiel-Code Symboltabelle

```
public class Attribute {
        // Attribute details
        ...
}

public class IdentificationTable {

  /** Adds a new entry */
  public void enter(String id, Attribute attr) { ... }

  /** Retrieve a previously added entry. Returns null
      when no entry for this identifier is found */
  public Attribute retrieve(String id) { ... }

...
```

Flache Blockstruktur

```
program
  D
  procedure P
    D
  begin
    C
  end
  procedure Q
    D
  begin
    C
  end
  begin
    C
  end
```

- Charakteristika
  - Mehrere überlappungsfreie Blöcke
  - Zwei Geltungsbereiche: Global und Lokal
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Global deklarierte Bezeichner dürfen nicht global redeklariert werden
  - Lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge für jeden Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden
- Beispiel: FORTRAN

Flache Blockstruktur

```
program
  D
  procedure P
    D
  begin
    C
  end
  procedure Q
    D
  begin
    C
  end
  begin
    C
  end
```

- Charakteristika
  - Mehrere überlappungsfreie Blöcke
  - Zwei Geltungsbereiche: Global und Lokal
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Global deklarierte Bezeichner dürfen nicht global redeklariert werden
  - Lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge für jeden Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden
- Beispiel: FORTRAN

Flache Blockstruktur

```
program
  D
  procedure P
    D
  begin
    C
  end
  procedure Q
    D
  begin
    C
  end
  begin
    C
  end
```

- Charakteristika
  - Mehrere überlappungsfreie Blöcke
  - Zwei Geltungsbereiche: Global und Lokal
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Global deklarierte Bezeichner dürfen nicht global redeklariert werden
  - Lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge für jeden Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden
- Beispiel: FORTRAN

Flache Blockstruktur

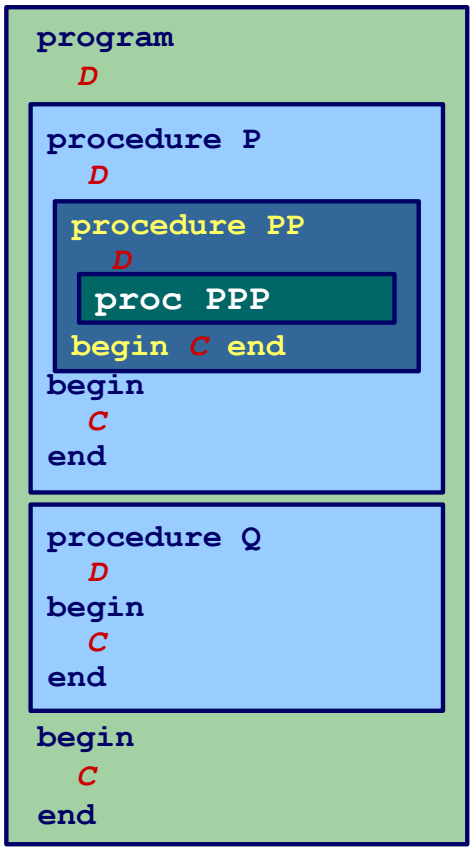
```
program
  D
  procedure P
    D
  begin
    C
  end
  procedure Q
    D
  begin
    C
  end
  begin
    C
  end
```

- Charakteristika
  - Mehrere überlappungsfreie Blöcke
  - Zwei Geltungsbereiche: Global und Lokal
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Global deklarierte Bezeichner dürfen nicht global redeklariert werden
  - Lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge für jeden Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden
- Beispiel: FORTRAN

Beispiel-Code Symboltabelle

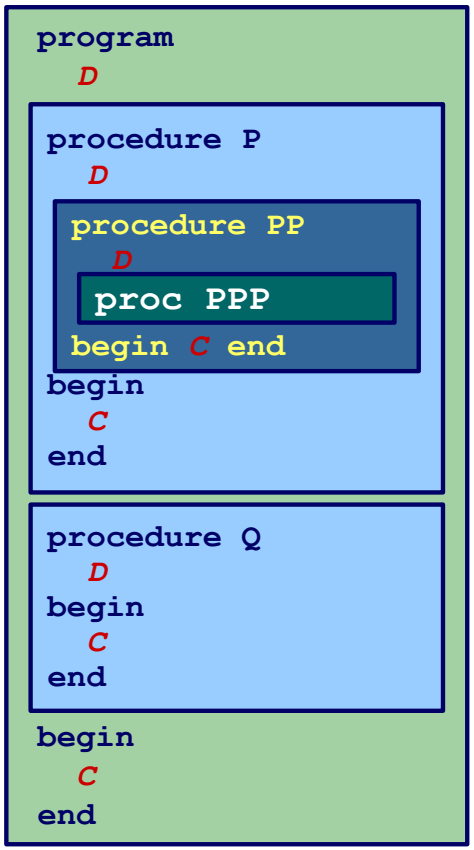
```
public class IdentificationTable {

  /** Adds a new entry */
  public void enter(String id, Attribute attr) { ... }

  /** Retrieve a previously added entry. If both global and local entries exist
      for id, return the attribute for the local one. Returns null
     when no entry for this identifier is found */
  public Attribute retrieve(String id) { ... }

  /** Add a local scope level to the table, with no initial entries */
  public void openScope() { ... }

  /** Remove the local scope level from the table.
     Deletes all entries associated with it */
  public void closeScope() { ... }
  ...
```

Verschachtelte Blockstruktur



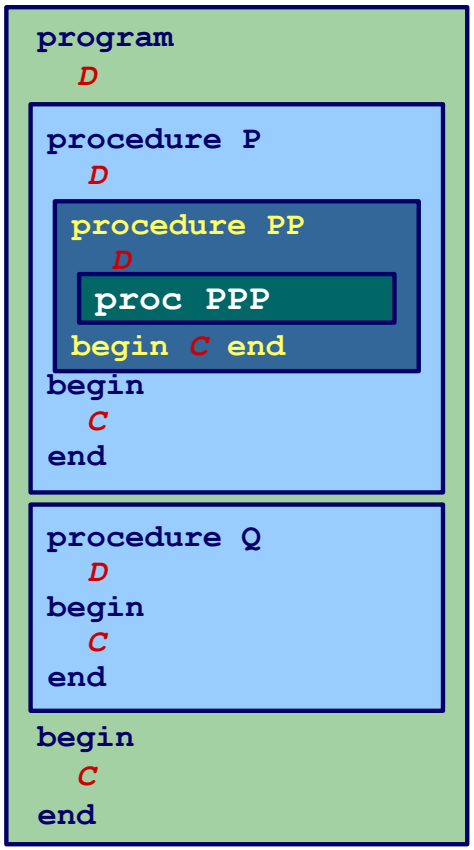
- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne dass er lokal oder in den umschliessenden Blöcken deklariert wurde
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Verschachtelungstiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe
- Beispiele: Pascal, Modula, Ada, Java, ...

Verschachtelte Blockstruktur



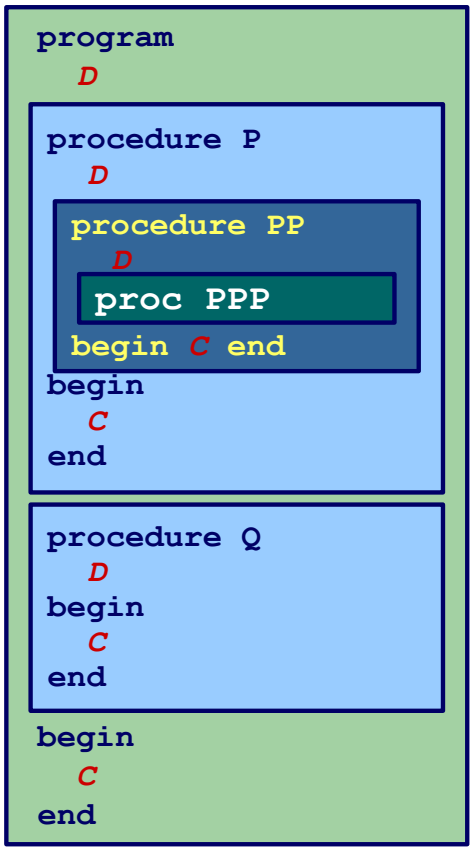
- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne dass er lokal oder in den umschliessenden Blöcken deklariert wurde
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Verschachtelungstiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe
- Beispiele: Pascal, Modula, Ada, Java, ...

Verschachtelte Blockstruktur



- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne dass er lokal oder in den umschliessenden Blöcken deklariert wurde
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Verschachtelungstiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe
- Beispiele: Pascal, Modula, Ada, Java, ...

Verschachtelte Blockstruktur



- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne dass er lokal oder in den umschliessenden Blöcken deklariert wurde
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Verschachtelungstiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe
- Beispiele: Pascal, Modula, Ada, Java, ...

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

```
let !level 1
    var a, b, c ;
in begin
   let !level 2
       var a, b ;
   in begin
      let !level 3
          var a, c ;
      in begin
         a := b + c ;
      end;
      a := b + c ;
   end;
   a := b + c ;
end
```

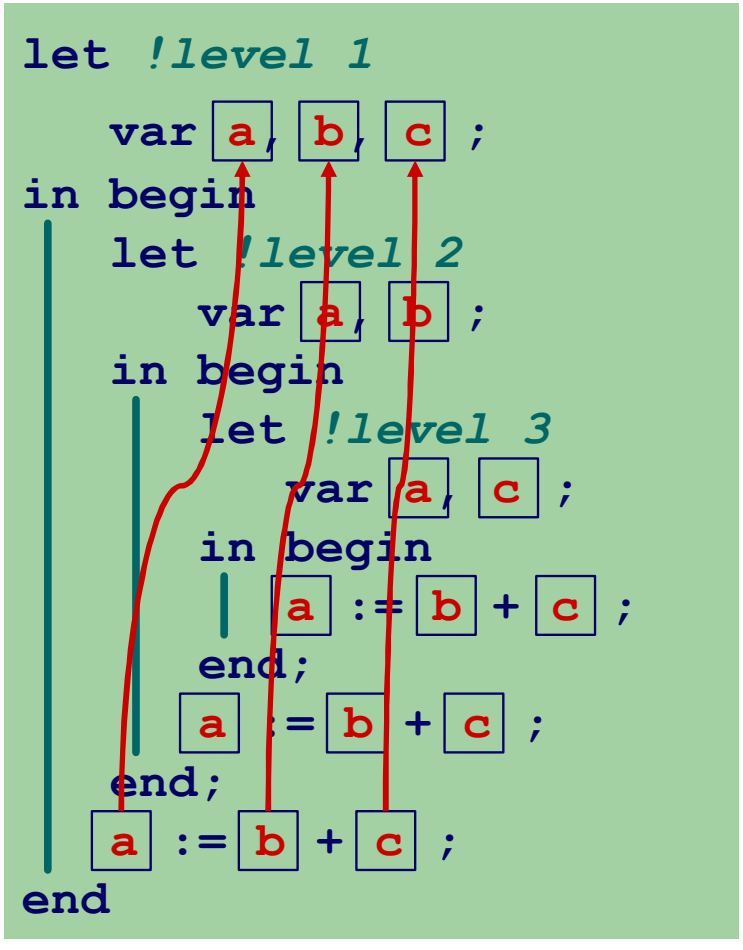
Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

```
let !level 1
    var a, b, c ;
in begin
   let !level 2
       var a, b ;
   in begin
      let !level 3
          var a, c ;
      in begin
         a := b + c ;
      end;
      a := b + c ;
   end;
   a := b + c ;
end
```

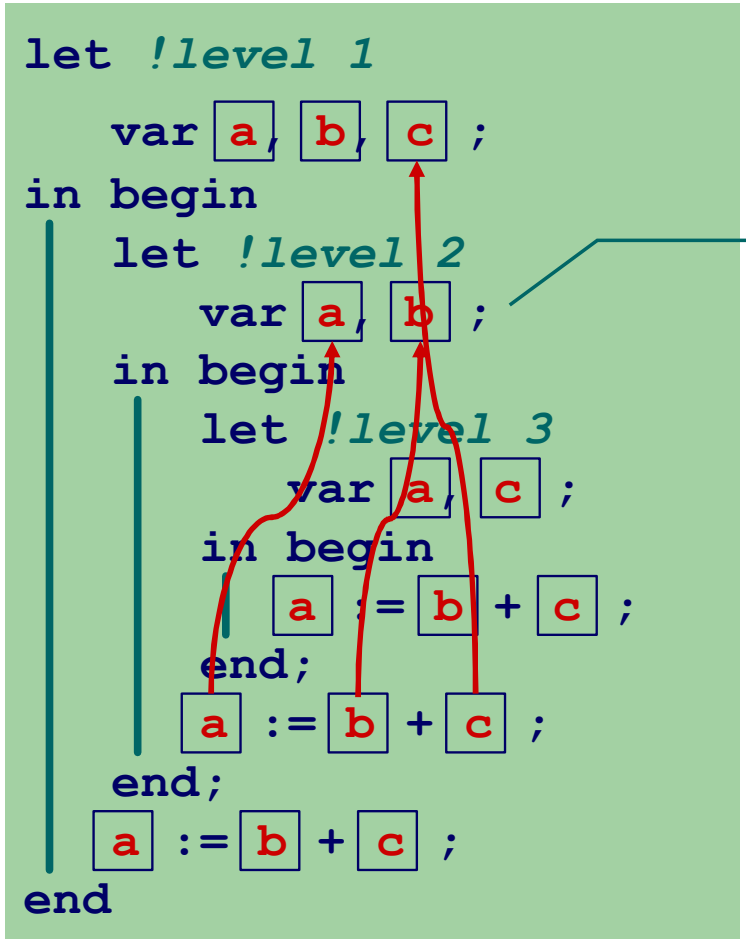
Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur



Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

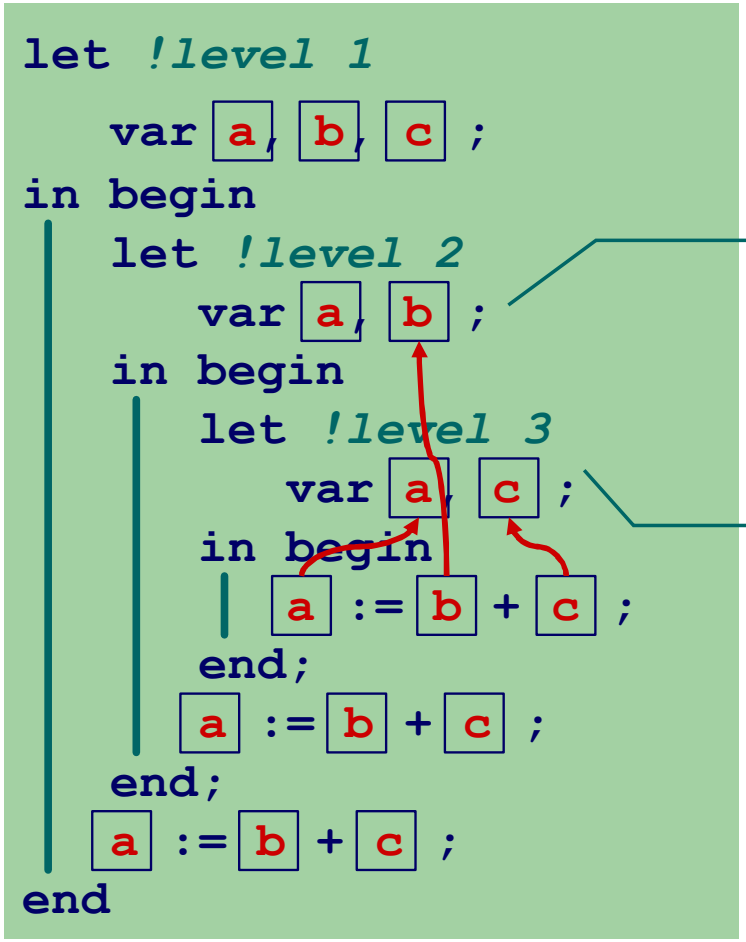
Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur



Geltungsbereiche und Sichtbarkeit

a und **b** aus Ebene 1 redeklariert, nun nicht mehr sichtbar auf Ebene 2

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur



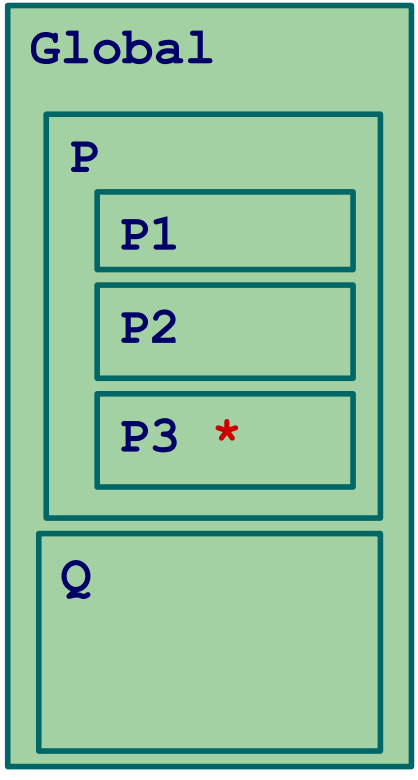
Geltungsbereiche und Sichtbarkeit

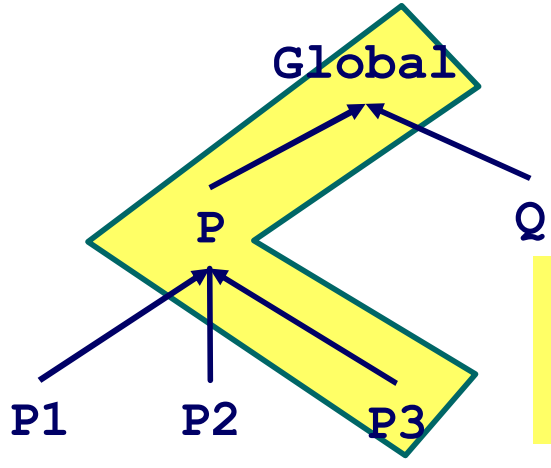
`a` und `b` aus Ebene 1 redeklariert, nun nicht mehr sichtbar auf Ebene 2

`a` aus Ebene 2 und `c` aus Ebene 1 redeklariert, nun nicht mehr sichtbar auf Ebene 3

Struktur der Geltungsbereiche

- Für Sprachen mit verschachtelter Blockstruktur
- Modellierung als Baum





Suchpfad für ein verwendendes Auftreten in P3

Während der Programmanalyse ist immer nur ein einzelner Pfad sichtbar.

Beispiel-Code Symboltabelle

```
public class IdentificationTable {

  /** Adds a new entry */
  public void enter(String id, Attribute attr) { ... }

  /** Retrieve a previously added entry with the deepest scope level.
      Returns null when no entry for this identifier is found */
  public Attribute retrieve(String id) { ... }

  /** Add a new deepest scope level to the table, with no initial entries */
  public void openScope() { ... }

  /** Remove the deepest local scope level from the table.
     Deletes all entries associated with it */
  public void closeScope() { ... }
  ...
```

Implementierung der Symboltabelle

- Verschiedene Varianten
  - Verkettete Liste und lineare Suche
    - Einfach aber langsam
    - In Triangle verwendet (natürlich ...)
  - Hier: Bessere Möglichkeiten
  - Hash-Tabelle (effizienter)
  - Stack aus Hash-Tabellen
- Design-Kriterium
  - Gleiche Bezeichner tauchen häufiger in Tabelle auf
  - Aber auf unterschiedlichen Ebenen
  - Abgerufen wird immer der am tiefsten gelegene

Implementierung der Symboltabelle

- Verschiedene Varianten
  - Verkettete Liste und lineare Suche
    - Einfach aber langsam
    - In Triangle verwendet (natürlich ...)
  - Hier: Bessere Möglichkeiten
  - Hash-Tabelle (effizienter)
  - Stack aus Hash-Tabellen
- Design-Kriterium
  - Gleiche Bezeichner tauchen häufiger in Tabelle auf
  - Aber auf unterschiedlichen Ebenen
  - Abgerufen wird immer der am tiefsten gelegene

Effizientere Implementierung 1

```
public class SymbolTable {
    private Map   symtab     = new HashMap();
    private Stack scopeStack = new Stack();
    ...
}
```

Optimiert Schließen eines Geltungsbereiches

In Java 5 (aka 1.5):

```
Map<String,Stack<Attribute>> symtab;
Stack<List<String>> scopeStack;
```

Effizientere Implementierung 2

Embedded Systems & Applications

`symtab`

- Bildet von **`Strings`** auf **`Attribute`**-Objekte ab
- Bezeichnernamen dienen als Schlüssel
- Wert ist ein Stack aus Attributen, obenauf liegt die Deklaration mit der tiefsten Verschachtelungsebene

Effizientere Implementierung 3

Embedded Systems & Applications

`scopeStack`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopeStack`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen
- Bei Schließen des aktuellen Geltungsbereiches
  - Gehe Liste oben auf **`scopeStack`** durch
  - Lösche alle diese Bezeichner aus **`symtab`** (entferne jeweils oberstes Stapelelement)
  - Entferne dann oberstes Elements von **`scopeStack`**

Andere Implementierungen möglich!

Effizientere Implementierung 3

Embedded Systems & Applications

`scopeStack`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopeStack`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen
- Bei Schließen des aktuellen Geltungsbereiches
  - Gehe Liste oben auf **`scopeStack`** durch
  - Lösche alle diese Bezeichner aus **`symtab`** (entferne jeweils oberstes Stapelelement)
  - Entferne dann oberstes Elements von **`scopeStack`**

Andere Implementierungen möglich!

Effizientere Implementierung 3

Embedded Systems & Applications

`scopeStack`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopeStack`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen
- Bei Schließen des aktuellen Geltungsbereiches
  - Gehe Liste oben auf **`scopeStack`** durch
  - Lösche alle diese Bezeichner aus **`symtab`** (entferne jeweils oberstes Stapelelement)
  - Entferne dann oberstes Elements von **`scopeStack`**

Andere Implementierungen möglich!

Effizientere Implementierung 3

Embedded Systems & Applications

`scopeStack`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopeStack`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen
- Bei Schließen des aktuellen Geltungsbereiches
  - Gehe Liste oben auf **`scopeStack`** durch
  - Lösche alle diese Bezeichner aus **`symtab`** (entferne jeweils oberstes Stapelelement)
  - Entferne dann oberstes Elements von **`scopeStack`**

Andere Implementierungen möglich!

Effizientere Implementierung 3

Embedded Systems & Applications

`scopeStack`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopeStack`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen
- Bei Schließen des aktuellen Geltungsbereiches
  - Gehe Liste oben auf **`scopeStack`** durch
  - Lösche alle diese Bezeichner aus **`symtab`** (entferne jeweils oberstes Stapelelement)
  - Entferne dann oberstes Elements von **`scopeStack`**

Andere Implementierungen möglich!

Attribute

Attribute

- Welche Informationen konkret zu einem Bezeichner speichern?
- Wofür werden Attribute gebraucht?
- Mindestens für
  - Überprüfung der Regeln für Geltungsbereiche von Deklarationen
    - Bei geeigneter Implementierung der Symboltabelle: Einfaches Abrufen reicht
    - Alle Regeln bereits in Datenstruktur realisiert
  - Überprüfung der Typregeln
    - Erfordert Abspeicherung von Typinformationen
  - (Code-Erzeugung)
    - Benötigt später z.B. Adresse der Variable im Speicher

Attribute

- Welche Informationen konkret zu einem Bezeichner speichern?
- Wofür werden Attribute gebraucht?
- Mindestens für
  - Überprüfung der Regeln für Geltungsbereiche von Deklarationen
    - Bei geeigneter Implementierung der Symboltabelle: Einfaches Abrufen reicht
    - Alle Regeln bereits in Datenstruktur realisiert
  - Überprüfung der Typregeln
    - Erfordert Abspeicherung von Typinformationen
  - (Code-Erzeugung)
    - Benötigt später z.B. Adresse der Variable im Speicher

Beispiele: Verwendung von Attributen 1

Beispiel 1:

```
let const m~2;
in  m + x
```

Beispiel 2:

```
let const m~2 ;
    var   n:Boolean
in begin
   n := m<4;
   n := n+1
end
```

Beispiele: Verwendung von Attributen 2

Beispiel 1:

```
let const m~2;
in  m + x
```

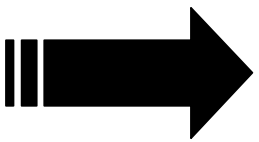
Undefiniert!

Geltungsbereichs-regeln

Beispiel 2:

```
let const m~2 ;
    var   n:Boolean
in begin
   n := m<4;
   n := n+1
end
```

Typfehler!



Typregeln

Speicherung von Attributen 1

Imperativer Ansatz (explizite Speicherung)

```
public class Attribute {

    public static final byte  // kind
        CONST = 0,
        VAR   = 1,
        PROC  = 2,
        ... ;
    public static final byte  // type
        BOOL  = 0,
        CHAR  = 1,
        INT   = 2,
        ARRAY = 3,
        ... ;

    public byte kind;
    public byte type;
}
```

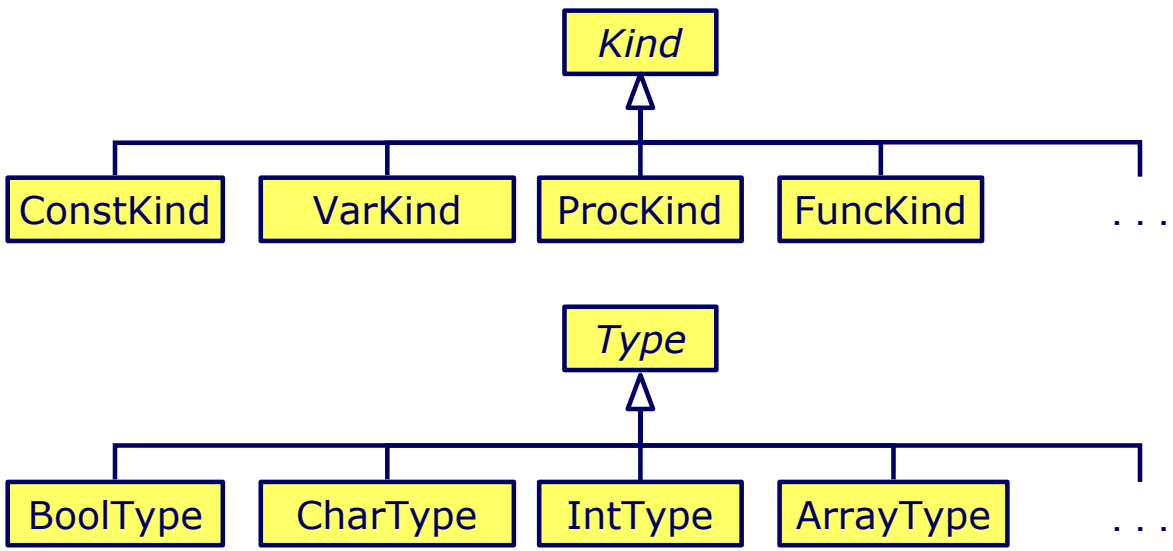
OK für sehr einfache Sprachen

Speicherung von Attributen 2

Objektorientierter Ansatz (explizite Speicherung)

```
public class Attribute {
    public Kind kind;
    public Type type;
}
```

Funktioniert, wird aber bei realistischer Sprache sehr leicht unhandlich



Beobachtungen

- Schon bloße Aufzählung in Form von Klassen langatmig
- Noch nicht berücksichtigt: Kombinationen
  - `array [1:10] of record int x; char y end;`
- Explizite Strukturen können leicht sehr komplex werden

- Idee: Im AST stehen bereits alle Daten
  - Deklarations-Unterbaum
- Als Attribute einfach Verweise auf ursprüngliche Definition eintragen
  - Dabei Geltungsbereiche beachten!

Beobachtungen

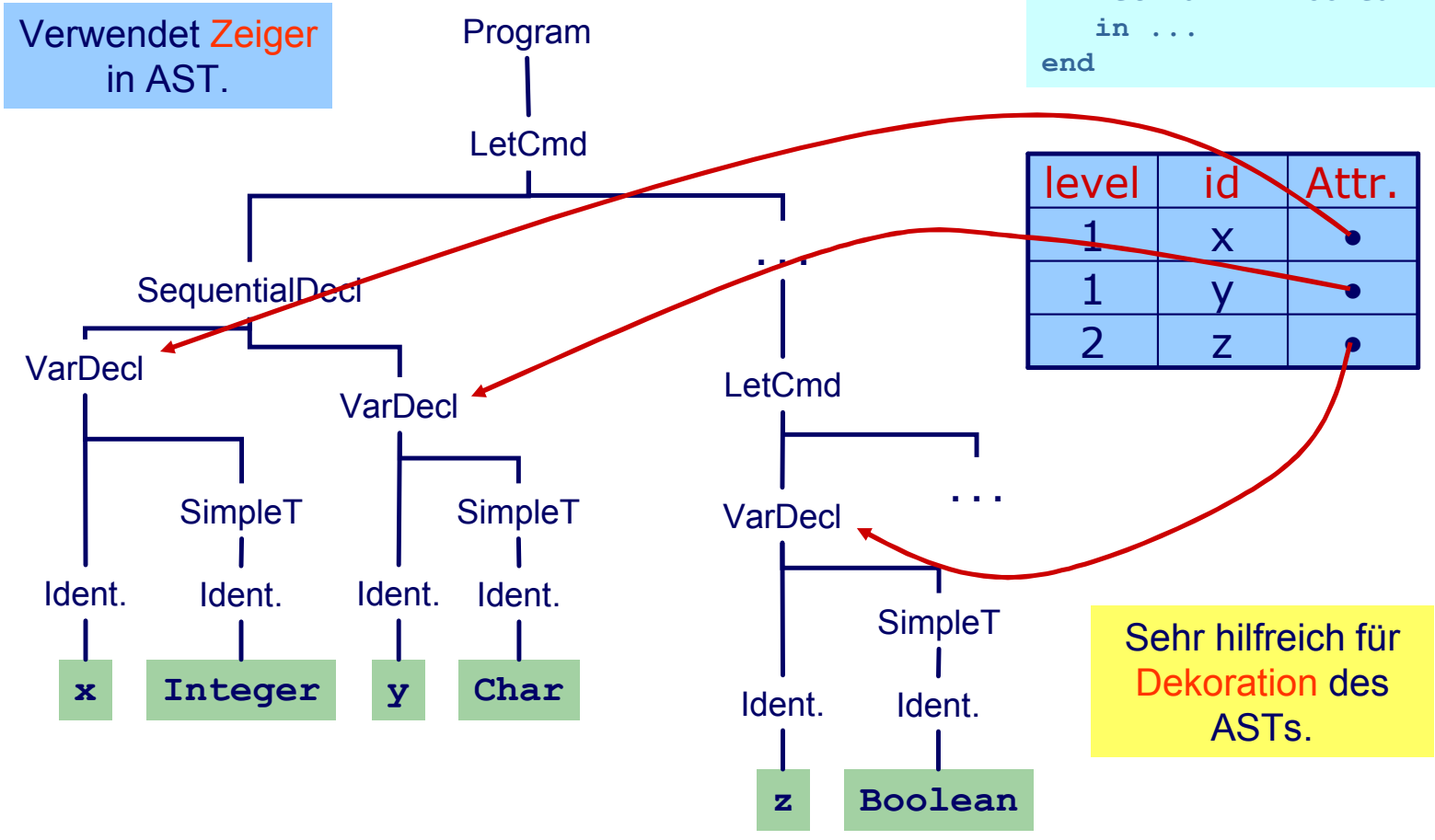
- Schon bloße Aufzählung in Form von Klassen langatmig
- Noch nicht berücksichtigt: Kombinationen
  - `array [1:10] of record int x; char y end;`
- Explizite Strukturen können leicht sehr komplex werden

- Idee: Im AST stehen bereits alle Daten
  - Deklarations-Unterbaum
- Als Attribute einfach Verweise auf ursprüngliche Definition eintragen
  - Dabei Geltungsbereiche beachten!

AST-basierte Attribute


```
let var x: Integer;
    var y: Char
in begin
   ...
   let var z: Boolean
   in ...
end
```

Verwendet Zeiger in AST.



Sehr hilfreich für Dekoration des ASTs.

Identifikation

Identifikation

- Erster Schritt der Kontextanalyse
- Beinhaltet Aufbau einer geeigneten Symboltabelle
- Aufgabe: Ordne Verwendungen von Bezeichnern ihren Definitionen zu
- Durch Pass über den AST realisierbar . . .

- aber besser: Kombinieren mit nächstem Schritt

↪ Typprüfung

Identifikation

- Erster Schritt der Kontextanalyse
- Beinhaltet Aufbau einer geeigneten Symboltabelle
- Aufgabe: Ordne Verwendungen von Bezeichnern ihren Definitionen zu
- Durch Pass über den AST realisierbar ...

- aber besser: Kombinieren mit nächstem Schritt

➥Typprüfung

Identifikation

- Erster Schritt der Kontextanalyse
- Beinhaltet Aufbau einer geeigneten Symboltabelle
- Aufgabe: Ordne Verwendungen von Bezeichnern ihren Definitionen zu
- Durch Pass über den AST realisierbar . . .

- aber besser: Kombinieren mit nächstem Schritt

➥ Typprüfung

Typprüfung

Typen

- Was ist ein Typ?
  - “Eine Einschränkung der möglichen Interpretationen eines Speicherbereiches oder eines anderen Programmkonstrukts.”
  - Eine Menge von Werten
- Warum Typen benutzen?
  - Fehlervermeidung: Verhindere eine Art von Programmierfehlern (“eckiger Kreis”)
  - Laufzeitoptimierung: Bindung zur Compile-Zeit erspart Entscheidungen zur Laufzeit
- Muß man immer Typen verwenden?
  - Nein, viele Sprachen kommen ohne aus
    - Assembler, Skriptsprachen, LISP, . . .

Typen

- Was ist ein Typ?
  - “Eine Einschränkung der möglichen Interpretationen eines Speicherbereiches oder eines anderen Programmkonstrukts.”
  - Eine Menge von Werten
- Warum Typen benutzen?
  - Fehlervermeidung: Verhindere eine Art von Programmierfehlern (“eckiger Kreis”)
  - Laufzeitoptimierung: Bindung zur Compile-Zeit erspart Entscheidungen zur Laufzeit
- Muß man immer Typen verwenden?
  - Nein, viele Sprachen kommen ohne aus
    - Assembler, Skriptsprachen, LISP, . . .

Typen

- Was ist ein Typ?
  - “Eine Einschränkung der möglichen Interpretationen eines Speicherbereiches oder eines anderen Programmkonstrukts.”
  - Eine Menge von Werten
- Warum Typen benutzen?
  - Fehlervermeidung: Verhindere eine Art von Programmierfehlern (“eckiger Kreis”)
  - Laufzeitoptimierung: Bindung zur Compile-Zeit erspart Entscheidungen zur Laufzeit
- Muß man immer Typen verwenden?
  - Nein, viele Sprachen kommen ohne aus
    - Assembler, Skriptsprachen, LISP, . . .

Typüberprüfung 1

- Bei statischer Typisierung ist jeder Ausdruck *E* entweder
  - Misstypisiert, oder
  - Hat einen statischen Typ *T*, der ohne Evaluation von *E* bestimmt werden kann
- *E* wird bei jeder (fehlerfreien) Evaluation den statischen Typ *T* haben
- Viele moderne Programmiersprachen bauen auf statische Typüberprüfung auf
  - OO-Sprachen haben aber auch dynamische Typprüfungen zur Laufzeit (Polymorphismus)

Typüberprüfung 1

- Bei statischer Typisierung ist jeder Ausdruck *E* entweder
  - Misstypisiert, oder
  - Hat einen statischen Typ *T*, der ohne Evaluation von *E* bestimmt werden kann
- *E* wird bei jeder (fehlerfreien) Evaluation den statischen Typ *T* haben
- Viele moderne Programmiersprachen bauen auf statische Typüberprüfung auf
  - OO-Sprachen haben aber auch dynamische Typprüfungen zur Laufzeit (Polymorphismus)

Typüberprüfung 1

- Bei statischer Typisierung ist jeder Ausdruck E entweder
  - Misstypisiert, oder
  - Hat einen statischen Typ T, der ohne Evaluation von E bestimmt werden kann
- E wird bei jeder (fehlerfreien) Evaluation den statischen Typ T haben
- Viele moderne Programmiersprachen bauen auf statische Typüberprüfung auf
  - OO-Sprachen haben aber auch dynamische Typprüfungen zur Laufzeit (Polymorphismus)

Typüberprüfung 2

Embedded Systems & Applications

Generelles Vorgehen

1. Berechne oder leite Typen von Ausdrücken her
   - Aus den Typen der Teilausdrücke und der Art der Verknüpfung
2. Überprüfe, das Typen der Ausdrücke Anforderungen aus dem Kontext genügen
   - Beispiel: Bedingung in `if`/`then` muß einen Boolean liefern

Typüberprüfung 2

Embedded Systems & Applications

Generelles Vorgehen

1. Berechne oder leite Typen von Ausdrücken her
   - Aus den Typen der Teilausdrücke und der Art der Verknüpfung
2. Überprüfe, das Typen der Ausdrücke Anforderungen aus dem Kontext genügen
   - Beispiel: Bedingung in **`if`**/**`then`** muß einen Boolean liefern

Typüberprüfung 3

Genauer: Bottom-Up Verfahren für statisch typisierte Programmiersprache

- Typen an den Blättern des AST sind bekannt
  - **Literale** Direkt aus Knoten (true/false, 23, 42, 'a')
  - **Variablen** Aus Symboltabelle
  - **Konstanten** Aus Symboltabelle
- Typen der internen Knoten herleitbar aus
  - Typen der Kinder
  - Typregel für die Art der Verknüpfung im Ausdruck

Typüberprüfung 3

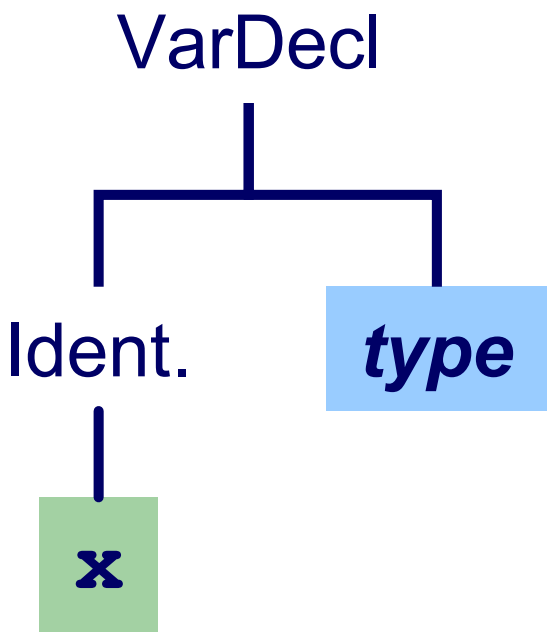
Genauer: Bottom-Up Verfahren für statisch typisierte Programmiersprache

- Typen an den Blättern des AST sind bekannt

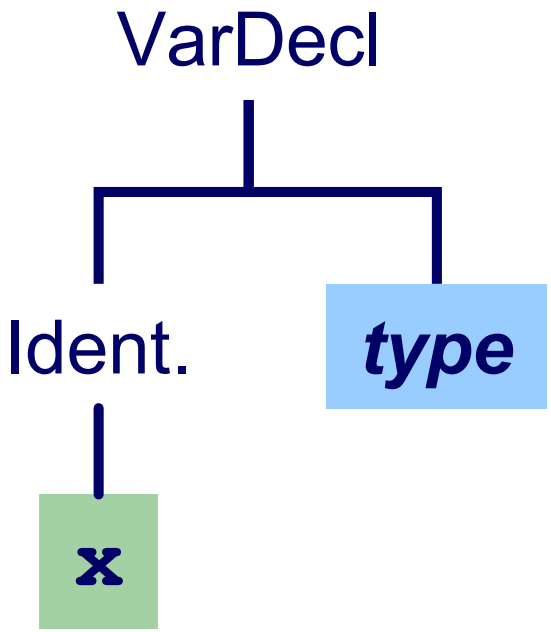
Literale	Direkt aus Knoten (true/false, 23, 42, 'a')
Variablen	Aus Symboltabelle
Konstanten	Aus Symboltabelle

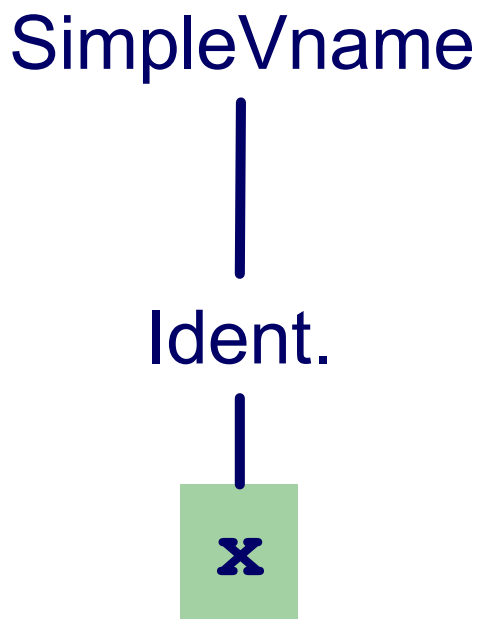
- Typen der internen Knoten herleitbar aus
  - Typen der Kinder
  - Typregel für die Art der Verknüpfung im Ausdruck

Beispiel: Typherleitung für Variablen

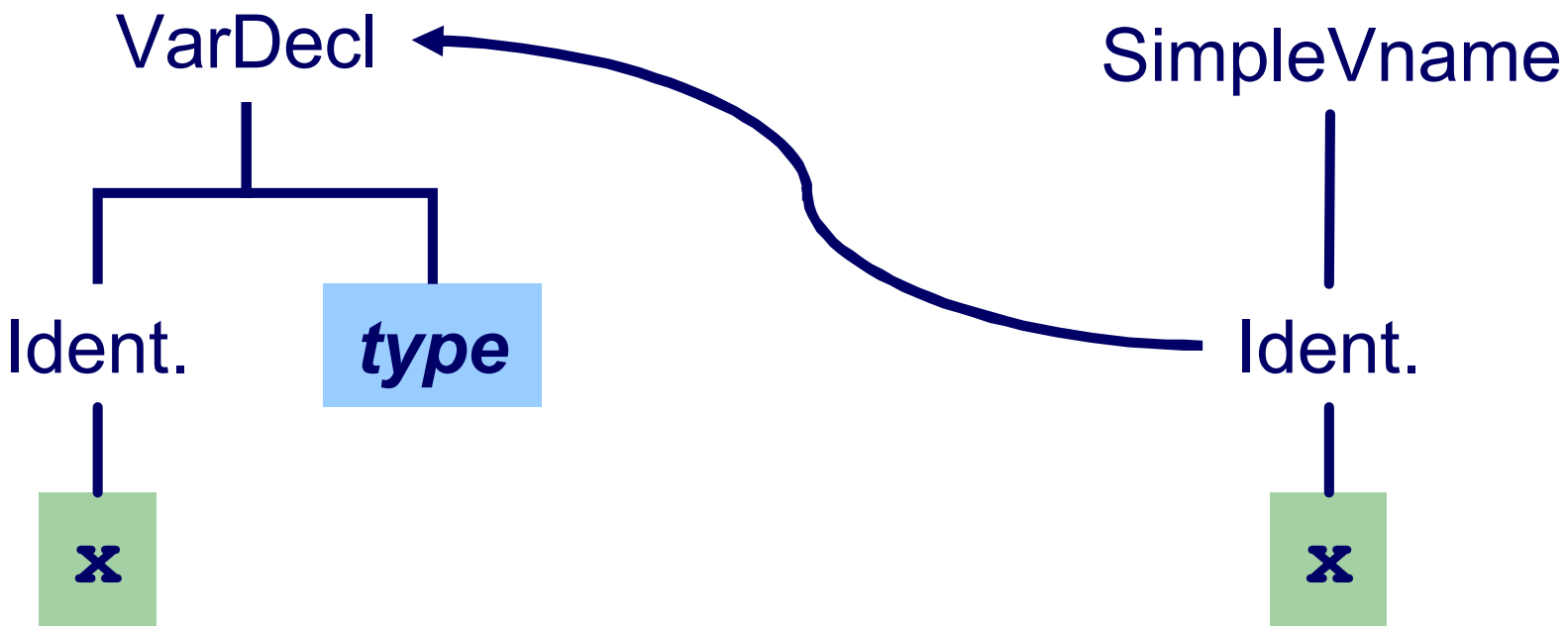


Beispiel: Typherleitung für Variablen

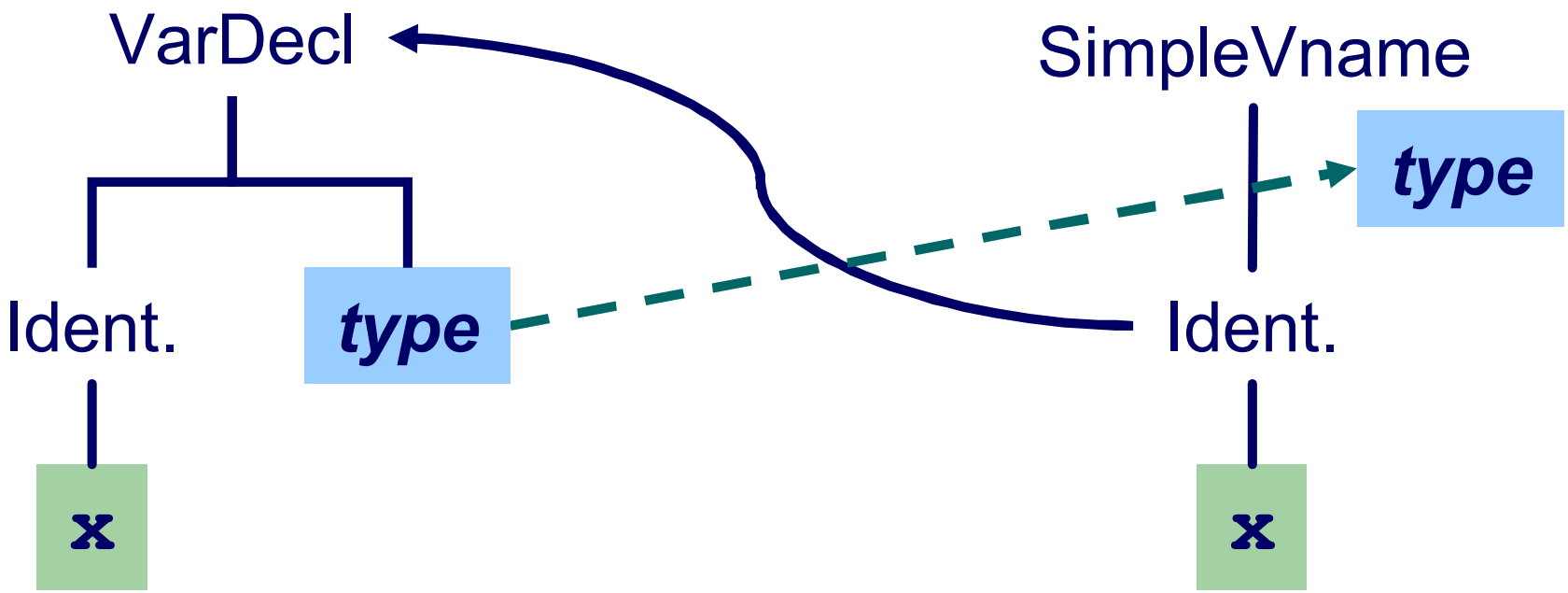




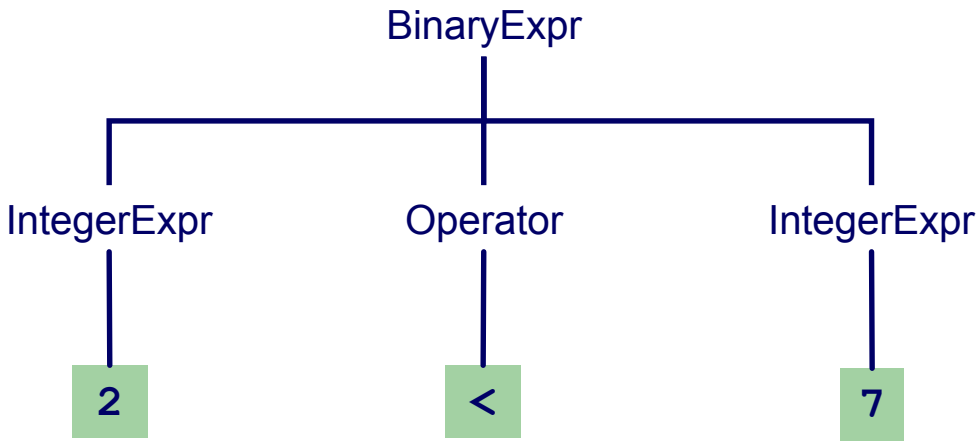
Beispiel: Typherleitung für Variablen



Beispiel: Typherleitung für Variablen

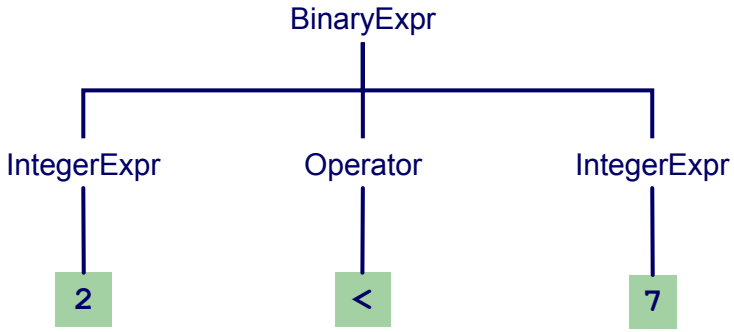


Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke



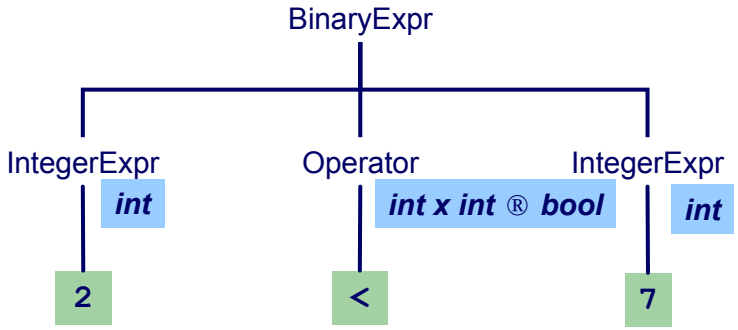
Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

Typregel für Binären Ausdruck:
Wenn op Operation vom Typ $T_1 x T_2 \rightarrow R$ ist, dann ist E_1 op E_2 typkorrekt und vom Typ R wenn E_1 and E_2 typkorrekt sind und typkompatibel zu T_1 bzw. T_2 sind



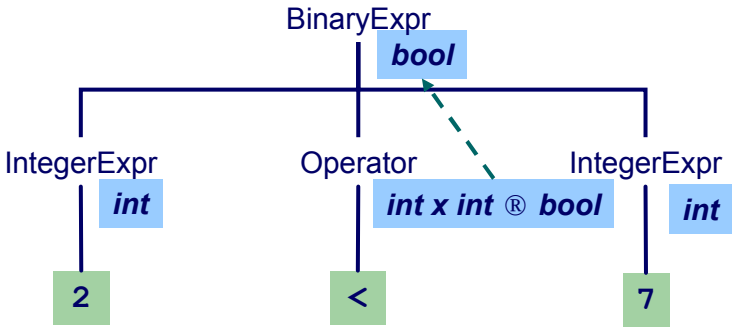
Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

Typregel für Binären Ausdruck:
Wenn op Operation vom Typ $T_1 x T_2 \rightarrow R$ ist, dann ist E_1 op E_2 typkorrekt und vom Typ R wenn E_1 and E_2 typkorrekt sind und typkompatibel zu T_1 bzw. T_2 sind



Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

Typregel für Binären Ausdruck:
Wenn op Operation vom Typ $T_1 x T_2 \rightarrow R$ ist, dann ist E_1 op E_2 typkorrekt und vom Typ R wenn E_1 and E_2 typkorrekt sind und typkompatibel zu T_1 bzw. T_2 sind



Beispiel: Typherleitung für Anweisungen

Anweisungen mit Ausdrücken

Typregel für **ifCommand**:

`if` *E* **`then`** *C1* **`else`** *C2*

ist typkorrekt genau dann, wenn

- *E* vom Typ Boolean ist und
- *C1* und *C2* selbst typkorrekt sind

Beispiel: Typherleitung für Anweisungen

Anweisungen mit Ausdrücken

Typregel für **ifCommand**:

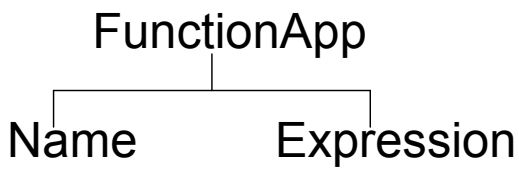
`if` *E* **`then`** *C1* **`else`** *C2*

ist typkorrekt genau dann, wenn

- *E* vom Typ Boolean ist und
- *C1* und *C2* selbst typkorrekt sind

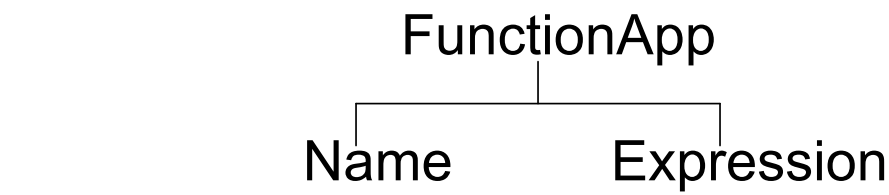
Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`



Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

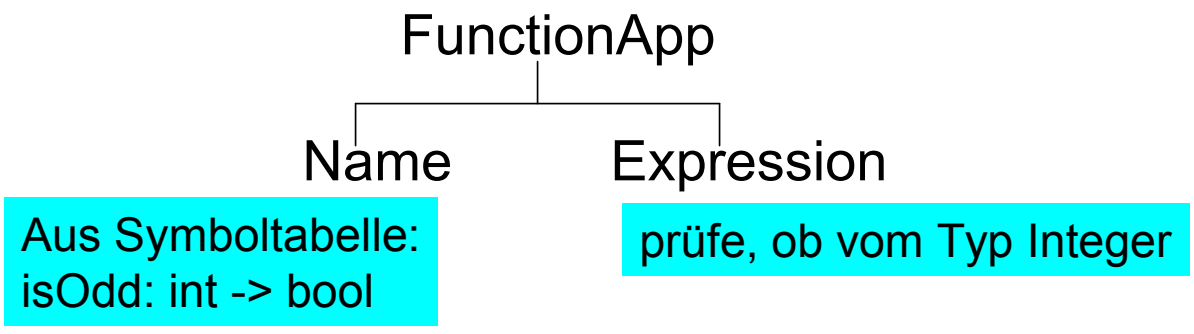
`isOdd(42)`



Aus Symboltabelle:
isOdd: int -> bool

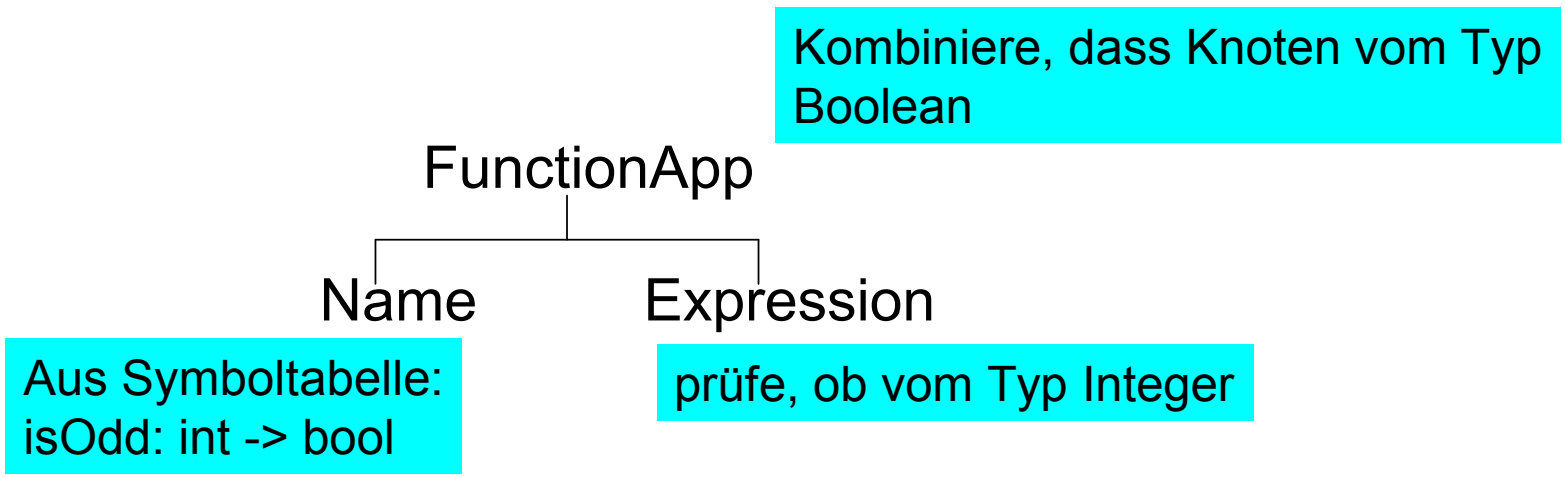
Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`



Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`



Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

`func f ( x : ParamType ) : ResultType` $\sim$ `Expression`

- Typprüfung des Körpers `Expression`
- Stelle sicher, dass Ergebnis von `ResultType` ist
- Dann Herleitung: `f:` $\texttt{ParamType} \rightarrow \texttt{ResultType}$

Idee: Vereinheitliche Typüberprüfung von Funktionen und Operatoren

- $+$`:` $\texttt{Integer} \times \texttt{Integer} \rightarrow \texttt{Integer}$
- $<$`:` $\texttt{Integer} \times \texttt{Integer} \rightarrow \texttt{Boolean}$

Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

`func f ( x : ParamType ) : ResultType` $\sim$ `Expression`

- Typprüfung des Körpers **`Expression`**
- Stelle sicher, dass Ergebnis von **`ResultType`** ist
- Dann Herleitung: **`f:`** $\mathbf{ParamType} \rightarrow \mathbf{ResultType}$

Idee: Vereinheitliche Typüberprüfung von Funktionen und Operatoren

- $+$**`:`** $\mathbf{Integer} \times \mathbf{Integer} \rightarrow \mathbf{Integer}$
- $<$**`:`** $\mathbf{Integer} \times \mathbf{Integer} \rightarrow \mathbf{Boolean}$

Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

`func f ( x : ParamType ) : ResultType` $\sim$ **`Expression`**

- Typprüfung des Körpers **`Expression`**
- Stelle sicher, dass Ergebnis von **`ResultType`** ist
- Dann Herleitung: **`f:`** $\mathbf{ParamType} \rightarrow \mathbf{ResultType}$

Idee: Vereinheitliche Typüberprüfung von Funktionen und Operatoren

- $+$**`:`** $\mathbf{Integer} \times \mathbf{Integer} \rightarrow \mathbf{Integer}$
- $<$**`:`** $\mathbf{Integer} \times \mathbf{Integer} \rightarrow \mathbf{Boolean}$

Algorithmus für Kontextanalyse

- Kombiniere Identifikation und Typprüfung in einem Pass
- Funktioniert, solange Bindung immer vor Verwendung
  - In (mini-)Triangle der Fall
- Mögliche Vorgehensweise
  - Tiefensuche von links nach rechts durch AST
  - Dabei sowohl Identifikation und Typüberprüfung
  - Speichere Ergebnisse durch Dekorieren des ASTs
    - Hinzufügen weiterer Informationen

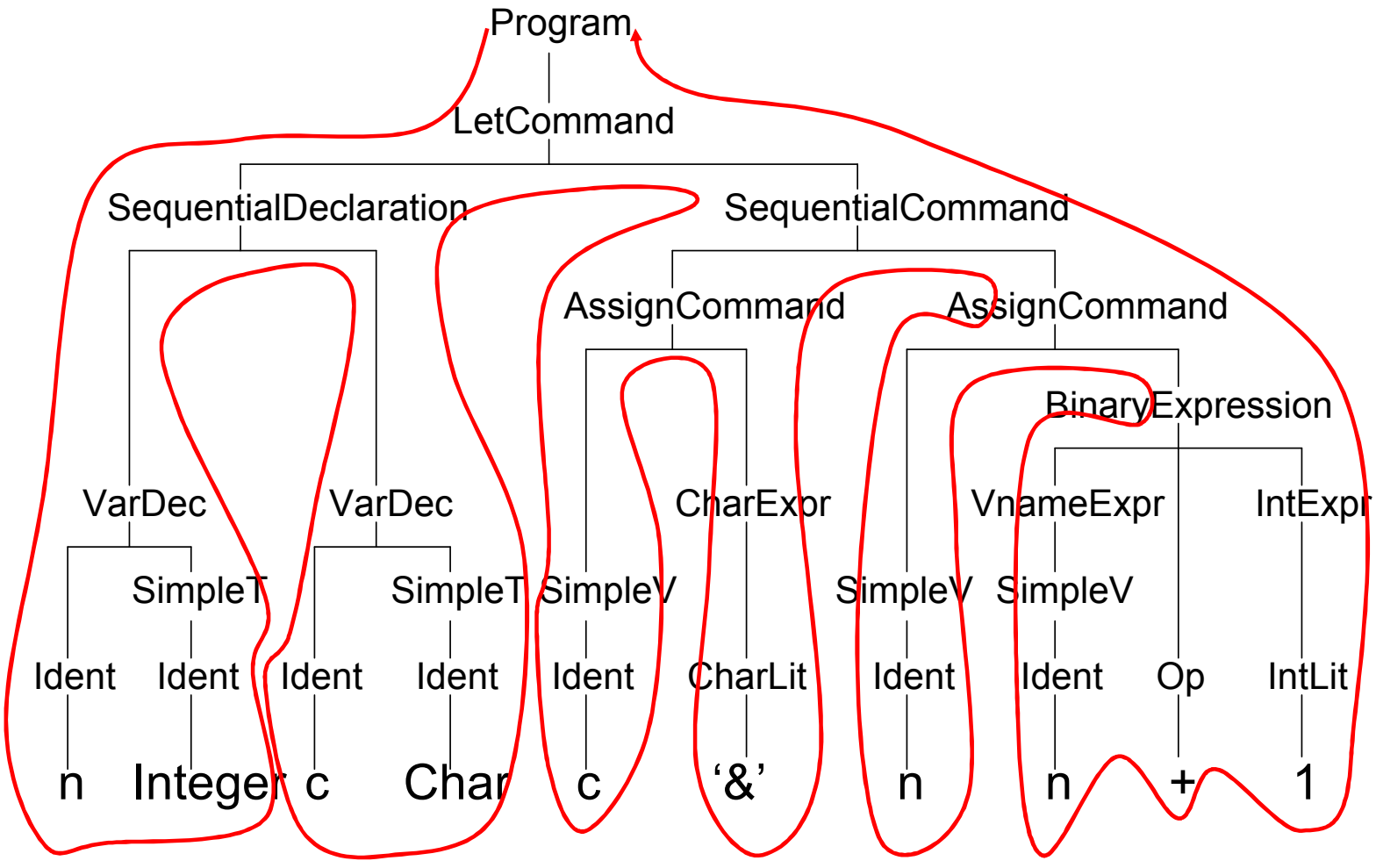
Algorithmus für Kontextanalyse

- Kombiniere Identifikation und Typprüfung in einem Pass
- Funktioniert, solange Bindung immer vor Verwendung
  - In (mini-)Triangle der Fall
- Mögliche Vorgehensweise
  - Tiefensuche von links nach rechts durch AST
  - Dabei sowohl Identifikation und Typüberprüfung
  - Speichere Ergebnisse durch Dekorieren des ASTs
    - Hinzufügen weiterer Informationen

Algorithmus für Kontextanalyse

- Kombiniere Identifikation und Typprüfung in einem Pass
- Funktioniert, solange Bindung immer vor Verwendung
  - In (mini-)Triangle der Fall
- Mögliche Vorgehensweise
  - Tiefensuche von links nach rechts durch AST
  - Dabei sowohl Identifikation und Typüberprüfung
  - Speichere Ergebnisse durch Dekorieren des ASTs
    - Hinzufügen weiterer Informationen

AST-Durchlauf



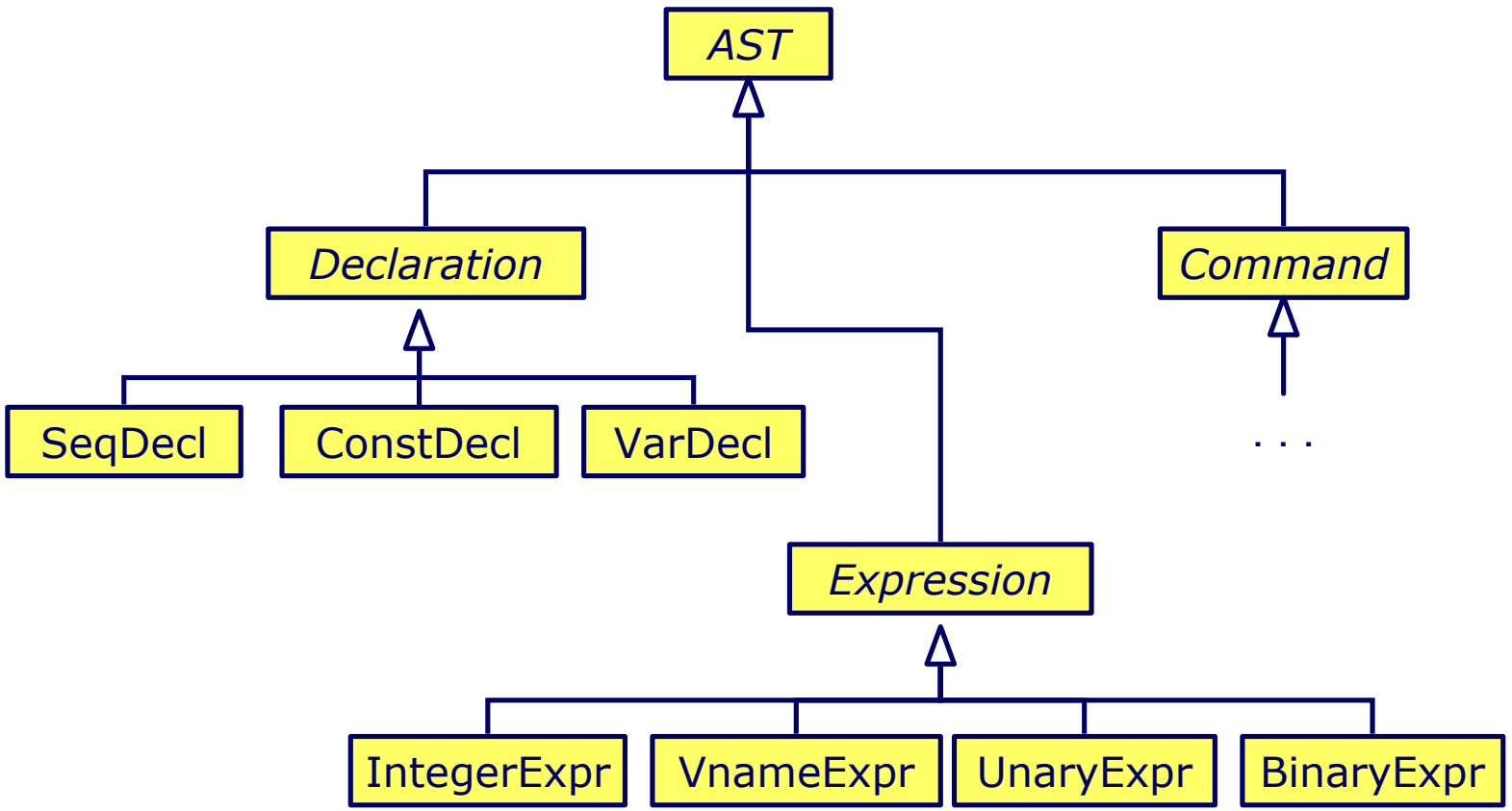
Abstrakter Syntaxbaum

Grammatik von abstrakter Syntax von Mini-Triangle

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

AST Knoten von Mini-Triangle

Klassenstruktur für AST

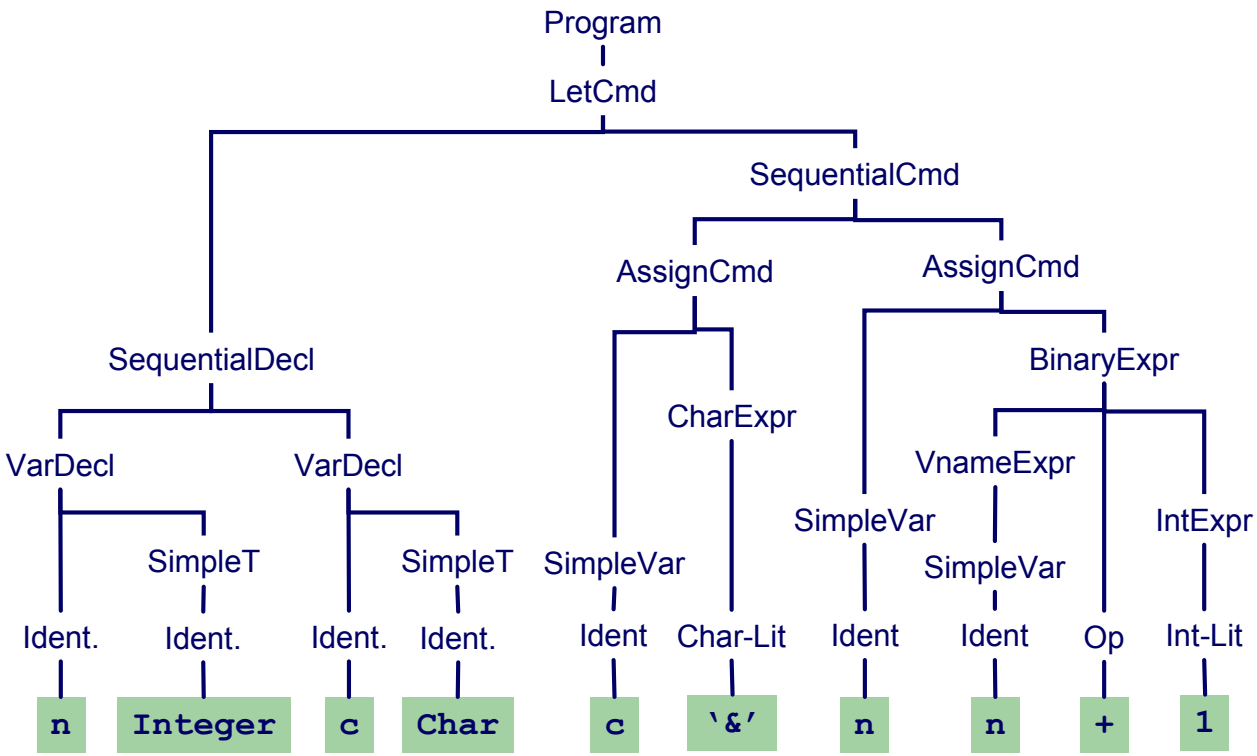


Klassendefinitionen für AST

Expression	::=	Integer-Literal	IntegerExpr
	|	V-name	VnameExpr
	|	Operator Expression	UnaryExpr
	|	Expression Operator Expression	BinaryExpr

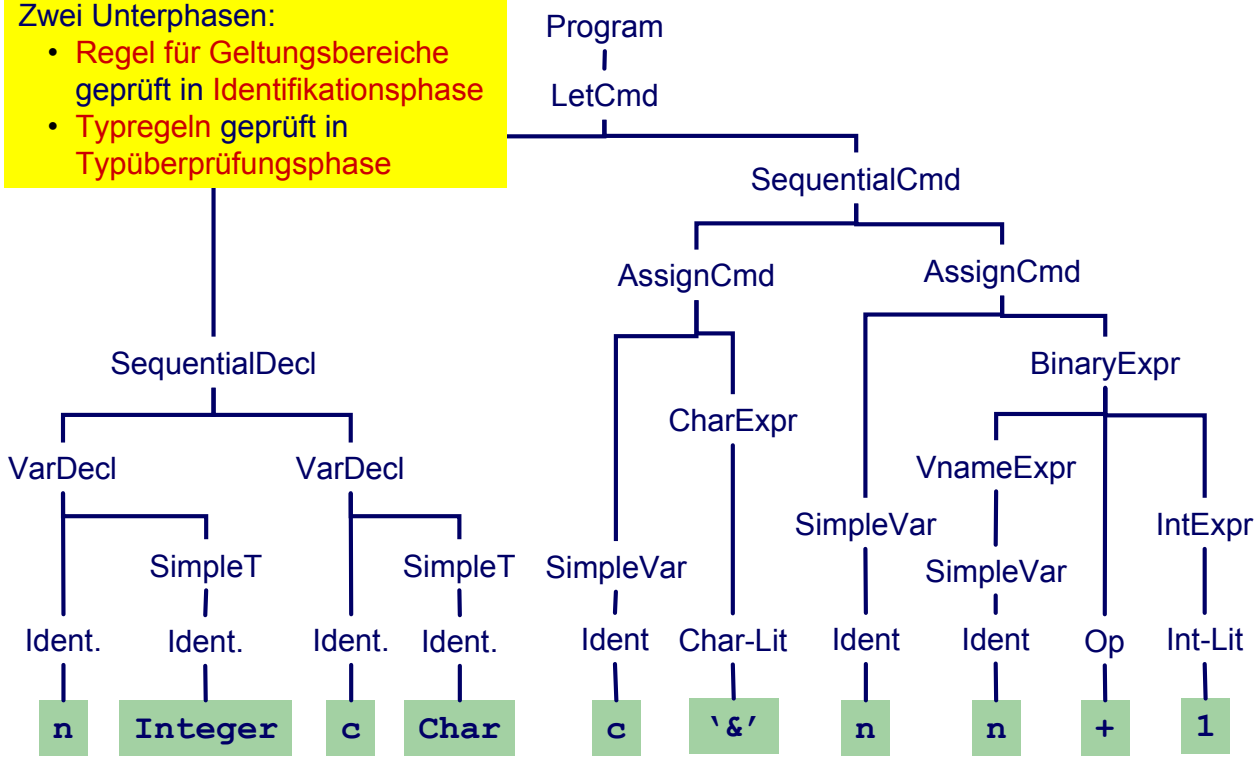
```
public class BinaryExpr extends Expression {
    public Expression E1, E2;
    public Operator   O;
}
public class UnaryExpr extends Expression {
    public Expression E;
    public Operator   O;
}
...
```

Gewünschtes Ergebnis

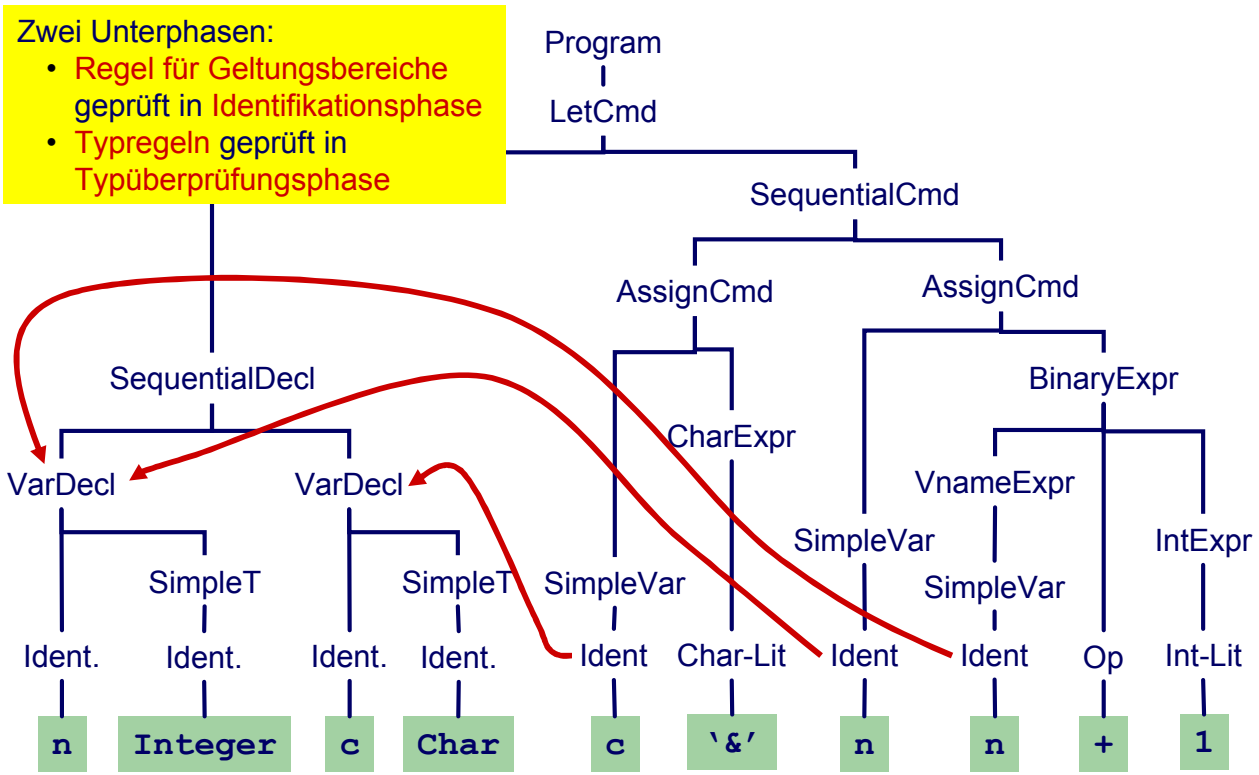


Gewünschtes Ergebnis

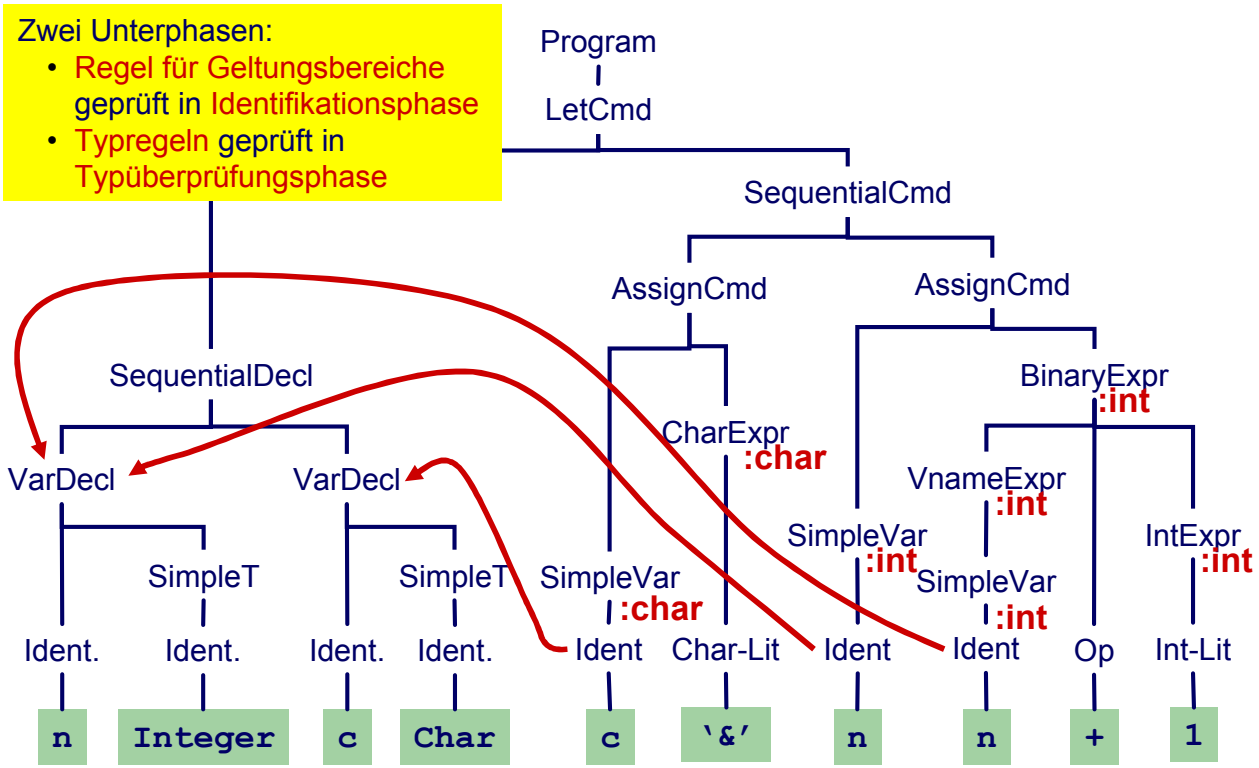
Zwei Unterphasen:
- Regel für Geltungsbereiche geprüft in Identifikationsphase
- Typregeln geprüft in Typüberprüfungsphase



Gewünschtes Ergebnis



Gewünschtes Ergebnis



Dekorierung des AST: Datenstruktur

Embedded Systems & Applications

Benötigt Erweiterung einiger AST Knoten um zusätzlich Instanzvariablen.

```
public abstract class Expression extends AST {
    // Every expression has a type
    public Type type;
    ...
}
```

```
public class Identifier extends Token {
    // Binding occurrence of this identifier
    public Declaration decl;
    ...
}
```

Wie nun bei Implementierung vorgehen?

Implementierung

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

- Erweitere jede AST-Subklasse um Methoden für
  - Typprüfung, Code-Erzeugung, Pretty-Printing, ...
- In jeder Methode: Durchlauf über Kinder

```
public abstract AST() {
    public abstract Object check(Object arg);
    public abstract Object encode(Object arg);
    public abstract Object prettyPrint(Object arg);
}
...
Program program;
program.check(null);
```

- Vorteil OO-Vorgehen leicht verständlich und implementierbar
- Nachteil Verhalten (Prüfung, Erzeugung, ...) ist verteilt über alle AST-Klassen, nicht sonderlich modular.

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

- Erweitere jede AST-Subklasse um Methoden für
  - Typprüfung, Code-Erzeugung, Pretty-Printing, ...
- In jeder Methode: Durchlauf über Kinder

```
public abstract AST() {
    public abstract Object check(Object arg);
    public abstract Object encode(Object arg);
    public abstract Object prettyPrint(Object arg);
}
...
Program program;
program.check(null);
```

Rückgabewert propagiert Daten aufwärts im AST

Extra `arg` propagiert Daten abwärts im AST

- Vorteil OO-Vorgehen leicht verständlich und implementierbar
- Nachteil Verhalten (Prüfung, Erzeugung, ...) ist verteilt über alle AST-Klassen, nicht sonderlich modular.

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

- Erweitere jede AST-Subklasse um Methoden für
  - Typprüfung, Code-Erzeugung, Pretty-Printing, ...
- In jeder Methode: Durchlauf über Kinder

```
public abstract AST() {
    public abstract Object check(Object arg);
    public abstract Object encode(Object arg);
    public abstract Object prettyPrint(Object arg);
}
...
Program program;
program.check(null);
```

Rückgabewert propagiert Daten aufwärts im AST

Extra `arg` propagiert Daten abwärts im AST

- Vorteil OO-Vorgehen leicht verständlich und implementierbar
- Nachteil Verhalten (Prüfung, Erzeugung, ...) ist verteilt über alle AST-Klassen, nicht sonderlich modular.

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

- Erweitere jede AST-Subklasse um Methoden für
  - Typprüfung, Code-Erzeugung, Pretty-Printing, ...
- In jeder Methode: Durchlauf über Kinder

```
public abstract AST() {
    public abstract Object check(Object arg);
    public abstract Object encode(Object arg);
    public abstract Object prettyPrint(Object arg);
}
...
Program program;
program.check(null);
```

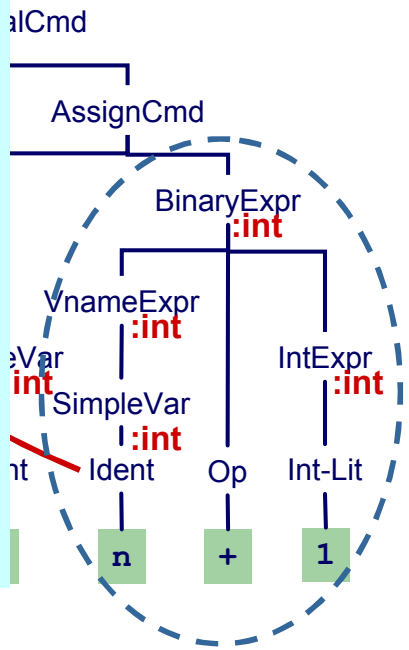
Rückgabewert propagiert Daten aufwärts im AST

Extra `arg` propagiert Daten abwärts im AST

- Vorteil OO-Vorgehen leicht verständlich und implementierbar
- Nachteil Verhalten (Prüfung, Erzeugung, ...) ist verteilt über alle AST-Klassen, nicht sonderlich modular.

Beispiel: Dekorierung via OO Ansatz

```
public abstract class Expression extends AST {
    public Type type;
    ...
}
public class BinaryExpr extends Expression {
    public Expression E1, E2;
    public Operator   O;

    public Object check(Object arg) {
        Type t1 = (Type) E1.check(null);
        Type t2 = (Type) E2.check(null);
        Op op   = (Op) O.check(null);
        Type result = op.compatible(t1,t2);
        if (result == null)
            report type error
        return result;
    }
    ...
}
```

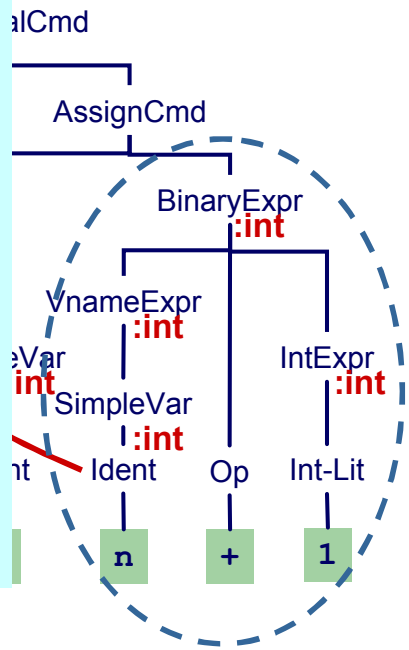


Beispiel: Dekorierung via OO Ansatz

```
public abstract class Expression extends AST {
    public Type type;
    ...
}
public class BinaryExpr extends Expression {
    public Expression E1, E2;
    public Operator   O;

    public Object check(Object arg) {
        Type t1 = (Type) E1.check(null);
        Type t2 = (Type) E2.check(null);
        Op op   = (Op) O.check(null);
        Type result = op.compatible(t1,t2);
        if (result == null)
            report type error
        return result;
    }
    ...
}
```

oder

```
Object[] tmp = new Object[2];
tmp[0] = t1; tmp[1] = t2;
Type result = (Type) O.check(tmp);
```



2. Versuch: “Funktionaler” Ansatz

Besser (?): Hier alles Verhalten zusammen in einer Methode

```
Type check(Expr e) {
   if (e instanceof IntLitExpr)
      return representation of type int
   else if (e instanceof BoolLitExpr)
      return representation of type bool
   else if (e instanceof EqExpr) {
      Type t = check(((EqExpr)e).left);
      Type u = check(((EqExpr)e).right);
      if (t == representation of type int &&
          u == representation of type int)
         return representation of type bool
   ...
```

➥Nicht sonderlich OO, ignoriert eingebauten Dispatcher

Alternative: Entwurfsmuster “Besucher”

- Engl. *Visitor Pattern*
- 1994 Gamma, Johnson, Helm, Vlissides (GoF)
- Neue Operationen auf Teilelementen (**part-of**) eines Objekts (z.B. AST)
- . . . ohne Änderung der Klassen der Objekte
- Besonders nützlich wenn
  - viele unterschiedliche und
  - unzusammenhängende Operationen
- . . . ausgeführt werden müssen
- ohne die Klassen der Teilelemente aufzublähen

Alternative: Entwurfsmuster “Besucher”

- Engl. *Visitor Pattern*
- 1994 Gamma, Johnson, Helm, Vlissides (GoF)
- Neue Operationen auf Teilelementen (**part-of**) eines Objekts (z.B. AST)
- . . . ohne Änderung der Klassen der Objekte
- Besonders nützlich wenn
  - viele unterschiedliche und
  - unzusammenhängende Operationen
- . . . ausgeführt werden müssen
- ohne die Klassen der Teilelemente aufzublähen

Alternative: Entwurfsmuster “Besucher”

- Engl. *Visitor Pattern*
- 1994 Gamma, Johnson, Helm, Vlissides (GoF)
- Neue Operationen auf Teilelementen (**part-of**) eines Objekts (z.B. AST)
- . . . ohne Änderung der Klassen der Objekte
- Besonders nützlich wenn
  - viele unterschiedliche und
  - unzusammenhängende Operationen
- . . . ausgeführt werden müssen
- ohne die Klassen der Teilelemente aufzublähen

Eigenschaften des Visitor-Pattern

- Operationen können mit dem Visitor-Pattern leicht hinzugefügt werden
- Visitor sammelt zusammengehörige Operationen und trennt sie von unverwandten
- Visitor durchbricht Kapselung
- Parameter und Return-Typen müssen in allen Visitors gleich sein
- Hängt stark von Klassenstruktur ab
- . . . Visitor problematisch, wenn die Struktur sich noch ändert

Benutzung von Visitors 1

- Definiere **`Visitor`**-Schnittstelle für Besuch von AST-Knoten
- Füge zu jeder AST-Subklasse **`XYZ`** eine einzelne **`visit`**-Methode hinzu
  - In der Literatur auch **`accept`** genannt, hier mißverständlich mit Parser
- Rufe dort Methode **`visitXYZ`** der **`Visitor`**-Klasse auf

```
public abstract AST() {
    public abstract Object visit(Visitor v, Object arg);
}
public class AssignCmd extends Command {
    public Object visit(Visitor v, Object arg) {
        return v.visitAssignCmd(this, arg);
    }
}
```

Benutzung von Visitors 1

- Definiere **`Visitor`**-Schnittstelle für Besuch von AST-Knoten
- Füge zu jeder AST-Subklasse **`XYZ`** eine einzelne **`visit`**-Methode hinzu
  - In der Literatur auch **`accept`** genannt, hier mißverständlich mit Parser
- Rufe dort Methode **`visitXYZ`** der **`Visitor`**-Klasse auf

```
public abstract AST() {
    public abstract Object visit(Visitor v, Object arg);
}
public class AssignCmd extends Command {
    public Object visit(Visitor v, Object arg) {
        return v.visitAssignCmd(this, arg);
    }
}
```

Unterschiedliche Implementierungen der Methode realisieren die geforderte Funktionalität (Typüberprüfung, Code-Erzeugung, ...)

Benutzung von Visitors 2

```
public class XYZ extends ... {
    Object visit(Visitor v, Object arg) {
        return v.visitXYZ(this, arg);
    }
}
```

```
public interface Visitor {
    public Object visitProgram
            (Program prog, Object arg);
    ...
    public Object visitAssignCmd
            (AssignCmd cmd, Object arg);
    public Object visitSequentialCmd
            (SequentialCmd cmd, Object arg);
    ...
    public Object visitVnameExpression
            (VnameExpression e, Object arg);
    public Object visitBinaryExpression
            (BinaryExpression e, Object arg);
    ...
}
```

Interface Visitor definiert **visitXYZ** für alle Subklassen **XYZ** von AST

```
    public Object visitXYZ
            (XYZ x, Object arg);
```

Kontextanalyse als Visitor

Jetzt alle benötigten Methoden zusammen in einer Klasse

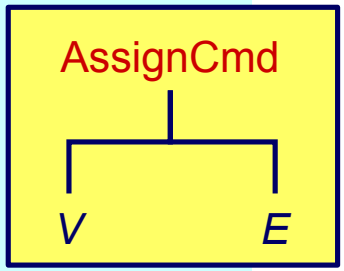
```
public class Checker implements Visitor {

    private SymbolTable symtab;

    public void check(Program prog) {
        symtab = new SymbolTable();
        prog.visit(this, null);
    }

    ... + implementations of all methods of Visitor
}
```

Wurzelknoten des AST

Beispiel: **AssignCmd**

```
public class XYZ extends ... {
  Object visit(Visitor v,
               Object arg) {
    return v.visitXYZ(this, arg);
  }
}
```

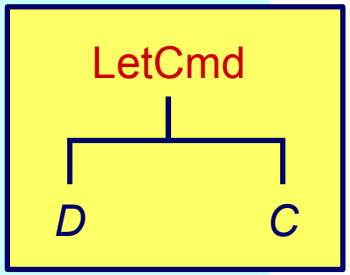
```
public Object visitAssignCmd
          (AssignCmd com, Object arg) {
   Type vType = (Type) com.V.visit(this, null);
   Type eType = (Type) com.E.visit(this, null);
   if (! com.V.variable)
       error: left side is not a variable
   if (! eType.equals(vType))
       error: types are not equivalent
   return null;
}
```



Beispiel: **LetCmd**

```
public class XYZ extends ... {
  Object visit(Visitor v,
               Object arg) {
    return v.visitXYZ(this, arg);
  }
}
```

```
public Object visitLetCmd
          (LetCmd com, Object arg) {
    symtab.openScope();
    com.D.visit(this, null);
    com.C.visit(this, null);
    symtab.closeScope();
    return null;
}
```

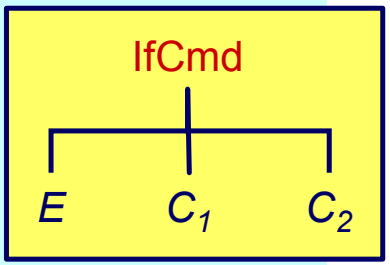


letCmd öffnet (und schließt) eine Ebene von Geltungsbereichen in Symboltabelle.

Beispiel: **IfCmd**

```
public class XYZ extends ... {
  Object visit(Visitor v,
               Object arg) {
    return v.visitXYZ(this, arg);
  }
}
```

```
public Object visitIfCmd
          (IfCmd com, Object arg) {
    Type eType = (Type)com.E.visit(this, null);
    if (! eType.equals(Type.bool))
        error: condition is not a boolean
    com.C1.visit(this, null);
    com.C2.visit(this, null);
    return null;
}
```



Beispiel: **IntegerExpr**

```
public class XYZ extends ... {
  Object visit(Visitor v,
               Object arg) {
    return v.visitXYZ(this, arg);
  }
}
```

```
public Object visitIntegerExpr
          (IntegerExpr expr, Object arg) {
    expr.type = Type.int;
    return expr.type;
}
```

Dekoriere den IntegerExpr Knoten im AST

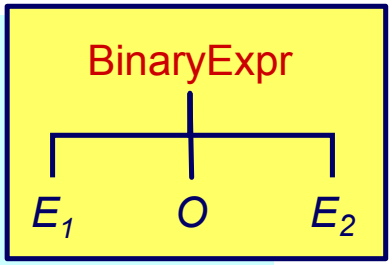
IntegerExpr

IL

nicht ins Terminal IL absteigen

Beispiel: **BinaryExpr**

```
public Object visitBinaryExpr
          (BinaryExpr expr, Object arg) {
    Type e1Type = (Type) expr.E1.visit(this, null);
    Type e2Type = (Type) expr.E2.visit(this, null);
    OperatorDeclaration opdecl =
        (OperatorDeclaration) expr.O.visit(this, null);
    if (opdecl == null) {
        error: no such operator
        expr.type = Type.error;
    } else if (opdecl instanceof BinaryOperatorDeclaration) {
        BinaryOperatorDeclaration bopdecl =
            (BinaryOperatorDeclaration) opdecl;
        if (! e1Type.equals(bopdecl.operand1Type))
            error: left operand has the wrong type
        if (! e2Type.equals(bopdecl.operand2Type))
            error: right operand has the wrong type
        expr.type = bopdecl.resultType;
    } else {
        error: operator is not a binary operator
        expr.type = Type.error;
    }
    return expr.type;
}
```



Weitere Methoden in PLPJ.

Beispiel: **VarDecl** und **ConstDecl**

```
// Declaration checking
public Object visitVarDeclaration (VarDeclaration decl,Object arg) {
   decl.T.visit(this,null);
   idTable.enter(decl.I.spelling,decl);
   return null;
}

public Object visitConstDeclaration (ConstDeclaration decl,Object arg) {
   decl.E.visit(this,null);
   idTable.enter(decl.I.spelling,decl);
   return null;
}

...
```

Beispiel: **simpleVName**

```
// VName checking
public Object visitSimpleVName (SimpleVname vname, Object arg) {
   Declaration decl = vname.I.visit(this,null);
   if (decl==null) {
      // error: VName not declared
   } else if (decl instanceof ConstDeclaration) {
      vname.type = ((ConstDeclaration) decl).E.type);
      vname.variable = false;
   } else if (decl instanceof VarDeclaration) {
      vname.type = ((VarDeclaration) decl).T.type);
      vname.variable = true;
   }
   return vname.type;
}
```

Zusammenfassung aller `visitXYZ`-Methoden

Program	`visitProgram`	• return `null`
Command	`visit..Cmd`	• return `null`
Expression	`visit..Expr`	• dekoriere ihn mit seinem Typ • return Typ
Vname	`visitSimpleVname`	• dekoriere ihn mit seinem Typ • setze Flag, falls Variable • return Typ
Declaration	`visit..Decl`	• trage alle deklarierten Bezeichner in Symboltabelle ein • return `null`
TypeDenoter	`visit..TypeDenoter`	• dekoriere ihn mit seinem Typ • return Typ
Identifier	`visitIdentifier`	• prüfe ob Bezeichner deklariert ist • verweise auf bindende Deklaration • return diese Deklaration
Operator	`visitOperator`	• prüfe ob Operator deklariert ist • verweise auf bindende Deklaration • return diese Deklaration

Ausnutzung von Overloading

Ersetze in Java

```
public class SomePass implements Visitor {
...
 public Object visitXYZ(XYZ x, Object arg); ...
}
```

durch:

```
public class SomePass implements Visitor {
...
 public Object visit(XYZ x ,Object arg); ...
}
```

Mißverständlich: `visit` in AST-Subklasse, `visit` in Visitor

Ausnutzung von Overloading

Ersetze in Java

```
public class SomePass implements Visitor {
...
 public Object visitXYZ(XYZ x, Object arg); ...
}
```

durch:

```
public class SomePass implements Visitor {
...
 public Object visit(XYZ x ,Object arg); ...
}
```

Mißverständlich: `visit` in AST-Subklasse, `visit` in Visitor

Standardumgebung

Vordefinierte Bezeichner

- Wo kommen Definitionen her z.B. von . . .
  - `Integer`, `Char`, `Boolean`
  - `true`, `false`
  - `putint`, `getint`
  - `+`, `-`, `*`
- Müssen vorliegen, damit Algorithmus funktionieren kann.

➥ Vorher definieren (leicht gesagt ...)

Vordefinierte Bezeichner

- Wo kommen Definitionen her z.B. von . . .
  - **`Integer`**, **`Char`**, **`Boolean`**
  - **`true`**, **`false`**
  - **`putint`**, **`getint`**
  - **`+`**, **`-`**, **`*`**
- Müssen vorliegen, damit Algorithmus funktionieren kann.

➥ Vorher definieren (leicht gesagt ...)

Vordefinierte Bezeichner

- Wo kommen Definitionen her z.B. von . . .
  - **`Integer`**, **`Char`**, **`Boolean`**
  - **`true`**, **`false`**
  - **`putint`**, **`getint`**
  - **`+`**, **`-`**, **`*`**
- Müssen vorliegen, damit Algorithmus funktionieren kann.

➥ Vorher definieren (leicht gesagt ...)

Mini-Triangle: Eingebaute (primitive) Typen 1

Embedded Systems & Applications

Entsprechende Type-Objekte als Singletons anlegen

```
public class Type {
  private byte kind; // INT, BOOL or ERROR
  public static final byte
    BOOL=0, INT=1, ERROR=-1;

  private Type(byte kind) { ... }

  public boolean equals(Object other) { ... }

  public static Type boolT = new Type(BOOL);      // eingebaute Typen!
  public static Type intT  = new Type(INT);
  public static Type errorT  = new Type(ERROR);
}
```

Mini-Triangle: Eingebaute (primitive) Typen 2

Embedded Systems & Applications

Damit jetzt möglich

```
// Type denoter checking
public Object visitSimpleTypeDen (SimpleTypeDen den,Object arg) {
   if (den.I.spelling.equals("Integer")
      den.type = Type.intT;
   else if (den.I.spelling.equals("Boolean")
      den.type = Type.boolT;
   else {
      // error: unknown type denoter
      den.type = Type.errorT;
   }
   return den.type;
}

...
```

Standardumgebung

Embedded Systems & Applications

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...
- Direkt im Compiler implementiert
  - Pascal, teilweise C, Java, ...
  - (mini)-Triangle
- In beiden Fällen
  - Primitive Operationen nicht weiter in Eingabesprache beschreibbar
    ➥“black boxes”, nur Deklarationen sichtbar
- Geltungsbereich der Standardumgebung
  - Ebene 0: Um gesamtes Programm herum oder
  - Ebene 1: Auf Ebene der globalen Deklarationen im Programm

Standardumgebung

Embedded Systems & Applications

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...
- Direkt im Compiler implementiert
  - Pascal, teilweise C, Java, ...
  - (mini)-Triangle
- In beiden Fällen
  - Primitive Operationen nicht weiter in Eingabesprache beschreibbar
    ➥"black boxes", nur Deklarationen sichtbar
- Geltungsbereich der Standardumgebung
  - Ebene 0: Um gesamtes Programm herum oder
  - Ebene 1: Auf Ebene der globalen Deklarationen im Programm

Standardumgebung

Embedded Systems & Applications

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...
- Direkt im Compiler implementiert
  - Pascal, teilweise C, Java, ...
  - (mini)-Triangle
- In beiden Fällen
  - Primitive Operationen nicht weiter in Eingabesprache beschreibbar
    ➥“black boxes”, nur Deklarationen sichtbar
- Geltungsbereich der Standardumgebung
  - Ebene 0: Um gesamtes Programm herum oder
  - Ebene 1: Auf Ebene der globalen Deklarationen im Programm

Standardumgebung

Embedded Systems & Applications

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...
- Direkt im Compiler implementiert
  - Pascal, teilweise C, Java, ...
  - (mini)-Triangle
- In beiden Fällen
  - Primitive Operationen nicht weiter in Eingabesprache beschreibbar
    ➥"black boxes", nur Deklarationen sichtbar
- Geltungsbereich der Standardumgebung
  - Ebene 0: Um gesamtes Programm herum oder
  - Ebene 1: Auf Ebene der globalen Deklarationen im Programm

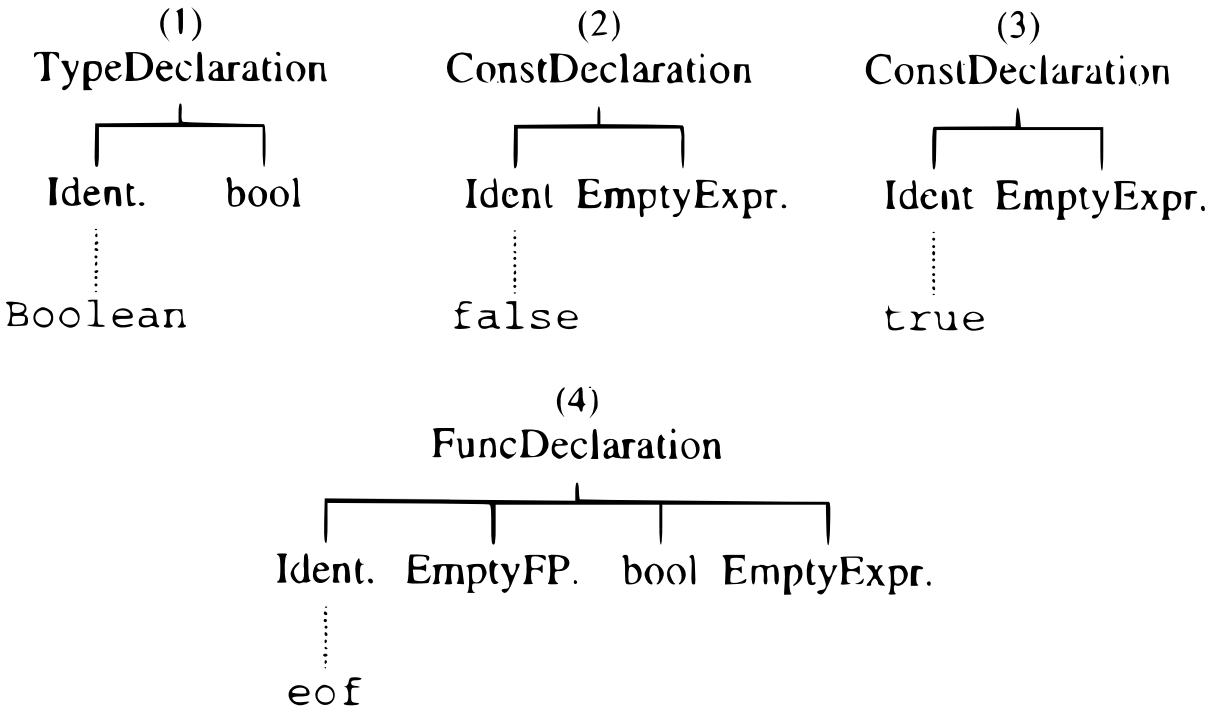
Triangle

Standardumgebung: Realisierung in Triangle 1

- Idee: Trage Deklarationen vorher direkt in AST ein
- Wohlgemerkt: Ohne konkrete Realisierung
  - Behandlung als Sonderfälle während Optimierung und Code-Erzeugung
- Deklarationen als Sub-ASTs ohne Definition

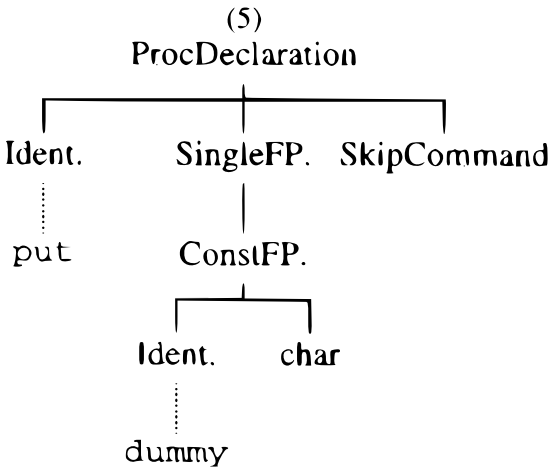
Standardumgebung: Realisierung in Triangle 2

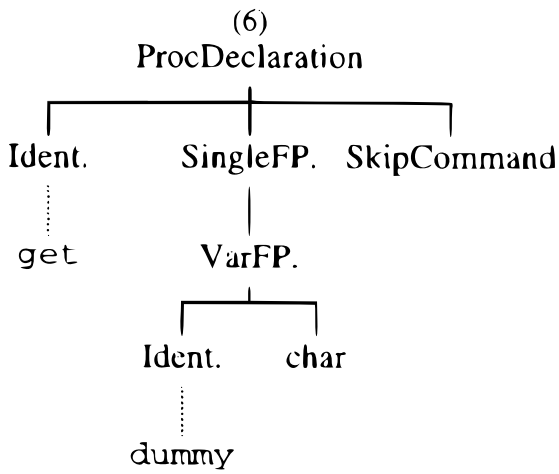
Beispiel: **`Boolean`**, **`false`**, **`true`**, **`eof():Boolean`**

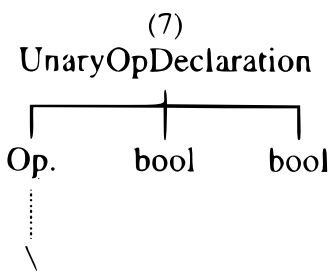


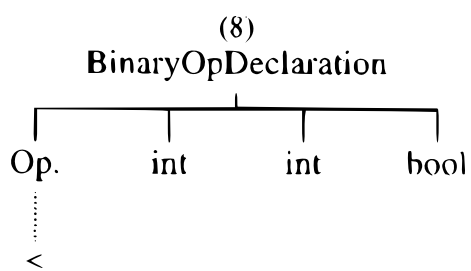
Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3

Beispiel: `put(c)`, `get(var c)`, `\ b`, `e1 < e2`









Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3

Embedded Systems & Applications

Eintragen der Umgebung am Anfang der syntaktischen Analyse

```
private void establishStdEnvironment () {

  // idTable.startIdentification();
  StdEnvironment.booleanType = new BoolTypeDenoter(dummyPos);
  StdEnvironment.integerType = new IntTypeDenoter(dummyPos);
  StdEnvironment.charType = new CharTypeDenoter(dummyPos);
  StdEnvironment.anyType = new AnyTypeDenoter(dummyPos);
  StdEnvironment.errorType = new ErrorTypeDenoter(dummyPos);

  StdEnvironment.booleanDecl = declareStdType("Boolean", StdEnvironment.booleanType);
  StdEnvironment.falseDecl = declareStdConst("false", StdEnvironment.booleanType);
  StdEnvironment.trueDecl = declareStdConst("true", StdEnvironment.booleanType);
  StdEnvironment.notDecl = declareStdUnaryOp("\\", StdEnvironment.booleanType, StdEnvironment.booleanType);
```

Standardumgebung: Realisierung in Triangle 4

Anlegen einer vorbelegten Konstante

```
// Creates a small AST to represent the "declaration" of a standard
// type, and enters it in the identification table.

private ConstDeclaration declareStdConst (String id, TypeDenoter constType) {

  IntegerExpression constExpr;
  ConstDeclaration binding;

  // constExpr used only as a placeholder for constType
  constExpr = new IntegerExpression(null, dummyPos);
  constExpr.type = constType;
  binding = new ConstDeclaration(new Identifier(id, dummyPos), constExpr, dummyPos);
  idTable.enter(id, binding);
  return binding;
}
```

Typäquivalenz 1

Mini-Triangle: Nur primitive Typen

- Einfach:
- Beispiel: `if` *E1* `=` *E2* `then ...`
- Typen von *E1* und *E2* müssen identisch sein
- `e1.type == e2.type`

Typäquivalenz 2

Triangle ist komplizierter:
Arrays, Records, benutzdefinierte Typen

Beispiel 1

```
type T1 ~ record n: Integer; c: Char end;
type T2 ~ record c: Char; n: Integer end;

var t1 : T1; var t2 : T2;

if t1 = t2 then ...
```

Legal?

Typäquivalenz 3

Beispiel 2

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : array 8 of Char;

if w1 = w2 then ...
```

Legal?

➥Wann sind zwei Typen äquivalent?

1. Möglichkeit: Strukturelle Typäquivalenz

Typen sind genau dann äquivalent, wenn ihre Struktur äquivalent ist.

- Primitive Typen: Müssen identisch sein
- Arrays: Äquivalenter Typ für Elemente, gleiche Anzahl
- Records: Gleiche Namen für Elemente, äquivalenter Typ für Elemente, gleiche Reihenfolge der Elemente

1. Möglichkeit: Strukturelle Typäquivalenz

Typen sind genau dann äquivalent, wenn ihre Struktur äquivalent ist.

- Primitive Typen: Müssen identisch sein
- Arrays: Äquivalenter Typ für Elemente, gleiche Anzahl
- Records: Gleiche Namen für Elemente, äquivalenter Typ für Elemente, gleiche Reihenfolge der Elemente

2. Möglichkeit: Typäquivalenz über Namen

Jedes Vorkommen eines nicht-primitiven Typs (selbstdefiniert, Array, Record) beschreibt einen neuen und einzigartigen Typ, der nur zu sich selbst äquivalent ist.

Beispiele Typäquivalenz 1

In Triangle: strukturelle Typäquivalenz

Beispiel 1

```
type T1 ~ record n: Integer; c: Char end;
type T2 ~ record c: Char; n: Integer end;

var t1 : T1; var t2 : T2;

if t1 = t2 then ...
```

Struktur nicht äquivalent, Namen nicht äquivalent

Beispiele Typäquivalenz 1

In Triangle: strukturelle Typäquivalenz

Beispiel 1

```
type T1 ~ record n: Integer; c: Char end;
type T2 ~ record c: Char; n: Integer end;

var t1 : T1; var t2 : T2;

if t1 = t2 then ...
```

Struktur nicht äquivalent, Namen nicht äquivalent

Beispiele Typäquivalenz 2

Beispiel 2

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : array 8 of Char;

if w1 = w2 then ...
```

Struktur äquivalent, Namen nicht äquivalent

Beispiele Typäquivalenz 2

Beispiel 2

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : array 8 of Char;

if w1 = w2 then ...
```

Struktur äquivalent, Namen nicht äquivalent

Beispiele Typäquivalenz 3

Beispiel 3

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : Word;

if w1 = w2 then ...
```

Struktur äquivalent, Namen äquivalent

Beispiele Typäquivalenz 3

Beispiel 3

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : Word;

if w1 = w2 then ...
```

Struktur äquivalent, Namen äquivalent

Handhabung komplexer Typen 1

- Einfache Klasse `Type` reicht nicht mehr aus
- Kann beliebig kompliziert werden
- Idee: Verweis auf Typbeschreibung im AST
- Abstrakte Klasse `TypeDenoter`, Unterklassen
  - `IntegerTypeDenoter`
  - `ArrayTypeDenoter`
  - `RecordTypeDenoter`
  - ...

Handhabung komplexer Typen 1

- Einfache Klasse **`Type`** reicht nicht mehr aus
- Kann beliebig kompliziert werden
- Idee: Verweis auf Typbeschreibung im AST
- Abstrakte Klasse **`TypeDenoter`**, Unterklassen
  - **`IntegerTypeDenoter`**
  - **`ArrayTypeDenoter`**
  - **`RecordTypeDenoter`**
  - ...

Handhabung komplexer Typen 2

Embedded Systems & Applications

Vorgehen

1. Ersetze in Kontextanalyse alle Typenbezeichner durch Verweise auf Sub-ASTs der Typdeklaration
2. Führe Typprüfung durch strukturellen Vergleich der Sub-ASTs der Deklarationen durch

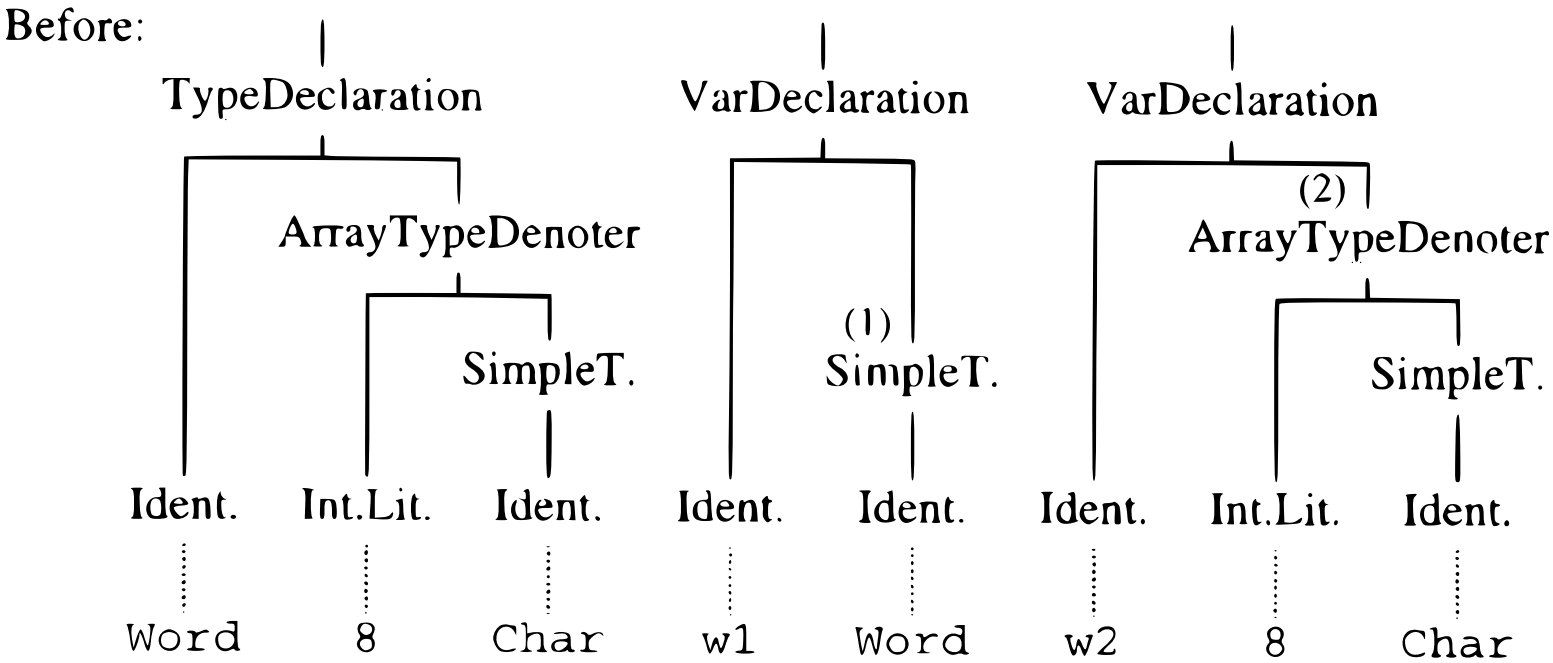
Handhabung komplexer Typen 2

Embedded Systems & Applications

Vorgehen

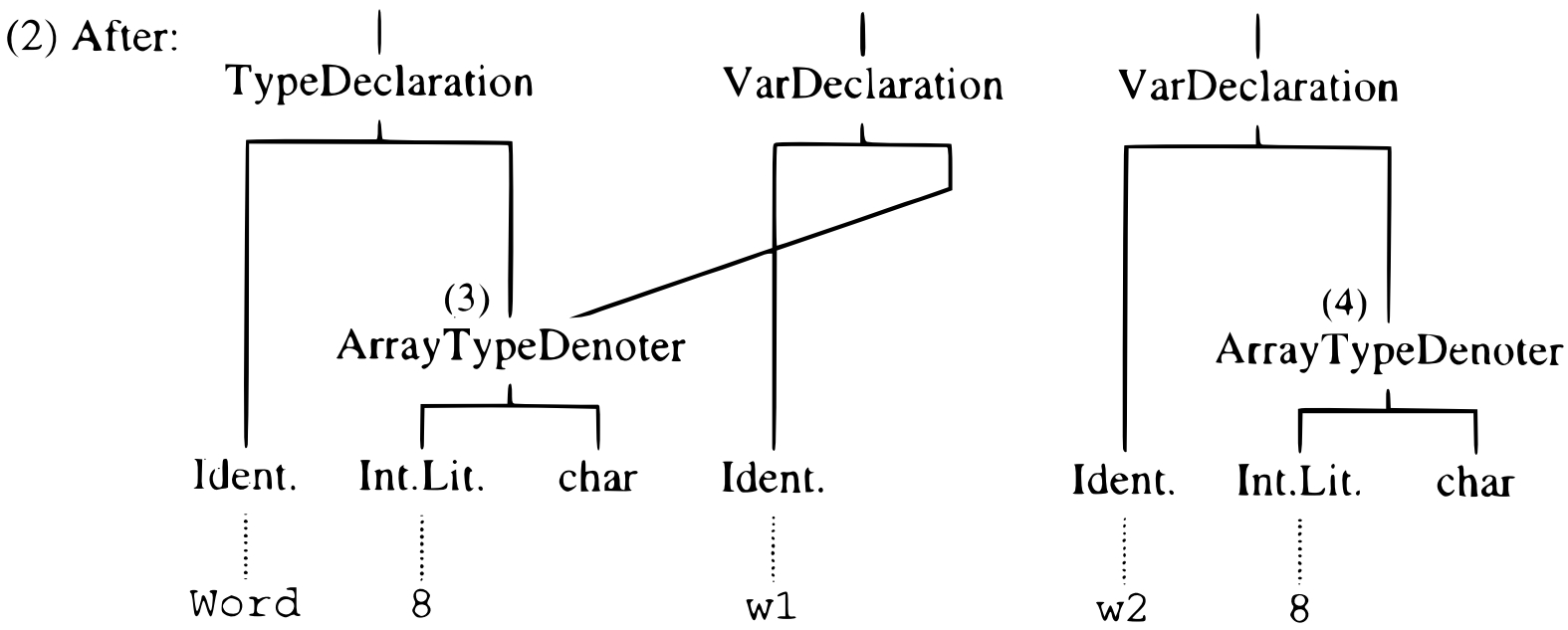
1. Ersetze in Kontextanalyse alle Typenbezeichner durch Verweise auf Sub-ASTs der Typdeklaration
2. Führe Typprüfung durch strukturellen Vergleich der Sub-ASTs der Deklarationen durch

Beispiel komplexe Typäquivalenz



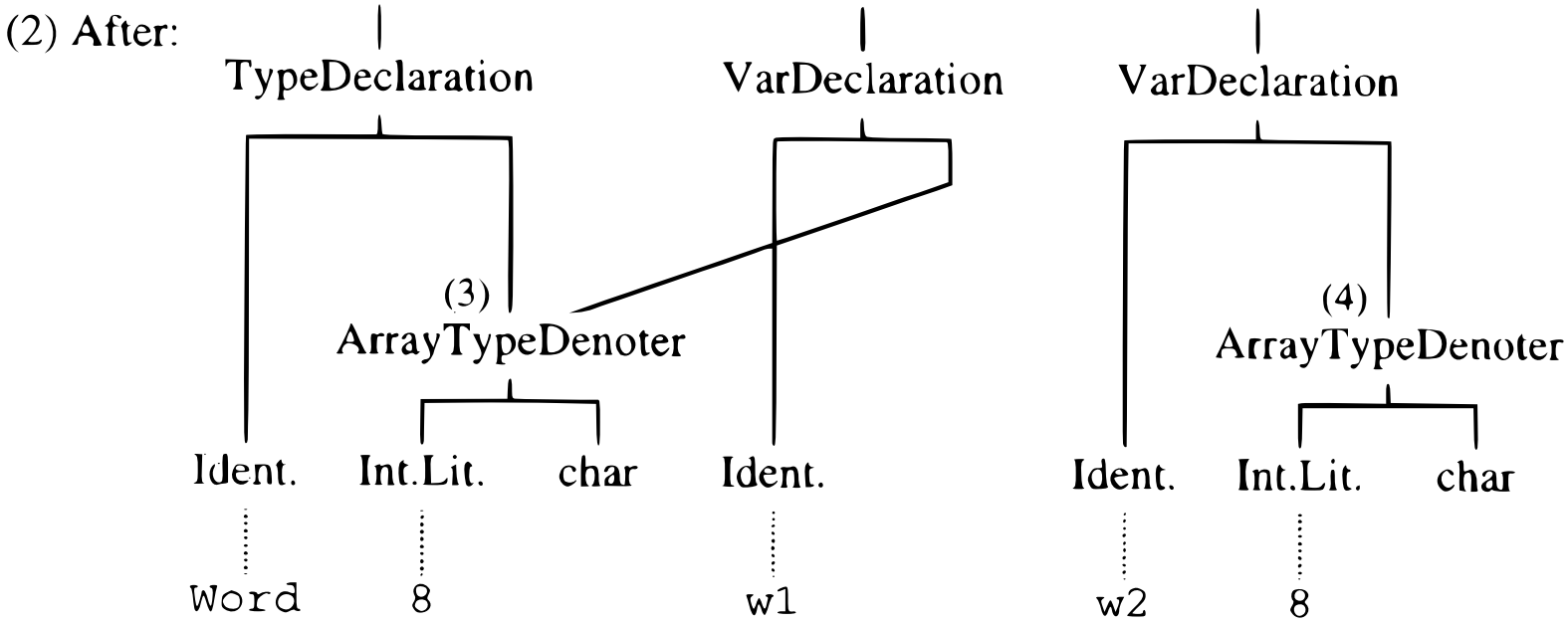
Nun durch Vergleich während Graphdurchlauf überprüfbar.

Beispiel komplexe Typäquivalenz



Nun durch Vergleich während Graphdurchlauf überprüfbar.

Beispiel komplexe Typäquivalenz



Nun durch Vergleich während Graphdurchlauf überprüfbar.

Zusammenfassung

Zusammenfassung

- Kontextanalyse
- Identifikation
- Typüberprüfung
- Organisation von Symboltabellen
- Implementierung von AST-Durchläufen