Einführung in den Compilerbau

Kontextuelle Analyse

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Andreas Koch
Fachgebiet Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Fachbereich Informatik

Embedded Systems & Applications

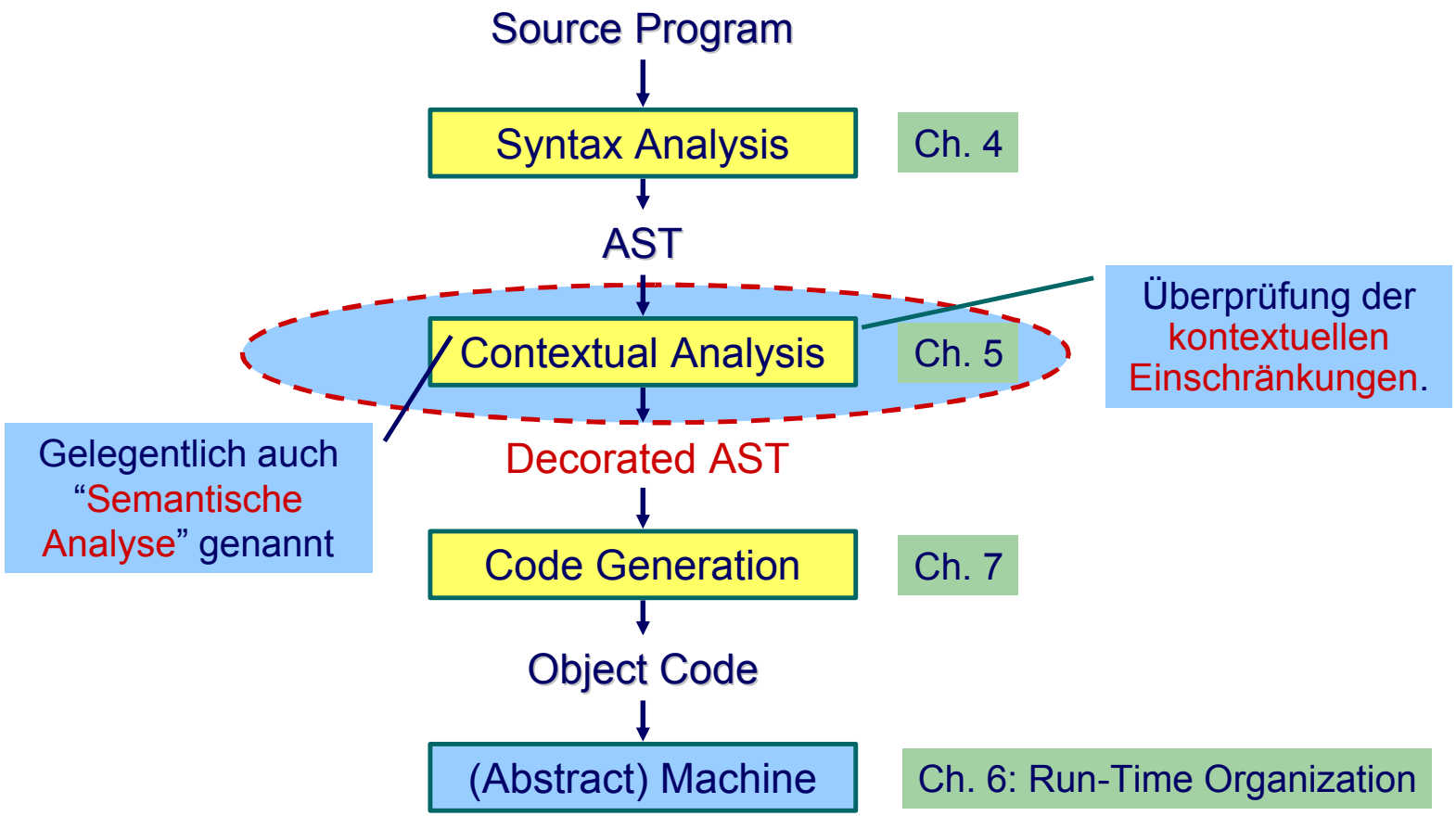
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Einleitung

Embedded Systems & Applications

Übersicht

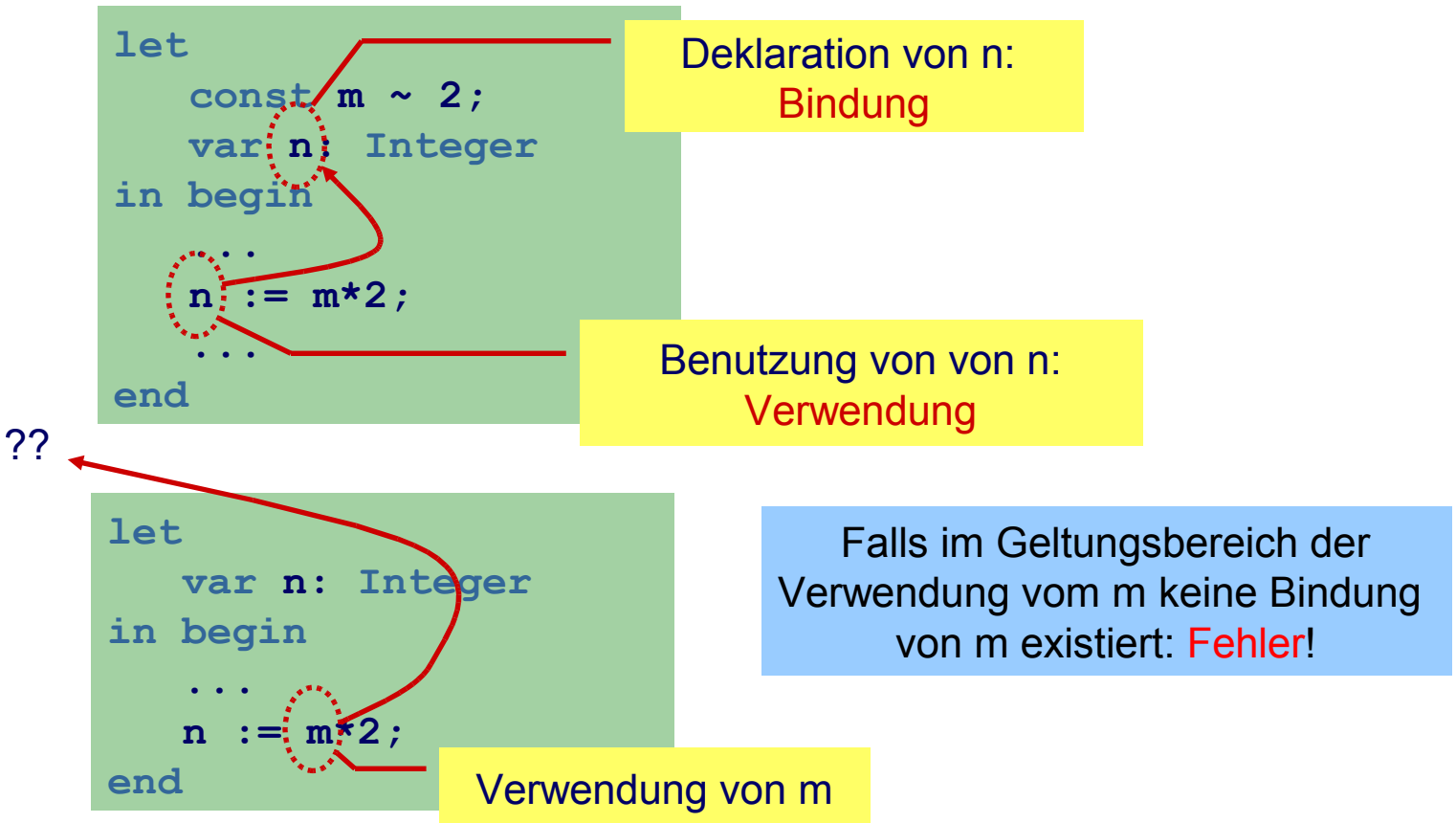
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Kontextuelle Einschränkungen: Geltungsbereiche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Kontextuelle Einschränkungen: Typen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Typen

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

Kontextuelle Einschränkungen: Typen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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?

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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, ...

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Geltungsbereich von Zuordnung von Namen zu Attributen innerhalb des Programmes

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Zuordnung von Namen zu Attributen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

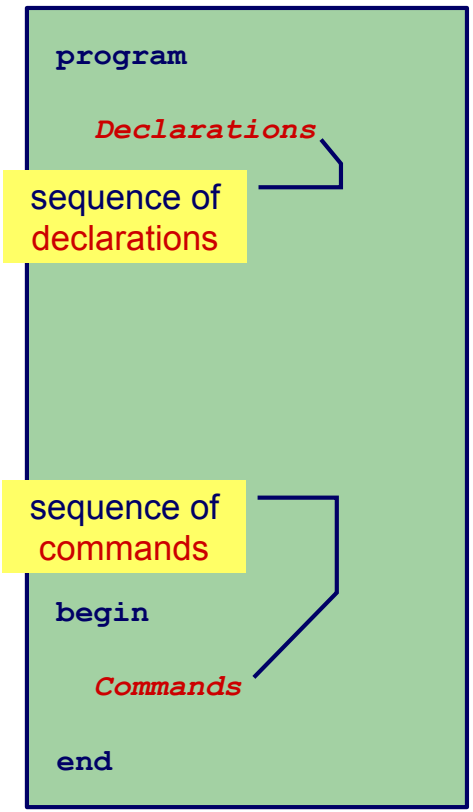
- Geltungsbereich von Zuordnung von Namen zu Attributen innerhalb des Programmes
- Block Konstrukt im Programmtext zur Beschreibung von Geltungsbereichen
  - In Triangle:
    `let` Declarations **`in`** Commands
    `proc` P **`(`** formal-parameters **`)`** **`~`** Commands
  - In Java:
    Geltungsbereiche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

TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Geltungsbereiche und Symboltabellen

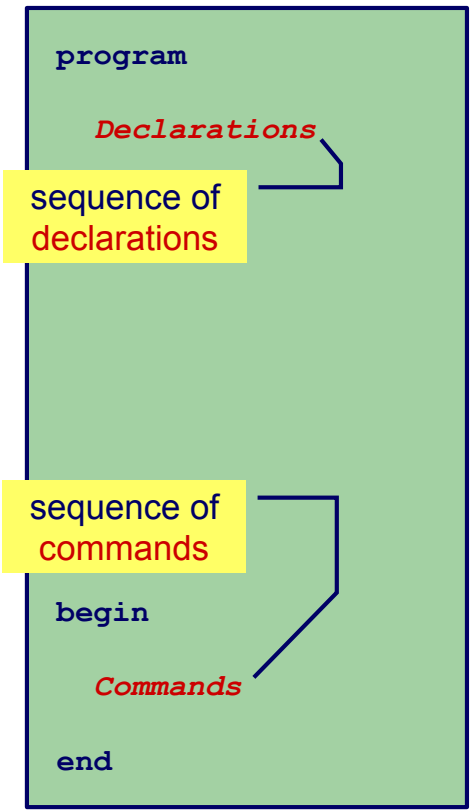
Embedded Systems & Applications

Monolithische Blockstruktur



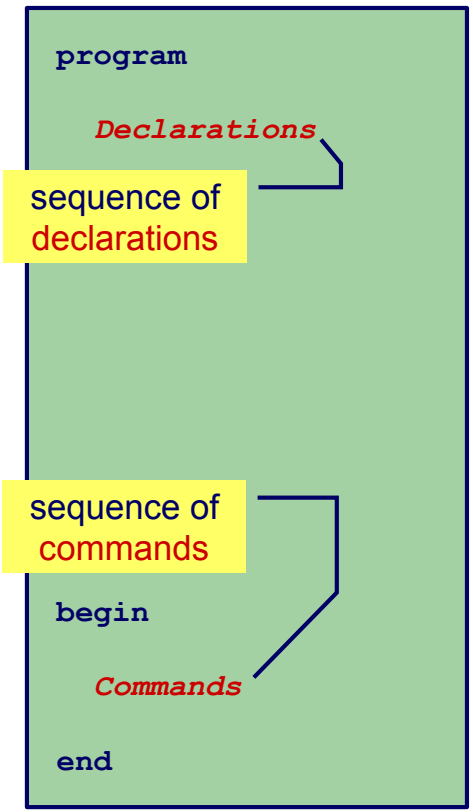
- Charakteristika
  - Nur ein Block
  - Alle Deklarationen gelten global

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

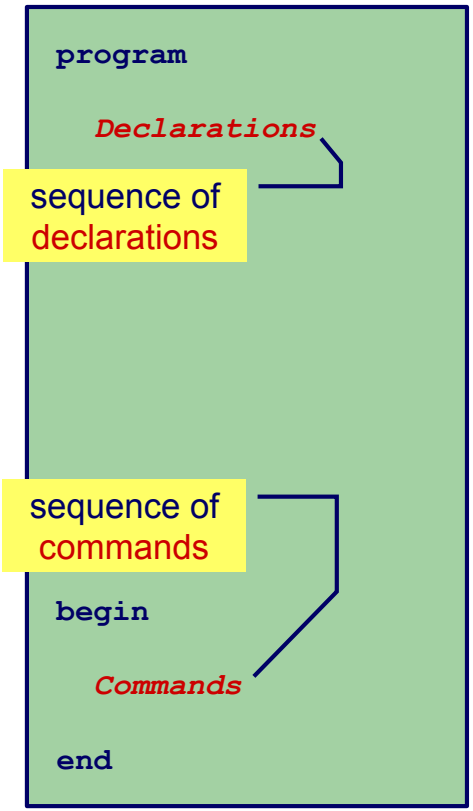
Monolithische Blockstruktur



- 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)

Monolithische Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



- 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

Embedded Systems & Applications

Beispiel-Code Symboltabelle

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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

Embedded Systems & Applications

Flache Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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/lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht global/im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein

Embedded Systems & Applications

Flache Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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/lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht global/im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge pro Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden

Embedded Systems & Applications

Flache Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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/lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht global/im selben Block redeklariert werden
  - Jeder benutzte Bezeichner muss global oder lokal zu seiner Verwendungsstelle deklariert sein
- Symboltabelle
  - Bis zu zwei Einträge pro Bezeichner (global und lokal)
  - Nach Bearbeiten eines Blocks müssen lokale Deklarationen verworfen werden
- Beispiel: FORTRAN

Beispiel-Code Symboltabelle

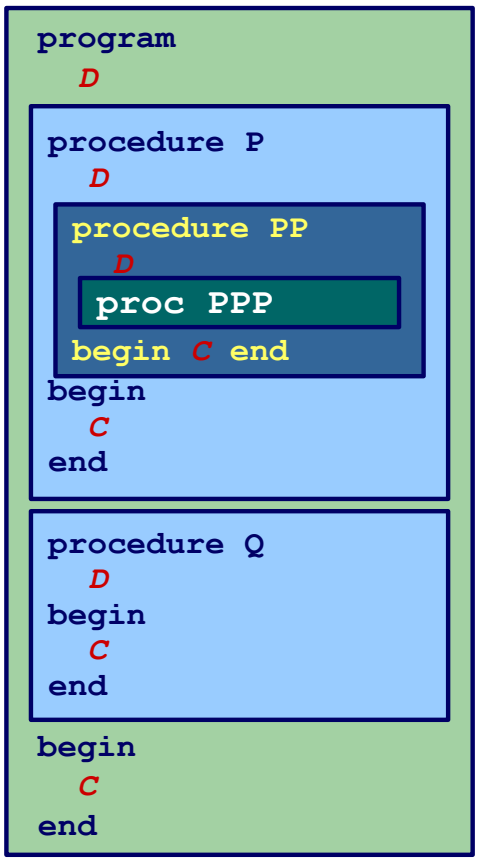
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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() { ... }
  ...
```


Embedded Systems & Applications

Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

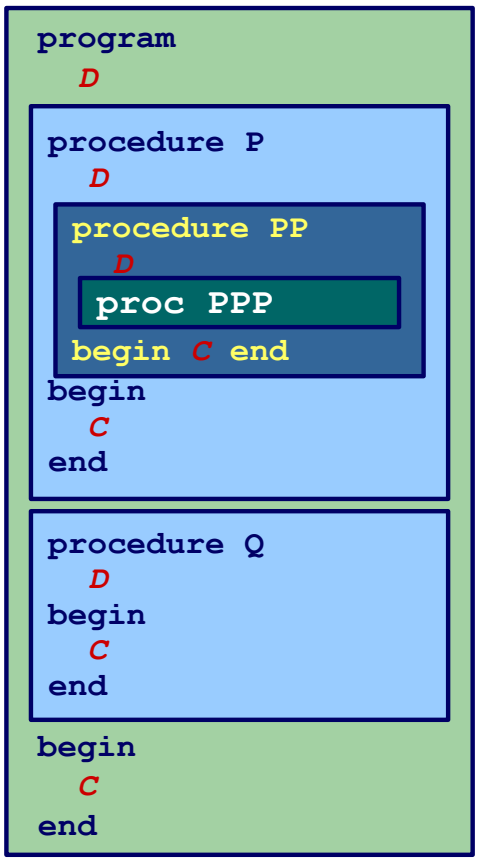


- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke

Embedded Systems & Applications

Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

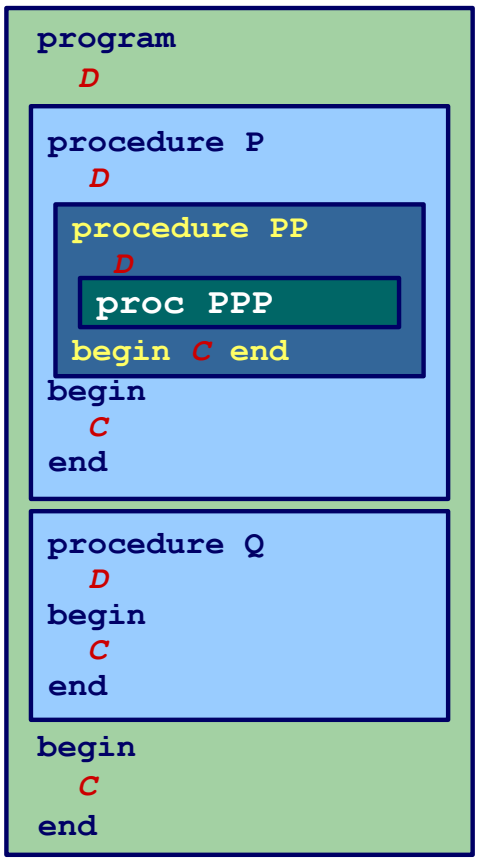


- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne Deklaration im lokalen oder umschliessenden Block

Embedded Systems & Applications

Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

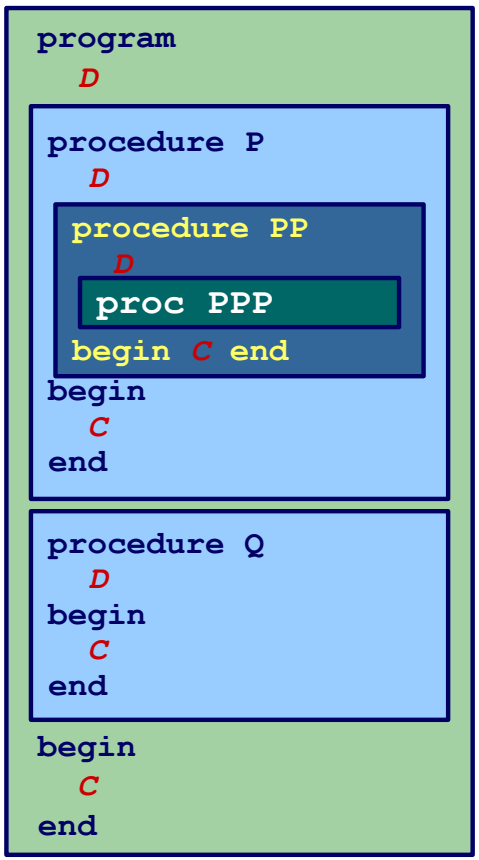


- Charakteristika
  - Blöcke ineinander verschachtelt
  - Beliebige Schachtelungstiefe der Blöcke
- Regeln für Geltungsbereiche
  - Kein Bezeichner darf mehr als einmal innerhalb eines Blocks deklariert werden
  - Kein Bezeichner darf verwendet werden, ohne Deklaration im lokalen oder umschliessenden Block
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Tiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe

Embedded Systems & Applications

Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



- 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 Deklaration im lokalen oder umschliessenden Block
- Symboltabelle
  - Mehrere Einträge je Bezeichner möglich
  - Aber maximal ein Paar (Tiefe, Bezeichner)
  - Schneller Abruf des Eintrags mit der größten Verschachtelungstiefe
- Beispiele: Pascal, Modula, Ada, Java, . . .

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

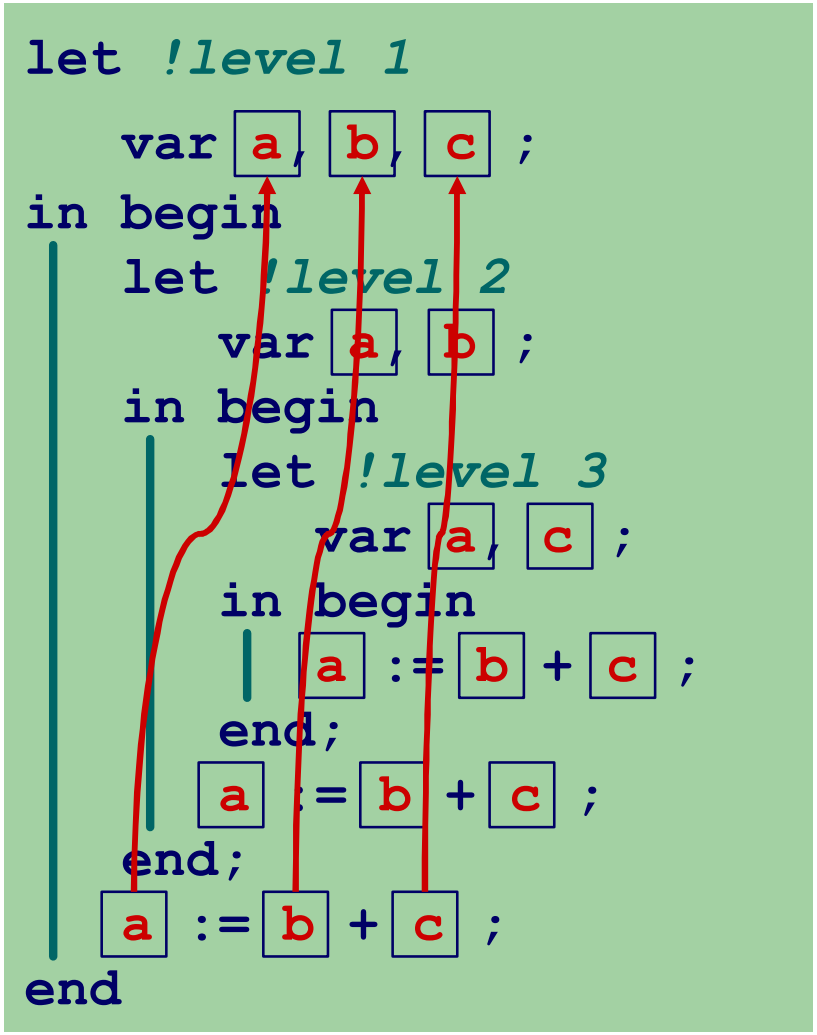
```
let !level 1
    var a, b, c ;
in begin
   let !level 2
       var a, b ;
   in begin
      let !level 3
          var a, c ;
      in begin
         a := b + c ;
      end;
      a := b + c ;
   end;
   a := b + c ;
end
```

Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

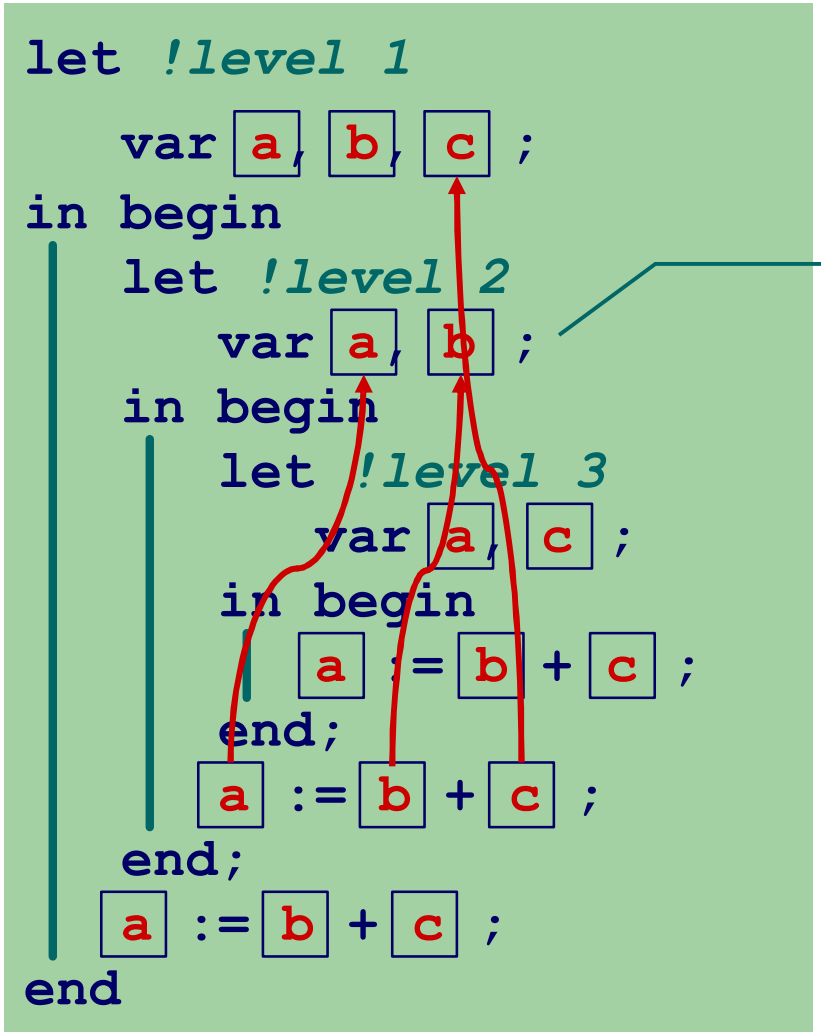


Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Geltungsbereiche und Sichtbarkeit

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

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Verschachtelte Blockstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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

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

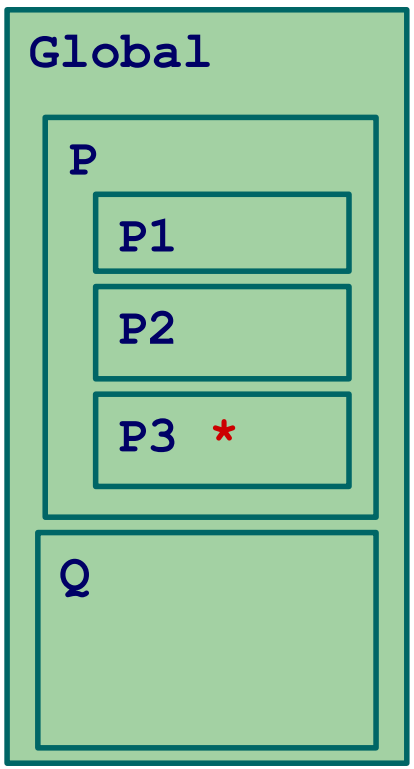
a aus Ebene 2 und **c** aus Ebene 1 redeklariert, nun nicht mehr sichtbar auf Ebene 3

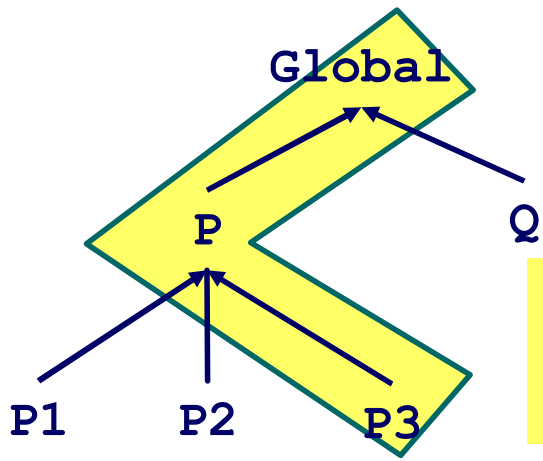
Embedded Systems & Applications

Struktur der Geltungsbereiche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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.

Embedded Systems & Applications

Beispiel-Code Symboltabelle

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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() { ... }
  ...
```


Embedded Systems & Applications

Implementierung der Symboltabelle

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verschiedene Varianten
  - Verkettete Liste und lineare Suche
    - Einfach aber langsam
    - Ursprünglich in Triangle verwendet (natürlich ...)
  - Hier: Bessere Möglichkeiten mit Hash-Tabelle (effizienter)
  - Hash-Tabelle, die Stacks enthält

Implementierung der Symboltabelle

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Effizientere Implementierung 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public final class IdentificationTable {
  private Map<String, Stack<Attribute>> idents;
  private Stack<List<String>>           scopes;
  ...
}
```

Effizientere Implementierung 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public final class IdentificationTable {
  private Map<String, Stack<Attribute>> idents;
  private Stack<List<String>>           scopes;
  ...
}
```

`idents`

- 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 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public final class IdentificationTable {
  private Map<String, Stack<Attribute>> idents;
  private Stack<List<String>>           scopes;
  ...
}
```

Effizientere Implementierung 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public final class IdentificationTable {
  private Map<String, Stack<Attribute>> idents;
  private Stack<List<String>>           scopes;
  ...
}
```

`scopes`

- Stack bestehend aus Listen von Strings
- Bei Öffnen eines neuen Geltungsbereichs:
  - Lege leere Liste auf **`scopes`**
  - Jeder in diesem Bereich gefundene Bezeichner wird in Liste eingetragen

Effizientere Implementierung 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public final class IdentificationTable {
  private Map<String, Stack<Attribute>> idents;
  private Stack<List<String>>           scopes;
  ...
}
```

`scopes`

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

TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Attribute

Embedded Systems & Applications

Attribute

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Welche Informationen konkret zu einem Bezeichner speichern?
- Wofür werden Attribute gebraucht?

Attribute

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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
```


Embedded Systems & Applications

Beispiele: Verwendung von Attributen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Embedded Systems & Applications

Speicherung von Attributen 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

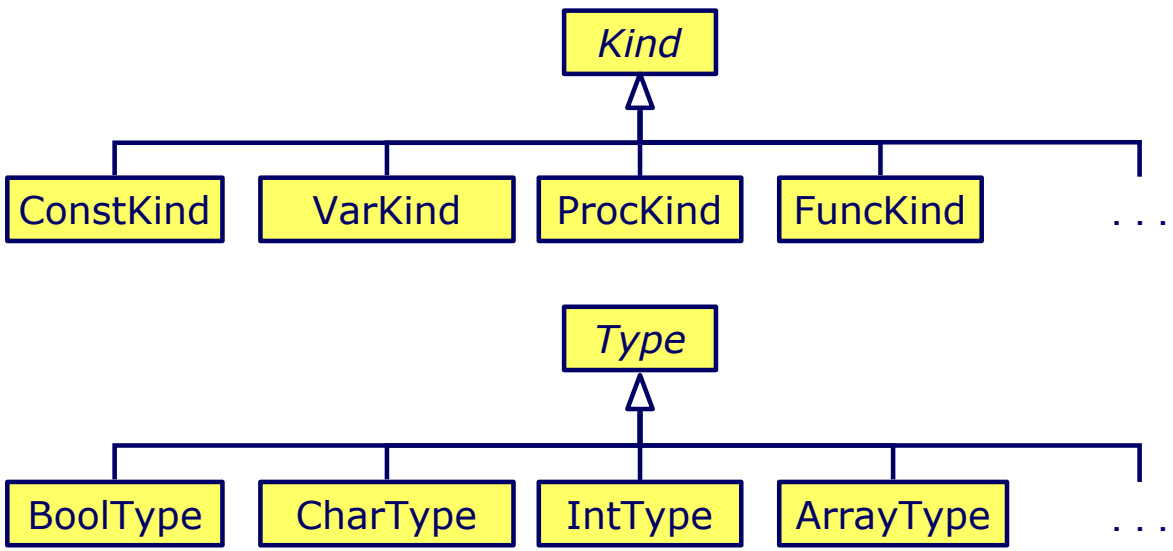
Speicherung von Attributen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Objektorientierter Ansatz (explizite Speicherung)

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

Funktioniert, wird aber bei realistischer Sprache sehr leicht unhandlich



Embedded Systems & Applications

Beobachtungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Beobachtungen

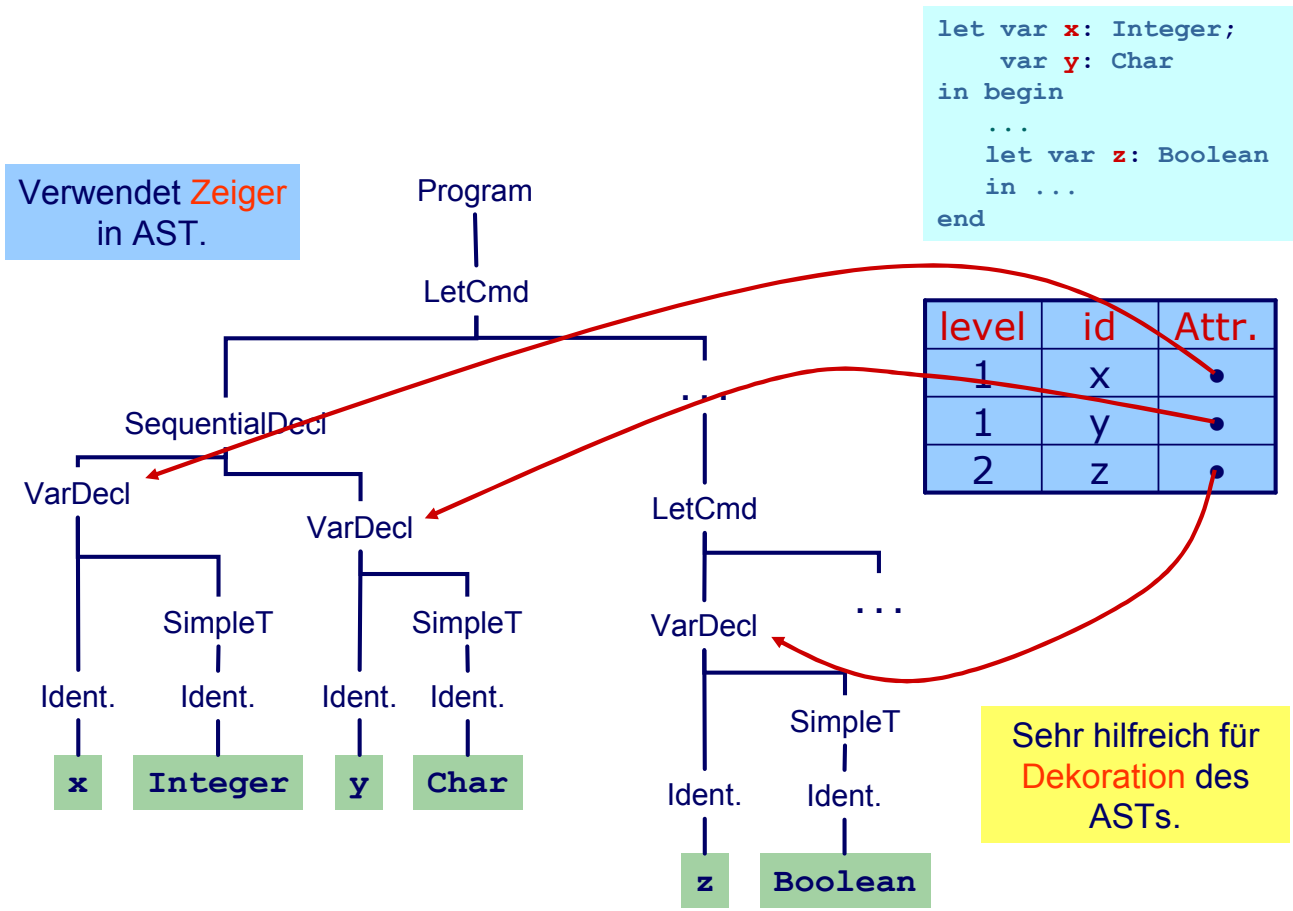
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Identifikation

Identifikation

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Identifikation

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Identifikation

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Was ist ein Typ?
  - “Eine Einschränkung der möglichen Interpretationen eines Speicherbereiches oder eines anderen Programmkonstrukts.”
  - Eine Menge von Werten

Typen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Typen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Bei statischer Typisierung ist jeder Ausdruck *E* entweder
  - Misstypisiert, oder
  - Hat einen statischen Typ *T*, der ohne Evaluation von *E* bestimmt werden kann

Typüberprüfung 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Typüberprüfung 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Generelles Vorgehen

1. Berechne oder leite Typen von Ausdrücken her
   - Aus den Typen der Teilausdrücke und der Art der Verknüpfung

Typüberprüfung 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Typüberprüfung 3

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Genauer: Bottom-Up Verfahren für statisch typisierte Programmiersprache

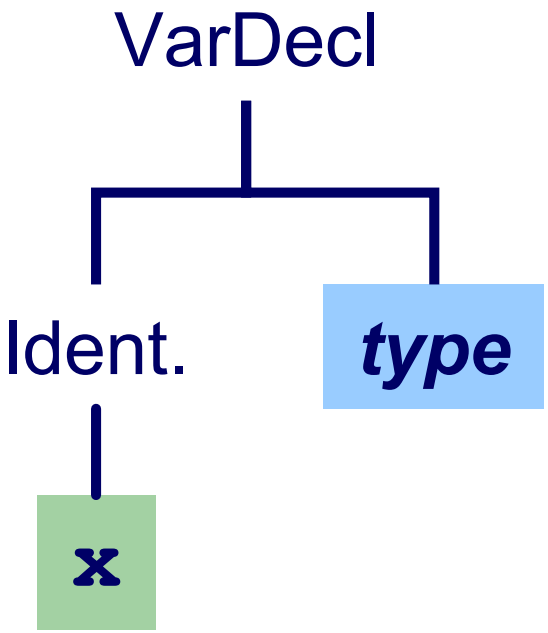
- Typen an den Blättern des AST sind bekannt

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

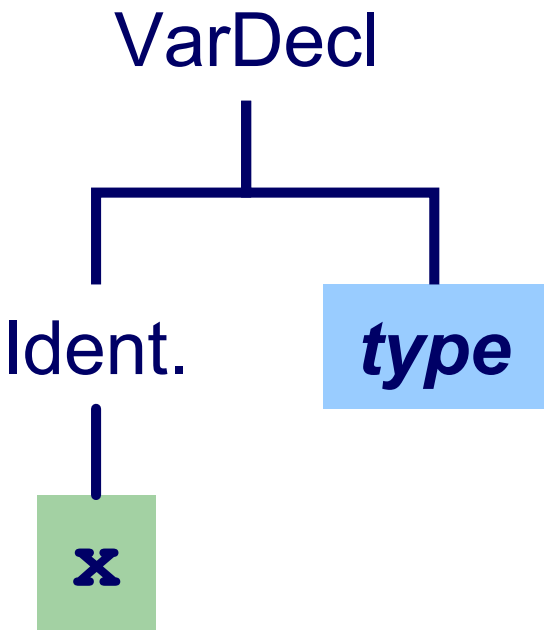
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

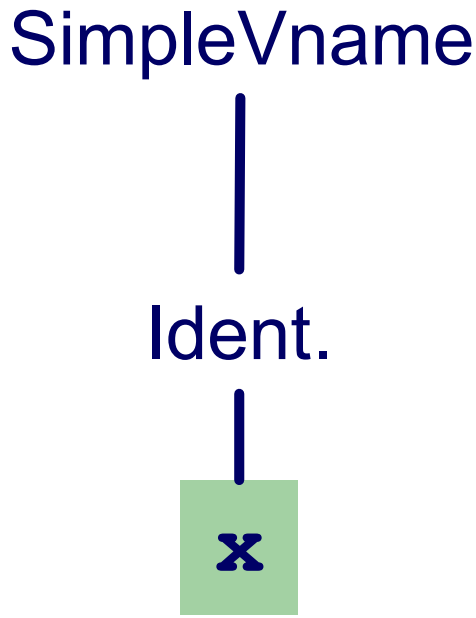


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Variablen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

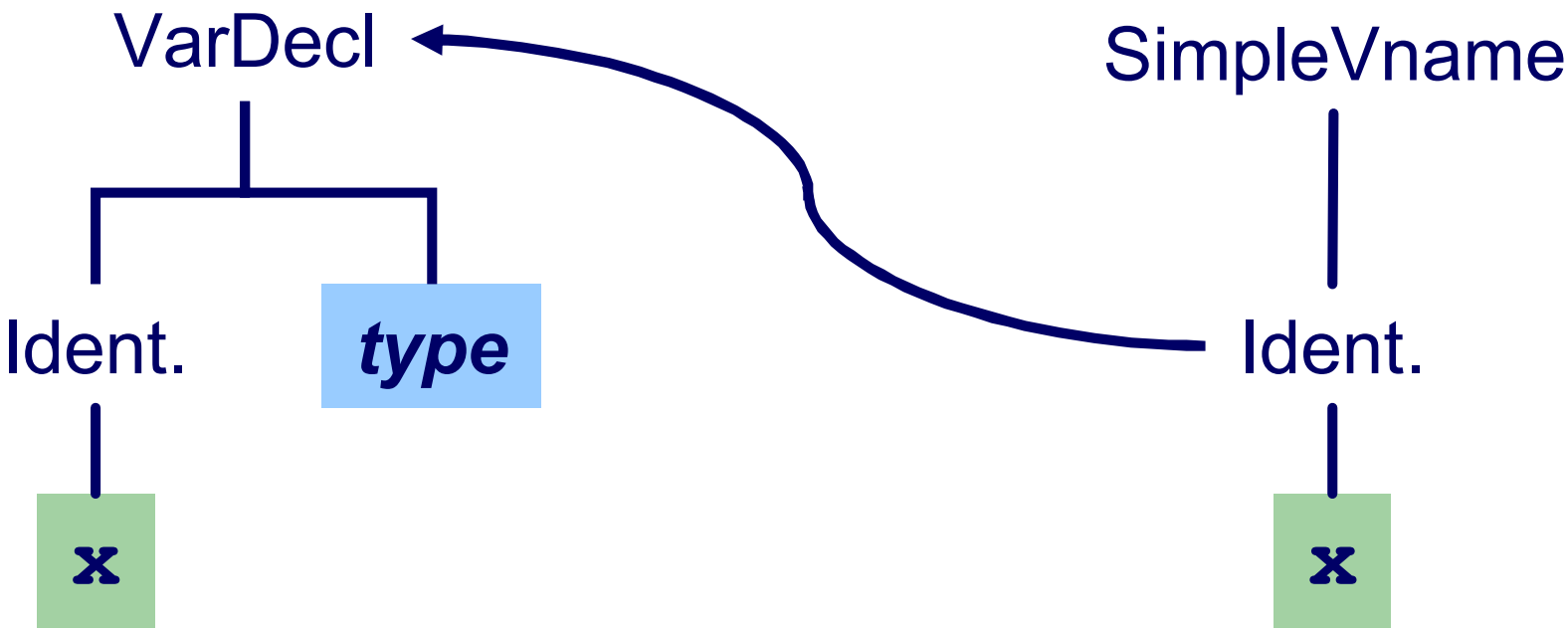




Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Variablen

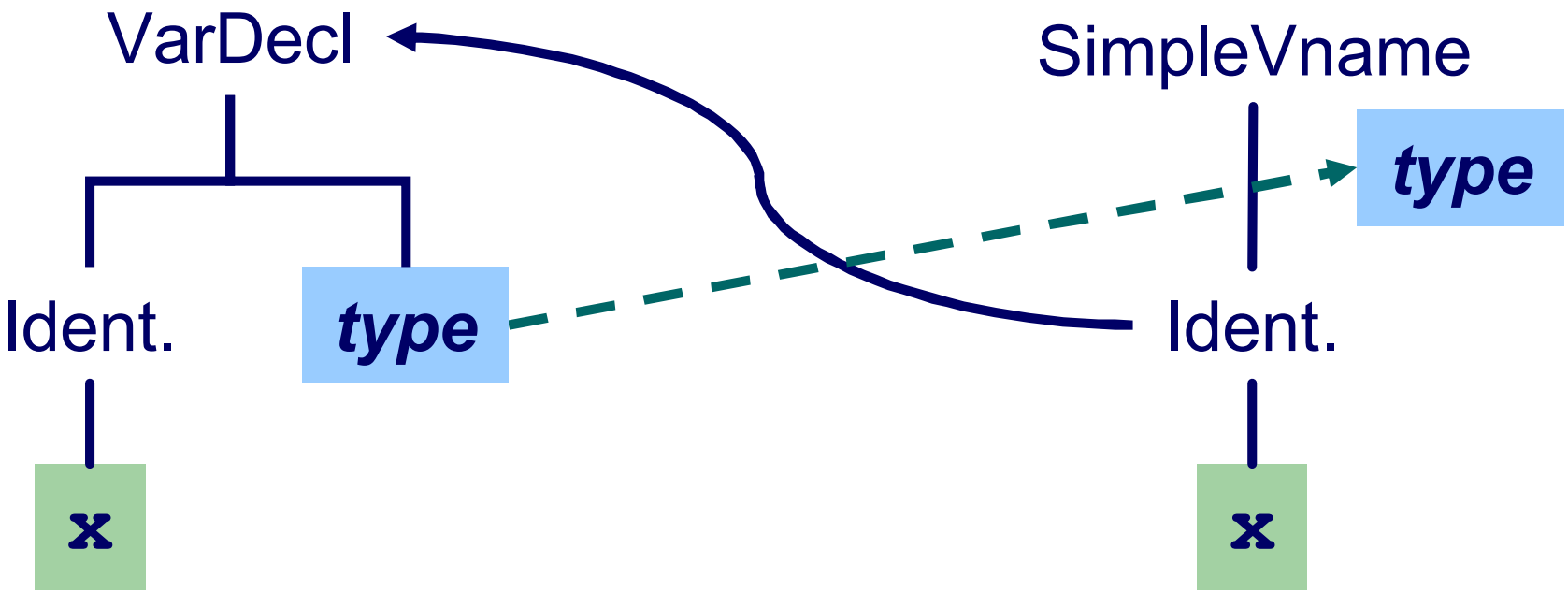
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Variablen

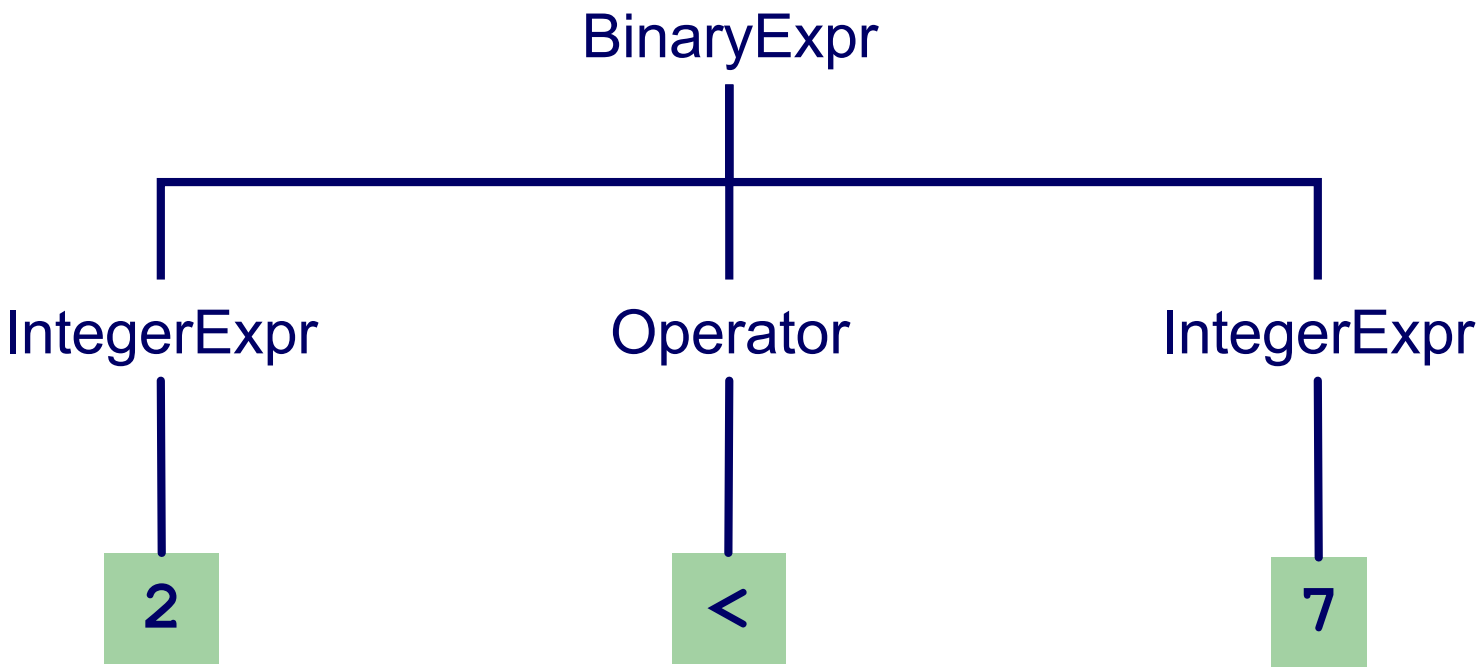
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

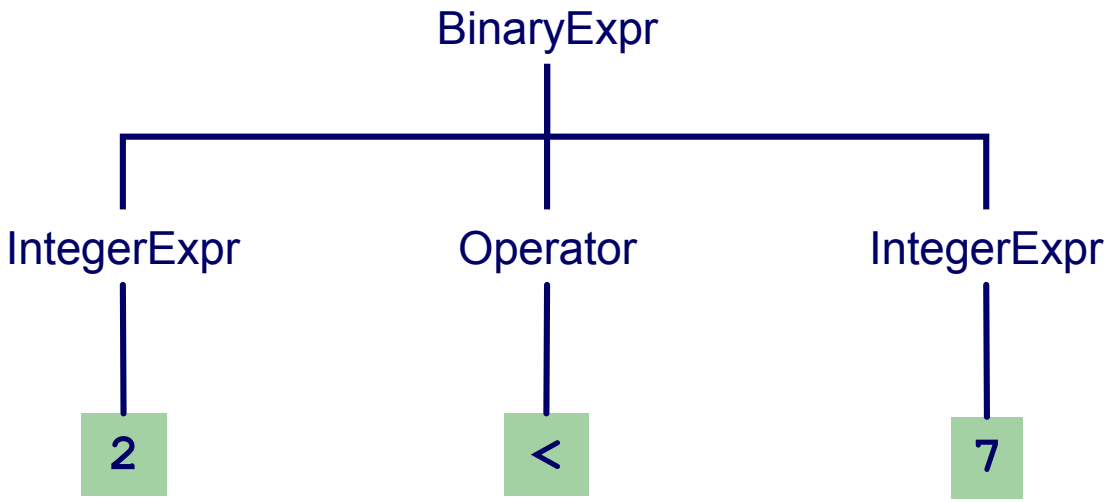


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

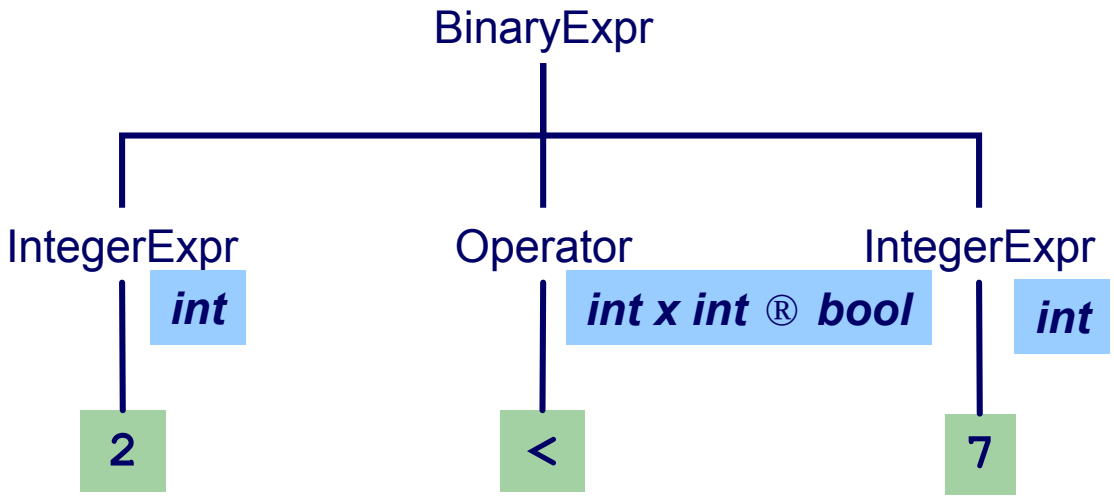


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

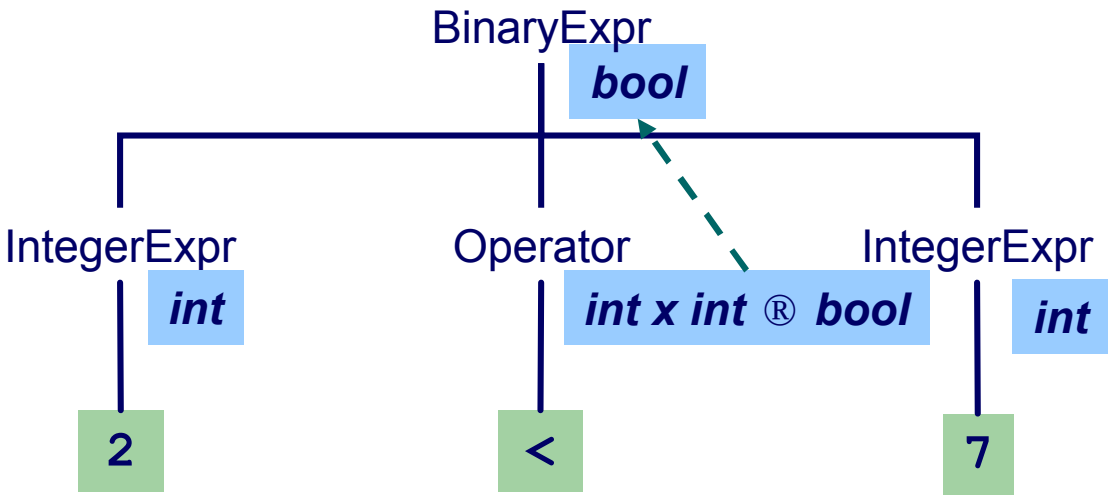


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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



Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Anweisungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Anweisungen mit Ausdrücken

Typregel für **ifCommand**:

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

Beispiel: Typherleitung für Anweisungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Anweisungen mit Ausdrücken

Typregel für **ifCommand**:

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

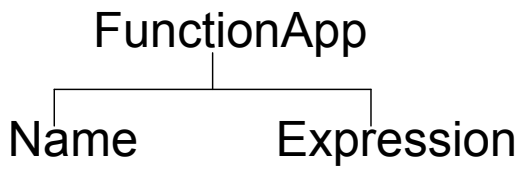
ist typkorrekt genau dann, wenn

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

Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

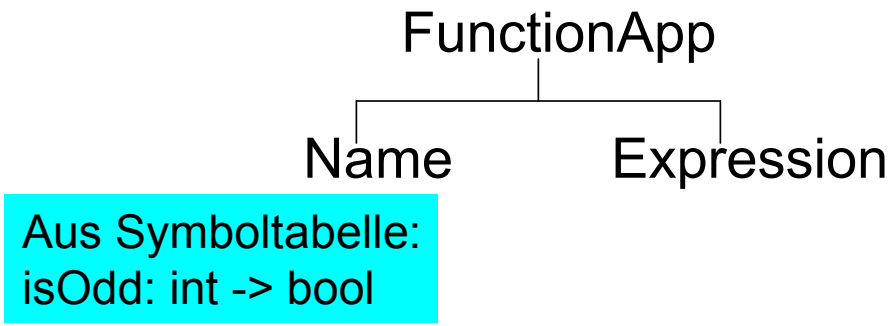


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

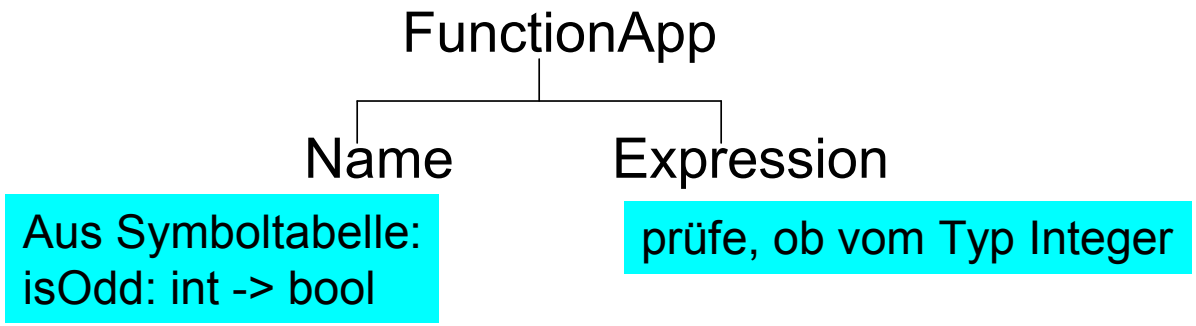


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

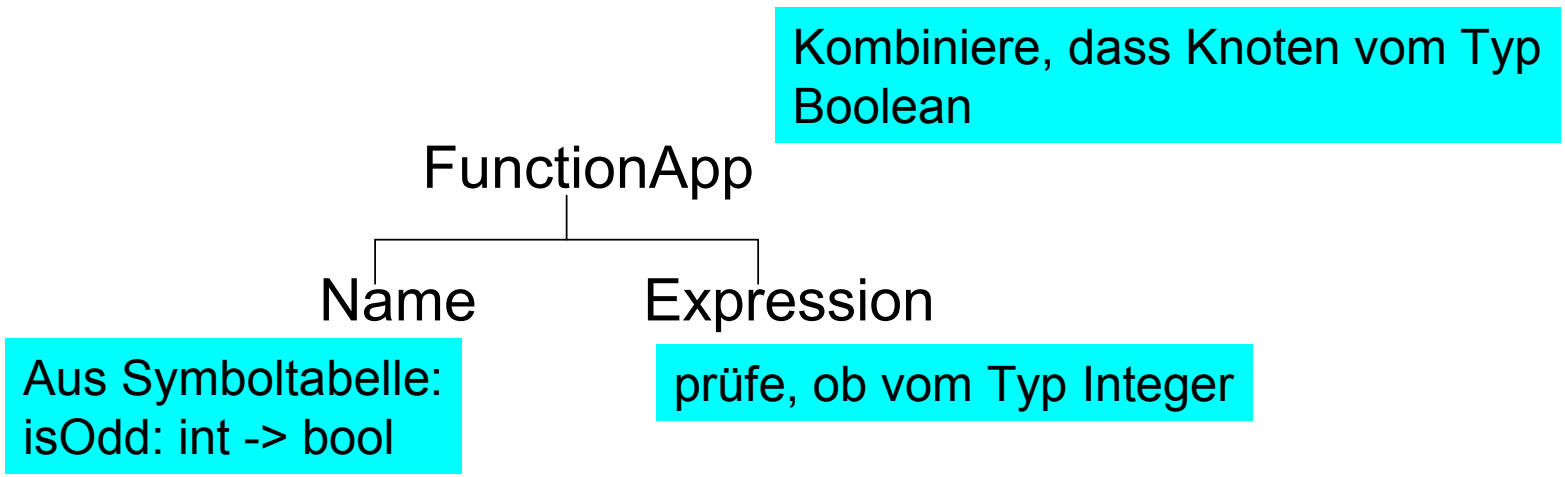


Embedded Systems & Applications

Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

`isOdd(42)`

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
func f ( x : ParamType ) : ResultType ~ Expression
```

Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

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

Typüberprüfung einer Funktionsdefinition

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

`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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Kombiniere Identifikation und Typprüfung in einem Pass

Algorithmus für Kontextanalyse

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Kombiniere Identifikation und Typprüfung in einem Pass
- Funktioniert, solange Bindung immer vor Verwendung
  - In (mini-)Triangle der Fall

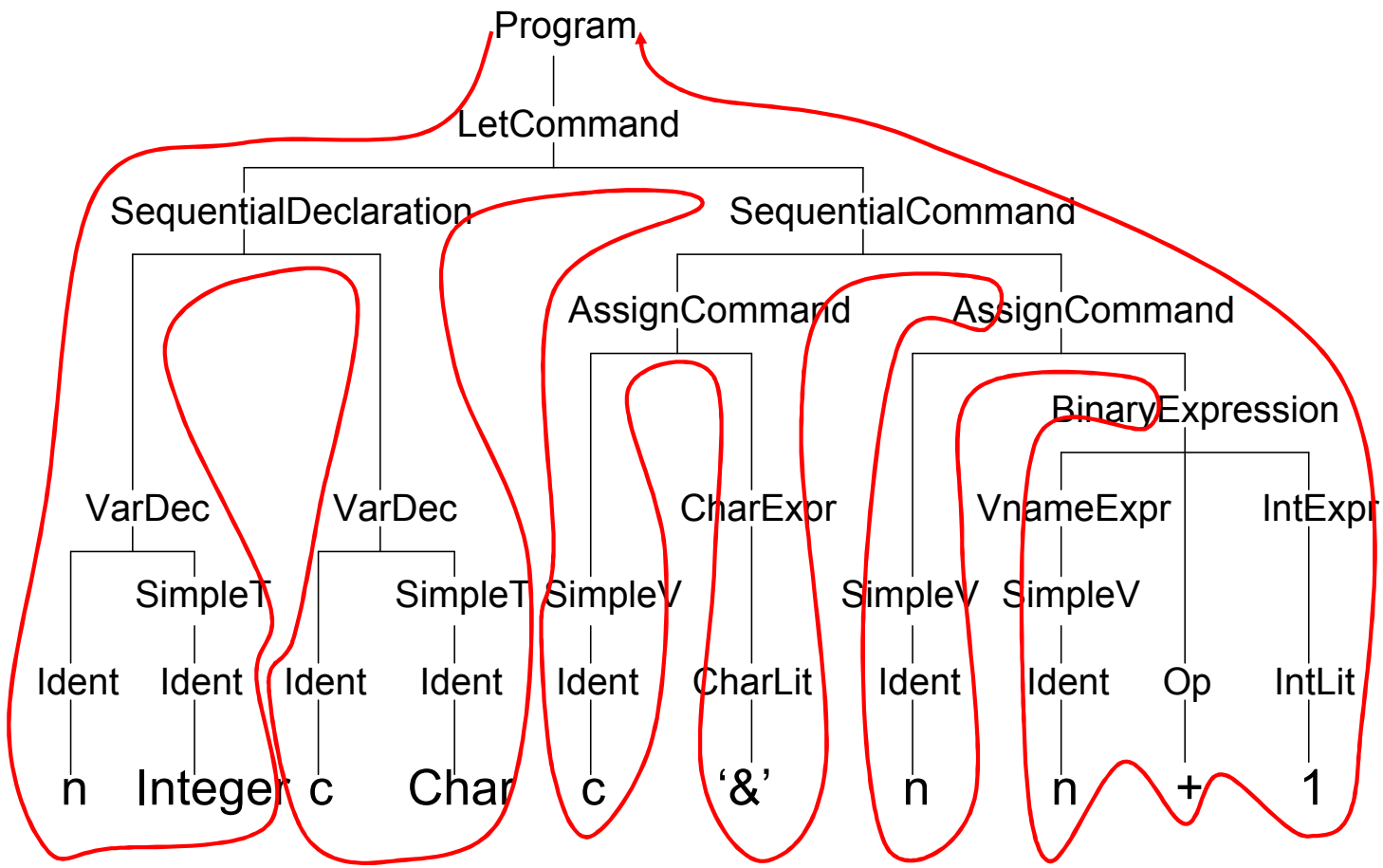
Algorithmus für Kontextanalyse

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Abstrakter Syntaxbaum

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Grammatik von abstrakter Syntax von Mini-Triangle

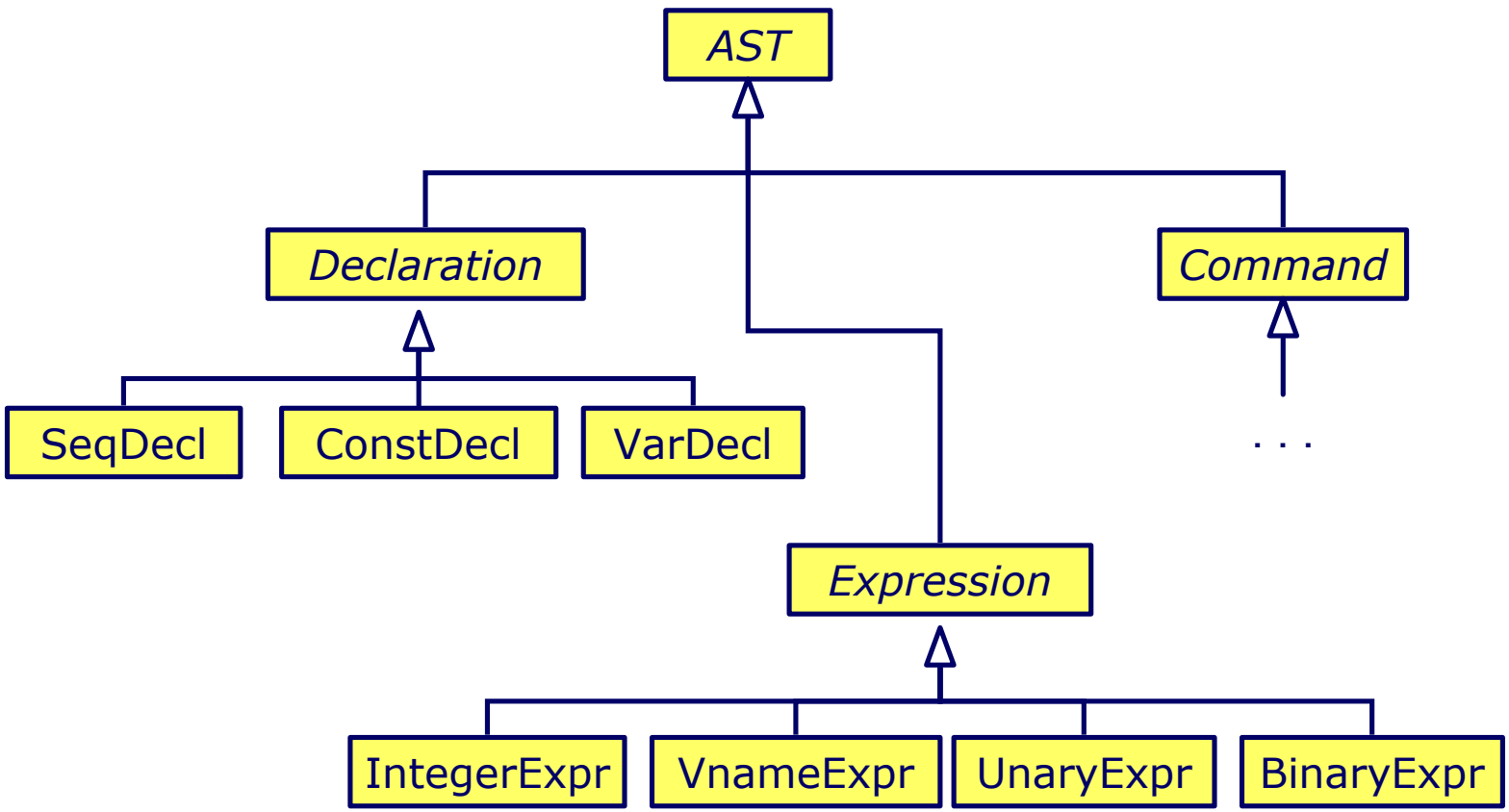
Program	::=	Command	Program
Command	::=	Command **;** Command	SequentialCmd
	|	V-name **:=** Expression	AssignCmd
	|	Identifier **(** Expression **)**	CallCmd
	|	**if** Expression **then** single-Command **else** single-Command	IfCmd
	|	**while** Expression **do** single-Command	WhileCmd
	|	**let** Declaration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

Embedded Systems & Applications

Klassenstruktur für AST

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Embedded Systems & Applications

Klassendefinitionen für AST

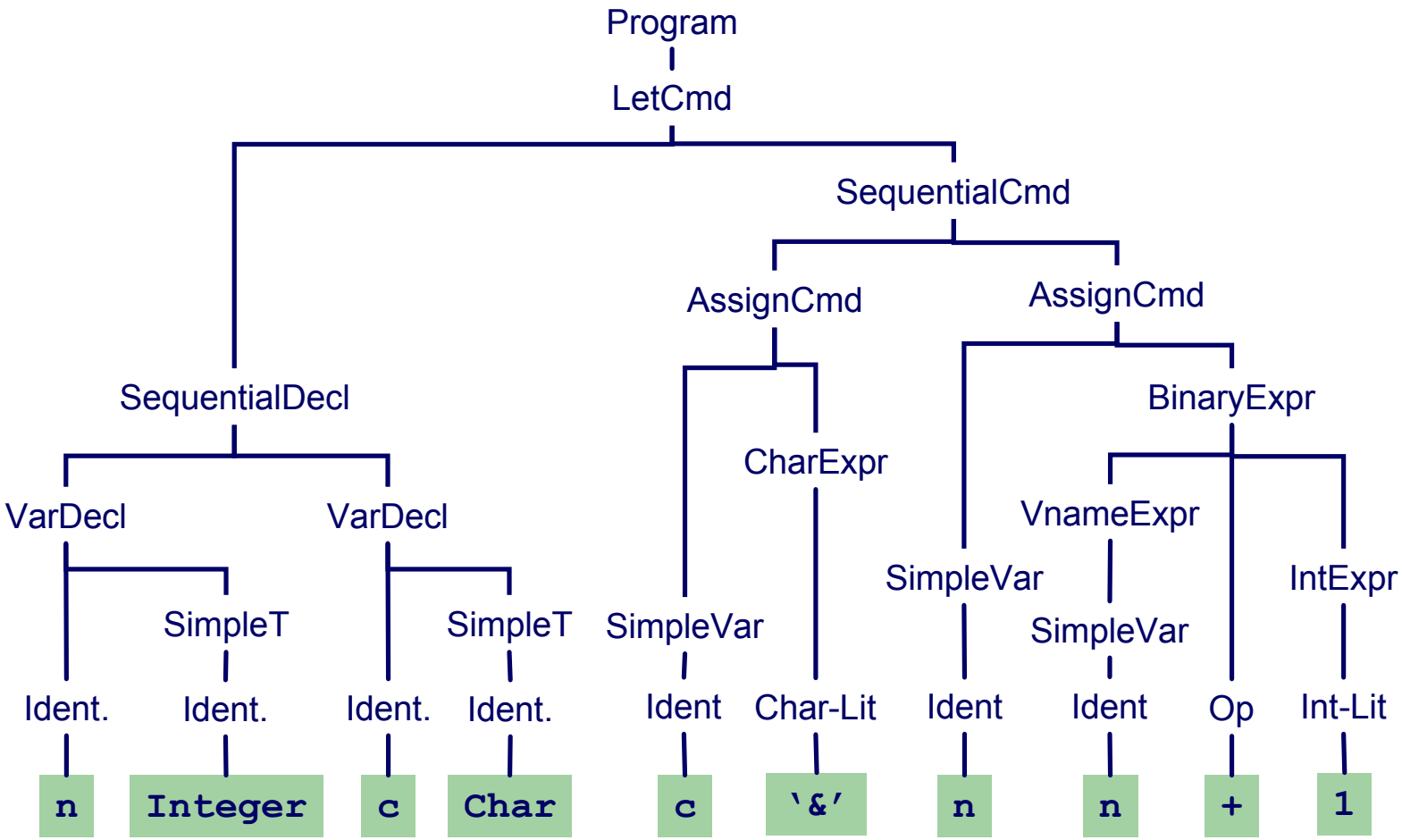
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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;
}
...
```


Embedded Systems & Applications

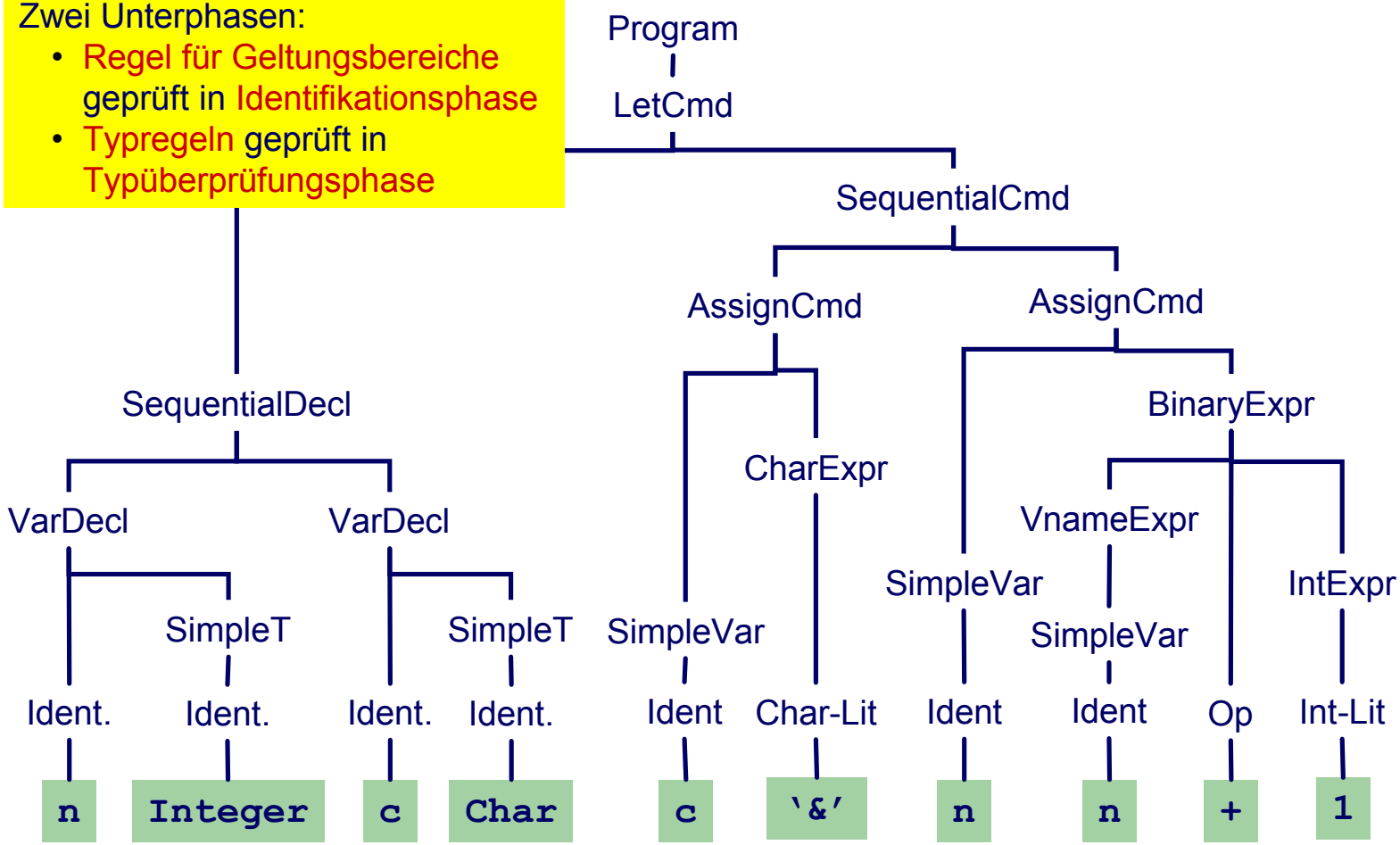
Gewünschtes Ergebnis



Gewünschtes Ergebnis

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

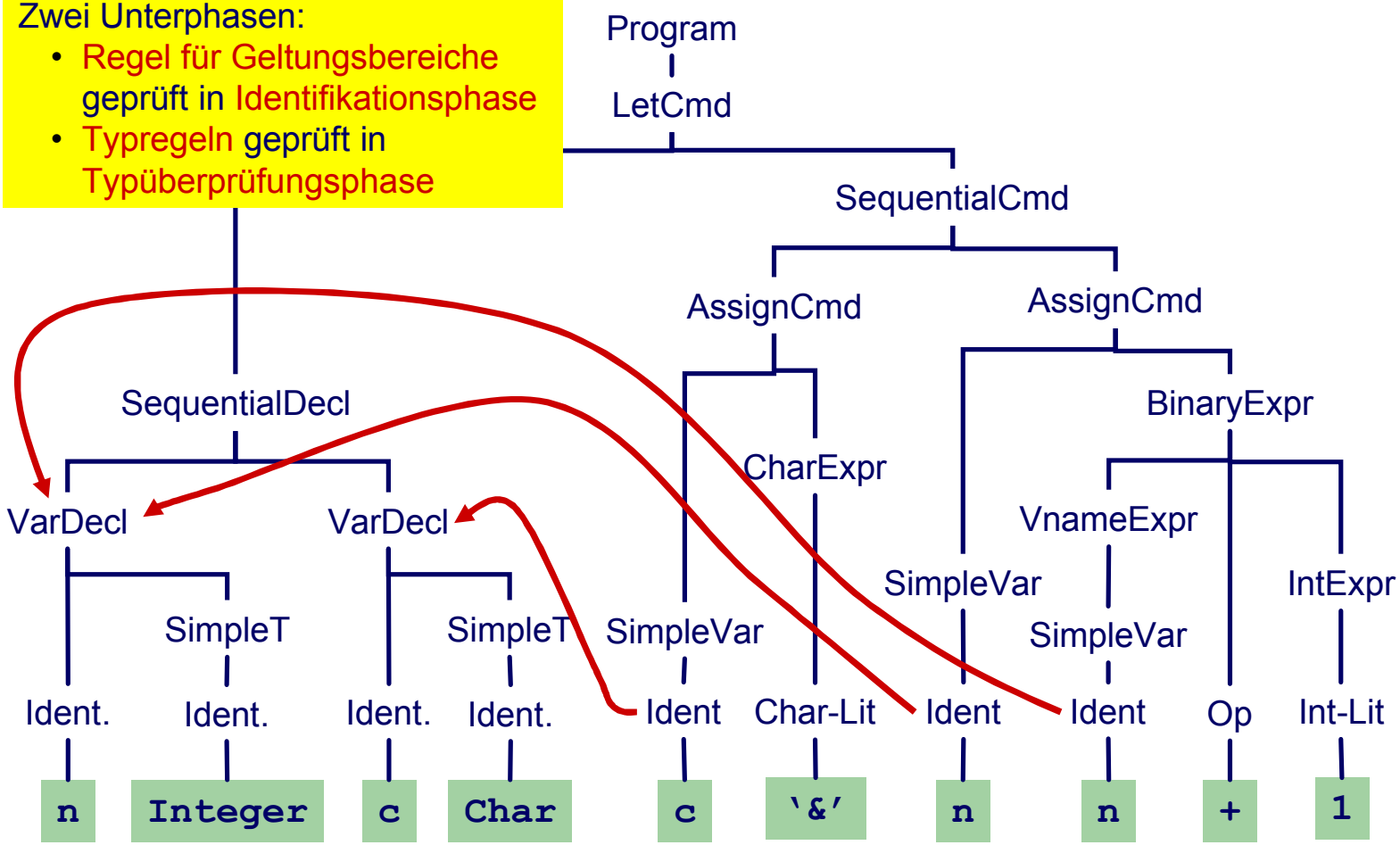


Embedded Systems & Applications

Gewünschtes Ergebnis

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

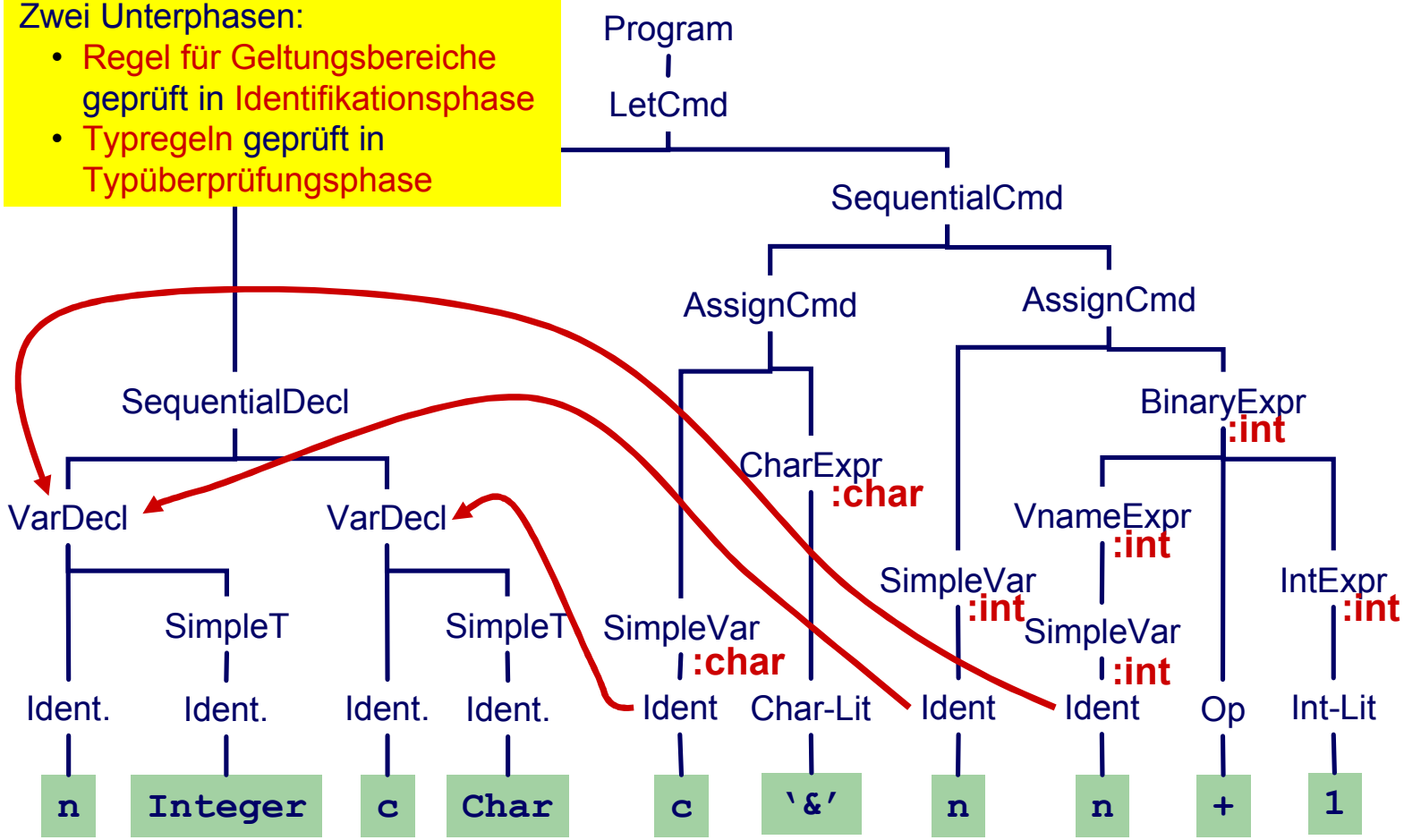


Embedded Systems & Applications

Gewünschtes Ergebnis

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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



Embedded Systems & Applications

Dekorierung des AST: Datenstruktur

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Benötigt Erweiterung einiger AST Knoten um zusätzliche 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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);
```

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Embedded Systems & Applications

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Embedded Systems & Applications

1. Versuch: Dekoration mit OO-Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

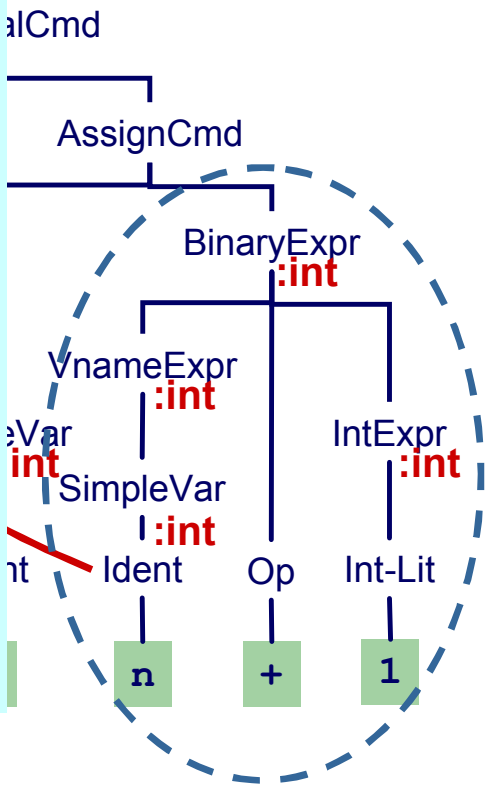
- Vorteil OO-Vorgehen leicht verständlich und implementierbar
- Nachteil Verhalten (Prüfung, Erzeugung, . . .) ist verteilt über alle AST-Klassen, nicht sonderlich modular.

Embedded Systems & Applications

Beispiel: Dekorierung via OO Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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



Embedded Systems & Applications

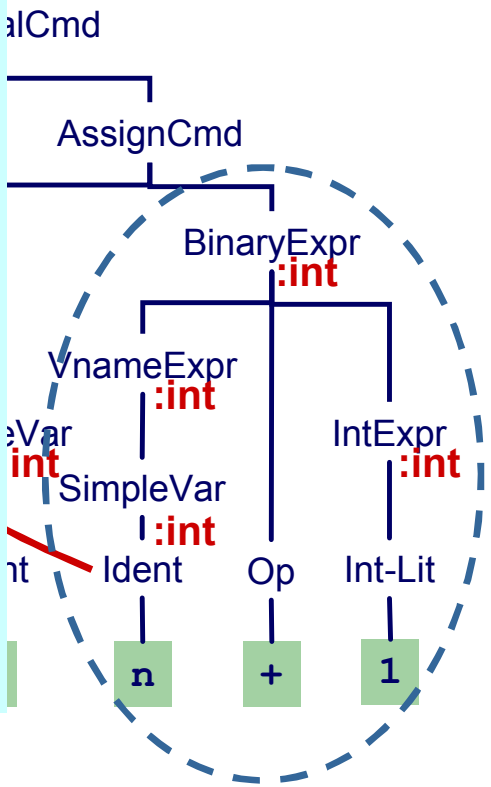
Beispiel: Dekorierung via OO Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
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);
```



Embedded Systems & Applications

2. Versuch: “Funktionaler” Ansatz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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”

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Engl. *Visitor Pattern*
- 1994 Gamma, Johnson, Helm, Vlissides (GoF)

Alternative: Entwurfsmuster “Besucher”

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

Alternative: Entwurfsmuster “Besucher”

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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 class AST {
  public abstract <RetTy, ArgTy> RetTy visit(Visitor<RetTy, ArgTy> v,
     ArgTy arg);
}
public class AssignCommand extends Command {
  public <RetTy, ArgTy> RetTy visit(Visitor<RetTy, ArgTy> v, ArgTy arg) {
    return v.visitAssignCommand(this, arg);
  }
}
```


Embedded Systems & Applications

Benutzung von Visitors 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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 class AST {
  public abstract <RetTy, ArgTy> RetTy visit(Visitor<RetTy, ArgTy> v,
     ArgTy arg);
}
public class AssignCommand extends Command {
  public <RetTy, ArgTy> RetTy visit(Visitor<RetTy, ArgTy> v, ArgTy arg) {
    return v.visitAssignCommand(this, arg);
  }
}
```

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

Embedded Systems & Applications

Benutzung von Visitors 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public interface Visitor<RetTy, ArgTy> {
  RetTy visitProgram           (Program prog,           ArgTy arg);
  RetTy visitAssignCommand     (AssignCommand cmd,      ArgTy arg);
  RetTy visitSequentialCommand(SequentialCommand cmd, ArgTy arg);
  ...
  RetTy visitVnameExpression  (VnameExpression expr,  ArgTy arg);
  RetTy visitBinaryExpression (BinaryExpression expr, ArgTy arg);
  ...
}
```

Benutzung von Visitors 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public interface Visitor<RetTy, ArgTy> {
  RetTy visitProgram           (Program prog,           ArgTy arg);
  RetTy visitAssignCommand     (AssignCommand cmd,      ArgTy arg);
  RetTy visitSequentialCommand(SequentialCommand cmd, ArgTy arg);
  ...
  RetTy visitVnameExpression  (VnameExpression expr,  ArgTy arg);
  RetTy visitBinaryExpression (BinaryExpression expr, ArgTy arg);
  ...
}
```

- Allgemeines Schema: Visitor-Interface definiert `visitXYZ` für alle Subklassen `XYZ` von `AST` `public RetTy visitXYZ(XYZ x, ArgTy arg);`

Embedded Systems & Applications

Benutzung von Visitors 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public interface Visitor<RetTy, ArgTy> {
  RetTy visitProgram           (Program prog,           ArgTy arg);
  RetTy visitAssignCommand     (AssignCommand cmd,      ArgTy arg);
  RetTy visitSequentialCommand(SequentialCommand cmd, ArgTy arg);
  ...
  RetTy visitVnameExpression  (VnameExpression expr,  ArgTy arg);
  RetTy visitBinaryExpression (BinaryExpression expr, ArgTy arg);
  ...
}
```

- Allgemeines Schema: Visitor-Interface definiert `visitXYZ` für alle Subklassen `XYZ` von `AST` `public RetTy visitXYZ(XYZ x, ArgTy arg);`
- `visitXYZ` wird von `visit`-Methode aufgerufen, die jede Klasse `XYZ` überschreibt:

```
public class XYZ extends ... {
  public <R, A> R visit(Visitor<R, A> v, A arg) {
    return v.visitXYZ(this, arg);
  }
}
```

Kontextanalyse als Visitor

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Erster Ansatz:

```
public class Checker implements Visitor<AST, AST> {
  private IdentificationTable idTab;

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

  ... // Implementierung der Visitor−Methoden
}
```

Kontextanalyse als Visitor

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Erster Ansatz:

```
public class Checker implements Visitor<AST, AST> {
  private IdentificationTable idTab;

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

  ... // Implementierung der Visitor−Methoden
}
```

- Problem (vorweg): Im AST werden unterschiedliche Informationen durch die Rückgabewerte und Argumente propagiert.

Kontextanalyse als Visitor

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Erster Ansatz:

```
public class Checker implements Visitor<AST, AST> {
  private IdentificationTable idTab;

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

  ... // Implementierung der Visitor-Methoden
}
```

- Problem (vorweg): Im AST werden unterschiedliche Informationen durch die Rückgabewerte und Argumente propagiert.
- Durch `AST` als Typparameter hat man nicht viel gewonnen.

Kontextanalyse mit mehr Typsicherheit (bei der Implementierung)

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Einsicht: Für `Command`, `Expression` und die anderen abstrakten Unterklassen von `AST` kann man jeweils spezifischere Rückgabe- und Argumenttypen finden

Kontextanalyse mit mehr Typsicherheit (bei der Implementierung)

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Einsicht: Für `Command`, `Expression` und die anderen abstrakten Unterklassen von `AST` kann man jeweils spezifischere Rückgabe- und Argumenttypen finden
- Also: Führe spezialisierte Visitorimplementierungen ein, die nur einen Teil der AST-Knoten behandelt
  - Definiere dazu abstrakte Klasse `VisitorBase`, die alle Methoden des Interfaces durch Werfen einer Exception implementiert.

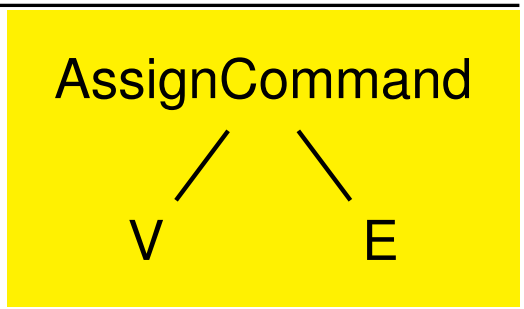
Kontextanalyse mit mehr Typsicherheit (bei der Implementierung)

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
public class Checker {
  private IdentificationTable idTab;
  public void check(Program prog) {
    idTab = new IdentificationTable();
    prog.visit(programChecker, null);
  }

  private class CommandChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
    public Void visitAssignCommand(AssignCommand cmd, Void __) { ... }
    ...
  }
  private class ExpressionChecker extends VisitorBase<TypeDenoter,
    Void> { ... }

  private CommandChecker    commandChecker = new CommandChecker();
  private ExpressionChecker exprChecker    = new ExpressionChecker();
  ...
  private ProgramChecker    programChecker = new ProgramChecker();
}
```

Beispiel: AssignCommand

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

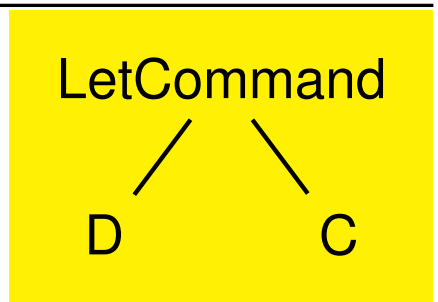



```
private class CommandChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
  public Void visitAssignCommand(AssignCommand ast, Void __) {
    TypeDenoter vType = ast.V.visit(vnameChecker, null);
    TypeDenoter eType = ast.E.visit(expressionChecker, null);
    if (! ast.V.variable)
      reporter.reportError("LHS of assignment is not a
    variable", "", ast.V.position);
    if (! eType.equals(vType))
      reporter.reportError("assignment incompatibility", "",
    ast.position);
    return null;
  }
        ...
}
```


Embedded Systems & Applications

Beispiel: LetCommand

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

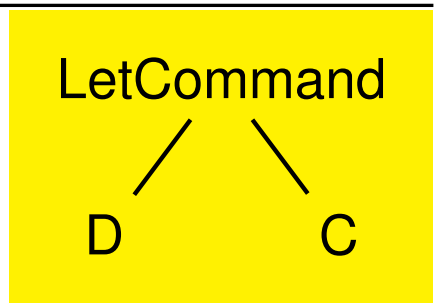



```
private class CommandChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
  ...
  public Void visitLetCommand(LetCommand ast, Void __) {
    idTable.openScope();
    ast.D.visit(declarationChecker, null);
    ast.C.visit(commandChecker, null);
    idTable.closeScope();
    return null;
  }
  ...
}
```


Embedded Systems & Applications

Beispiel: LetCommand

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



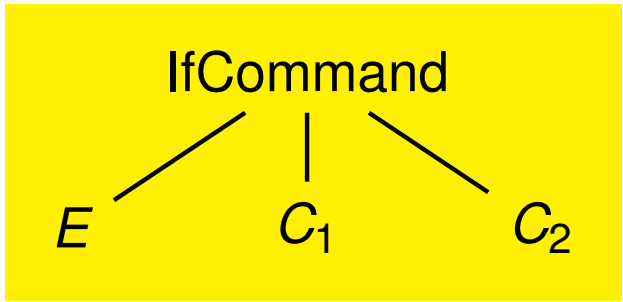

```
private class CommandChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
  ...
  public Void visitLetCommand(LetCommand ast, Void __) {
    idTable.openScope();
    ast.D.visit(declarationChecker, null);
    ast.C.visit(commandChecker, null);
    idTable.closeScope();
    return null;
  }
  ...
}
```

LetCommand öffnet (und schließt) eine Ebene von Geltungsbereichen in Symboltabelle

Embedded Systems & Applications

Beispiel: IfCommand

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT




```
private class CommandChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
  ...
  public Void visitIfCommand(IfCommand ast, Void __) {
    TypeDenoter eType = ast.E.visit(expressionChecker, null);
    if (! eType.equals(StdEnvironment.booleanType))
      reporter.reportError("Boolean expression expected here",
    "", ast.E.position);
    ast.C1.visit(commandChecker, null);
    ast.C2.visit(commandChecker, null);
    return null;
  }
  ...
}
```


Embedded Systems & Applications

Beispiel: IntegerExpression

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT


```
private class ExpressionChecker extends
    VisitorBase<TypeDenoter, Void> {
  ...
  public TypeDenoter visitIntegerExpression(IntegerExpression
    ast, Void __) {
    ast.type = ast.IL.visit(literalChecker, null);
    return ast.type;
  }
  ...
}
```


Embedded Systems & Applications

Beispiel: IntegerExpression

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

IntegerExpression
|
IL

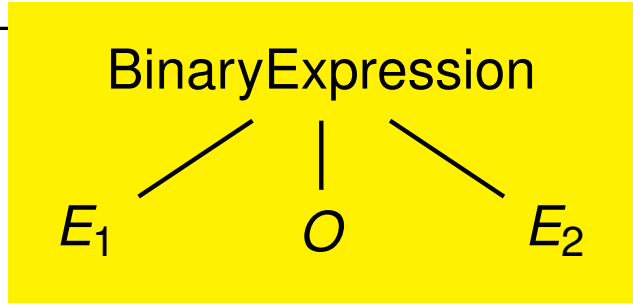
```
private class ExpressionChecker extends
    VisitorBase<TypeDenoter, Void> {
  ...
  public TypeDenoter visitIntegerExpression(IntegerExpression
    ast, Void __) {
    ast.type = ast.IL.visit(literalChecker, null);
    return ast.type;
  }
  ...
}
```

Dekoriere den IntegerExpression-Knoten im AST

Embedded Systems & Applications

Beispiel: BinaryExpression

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT




```
private class ExpressionChecker extends VisitorBase<TypeDenoter, Void> {
  ...
  public TypeDenoter visitBinaryExpression(BinaryExpression ast, Void __) {
    TypeDenoter e1Type = ast.E1.visit(expressionChecker, null);
    TypeDenoter e2Type = ast.E2.visit(expressionChecker, null);
    Declaration binding = ast.O.visit(identifierOperatorChecker, null);

    if (binding == null)
      reportUndeclared(ast.O);
    else {
      if (! (binding instanceof BinaryOperatorDeclaration))
        reporter.reportError("\"%\" is not a binary operator", ast.O.spelling, ast.O.position);
      BinaryOperatorDeclaration bbinding = (BinaryOperatorDeclaration) binding;
      if (bbinding.ARG1 == StdEnvironment.anyType) {
        // this operator must be "=" or "\="
        if (! e1Type.equals(e2Type))
          reporter.reportError("incompatible argument types for \"%\"", ast.O.spelling, ast.position);
      }
      else if (! e1Type.equals(bbinding.ARG1))
        reporter.reportError("wrong argument type for \"%\"", ast.O.spelling, ast.E1.position);
      else if (! e2Type.equals(bbinding.ARG2))
        reporter.reportError("wrong argument type for \"%\"", ast.O.spelling, ast.E2.position);
      ast.type = bbinding.RES;
    }
    return ast.type;
  }
  ...
}
```

Weitere Beispiele siehe Triangle-Compiler-Code

Embedded Systems & Applications

Beispiel: VarDeclaration und ConstDeclaration

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
private class DeclarationChecker extends VisitorBase<Void, Void> {
  public Void visitConstDeclaration(ConstDeclaration ast, Void __) {
    ast.E.visit(expressionChecker, null);
    boolean duplicated = idTable.enter(ast.I.spelling, ast);
    if (duplicated)
      reporter.reportError("identifier \"%\" already declared",
    ast.I.spelling, ast.position);
    return null;
  }

  public Void visitVarDeclaration(VarDeclaration ast, Void __) {
    ast.T = ast.T.visit(typeDenoterChecker, null);
    boolean duplicated = idTable.enter(ast.I.spelling, ast);
    if (duplicated)
      reporter.reportError("identifier \"%\" already declared",
    ast.I.spelling, ast.position);

    return null;
  }
  ...
```

Beispiel: SimpleVname

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
private class VnameChecker extends VisitorBase<TypeDenoter, Void> {
  public TypeDenoter visitSimpleVname(SimpleVname ast, Void __) {
    ast.variable = false;
    ast.type = StdEnvironment.errorType;
    Declaration binding = ast.I.visit(identifierOperatorChecker, null);
    if (binding == null)
      reportUndeclared(ast.I);
    else if (binding instanceof EntityDeclaration) {
      EntityDeclaration entDecl = (EntityDeclaration) binding;
      ast.type = entDecl.getType();
      ast.variable = ! entDecl.isConstant();
    }
    else
      reporter.reportError("\"%\" is not a const or var identifier",
     ast.I.spelling, ast.I.position);
    return ast.type;
  }
  ...
}
```

- `EntityDeclaration` ist ein Interface, das u.a. von `VarDeclaration` und `ConstDeclaration` implementiert wird.

Zusammenfassung aller `visitXYZ`-Methoden

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Embedded Systems & Applications

Ausnutzung von Overloading

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Ersetze in Java

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

Ausnutzung von Overloading

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Wo kommen Definitionen her z.B. von . . .
  - **`Integer`**, **`Char`**, **`Boolean`**
  - **`true`**, **`false`**
  - **`putint`**, **`getint`**
  - **`+`**, **`-`**, **`*`**

Vordefinierte Bezeichner

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Vordefinierte Bezeichner

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...

Standardumgebung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Handhabung von Standardumgebung

- Einlesen von Definitionen aus Quelltext
  - Ada, Haskell, VHDL, ...
- Direkt im Compiler implementiert
  - Pascal, teilweise C, Java, ...
  - (mini)-Triangle

Standardumgebung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Standardumgebung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

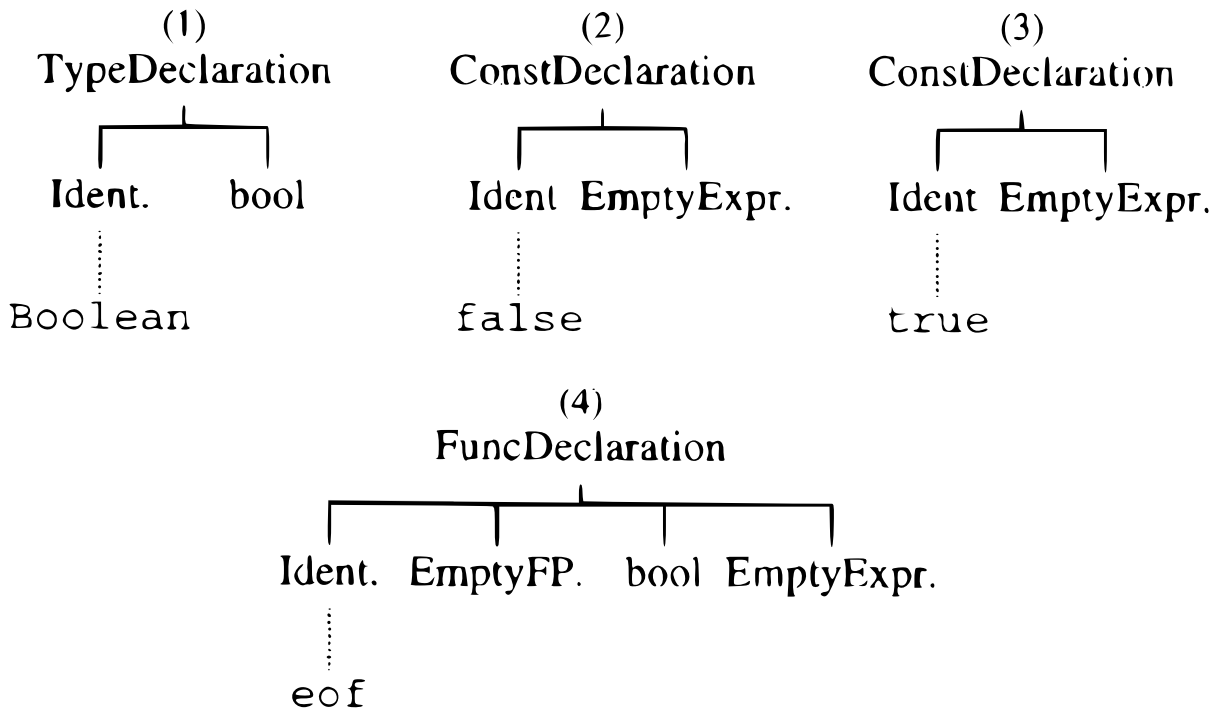
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

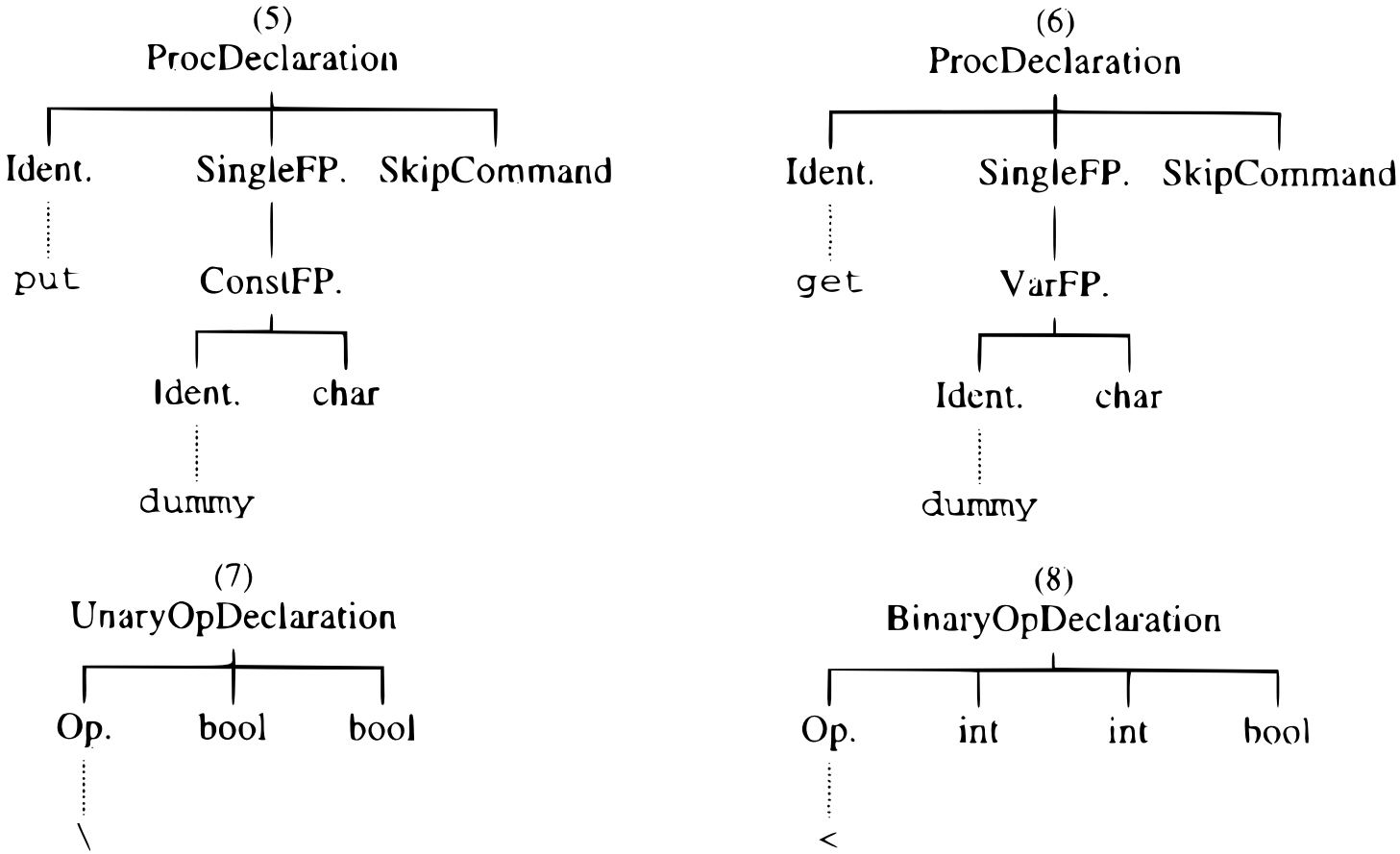


Embedded Systems & Applications

Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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



Embedded Systems & Applications

Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

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

Embedded Systems & Applications

1. Möglichkeit: Strukturelle Typäquivalenz

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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 ...
```

Beispiele Typäquivalenz 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Beispiel 2

```
type Word ~ array 8 of Char;

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

if w1 = w2 then ...
```

Beispiele Typäquivalenz 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Beispiel 3

```
type Word ~ array 8 of Char;

var w1 : Word;
var w2 : Word;

if w1 = w2 then ...
```

Beispiele Typäquivalenz 3

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Einfache Klasse **Type** reicht nicht mehr aus
- Kann beliebig kompliziert werden

Handhabung komplexer Typen 1

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Vorgehen

1. Ersetze in Kontextanalyse alle Typenbezeichner durch Verweise auf Sub-ASTs der Typdeklaration

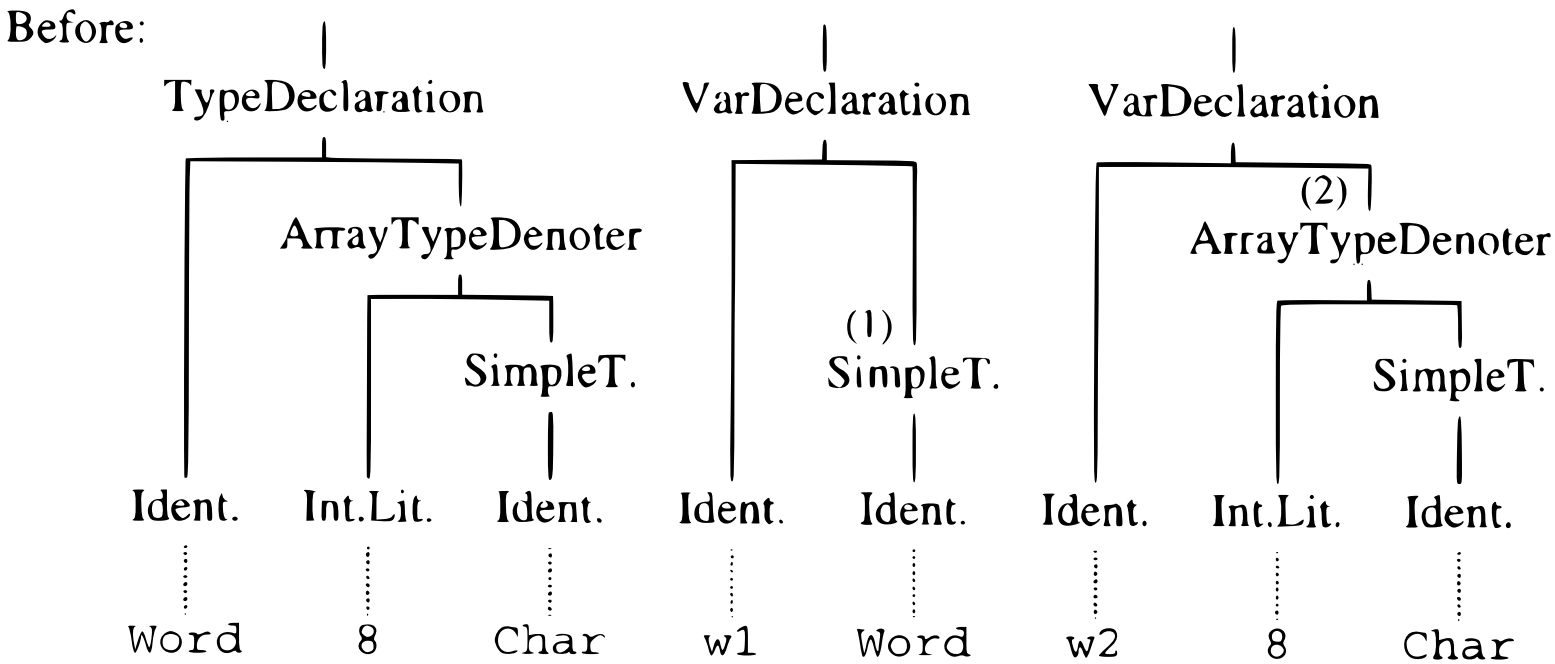
Handhabung komplexer Typen 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

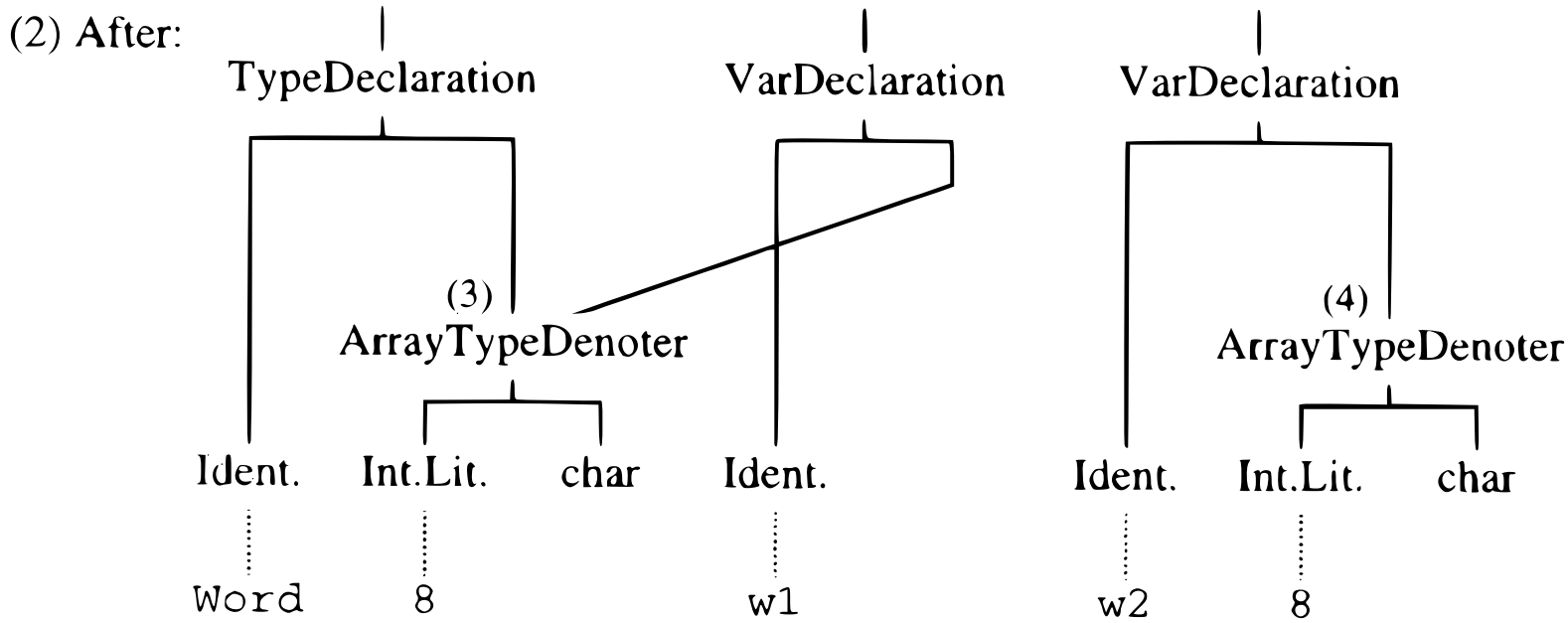
Vorgehen

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

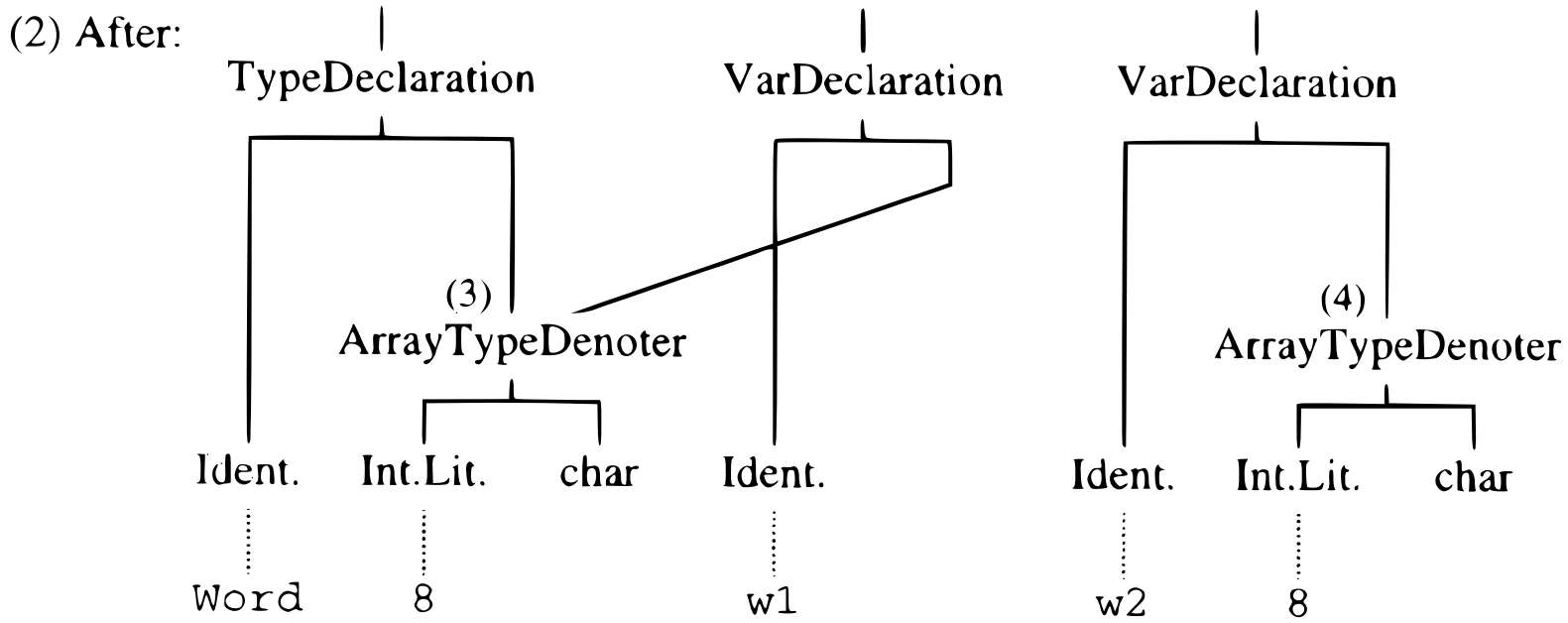
Beispiel komplexe Typäquivalenz



Beispiel komplexe Typäquivalenz



Beispiel komplexe Typäquivalenz



Nun durch Vergleich während Graphdurchlauf überprüfbar.

Zusammenfassung

Zusammenfassung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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