



Optimierende Compiler

3. Kontextanalyse

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2007



Organisatorisches

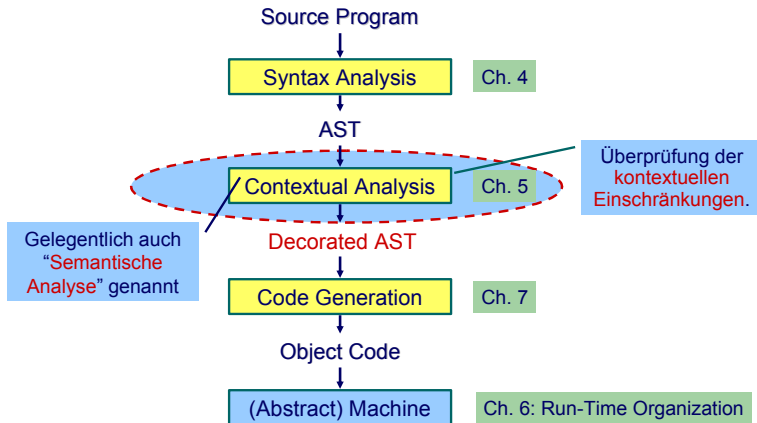


- Bis zum 3.5. Anmeldung in 3er Gruppen
 - Anmeldebogen in der Vorlesung
- Erste Aufgabe
 - Ausgabe am 4.5.
 - Abgabe am 17.5., 18:00 Uhr



Einleitung

Übersicht



Kontextuelle Einschränkungen: Geltungsbereiche



Syntaktische Korrektheit reicht nicht aus für sinnvolle
Übersetzung

Geltungsbereiche (Scope)

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

Beispiele Geltungsbereiche



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

Deklaration von n:
Bindung

Benutzung von von n:
Verwendung

??

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

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

Verwendung von m

Kontexttuelle Einschränkungen: Typen



Typen

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

... auch nicht bei allen Programmiersprachen.

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

Beispiele Typen



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

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

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

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

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

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



- 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



- **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

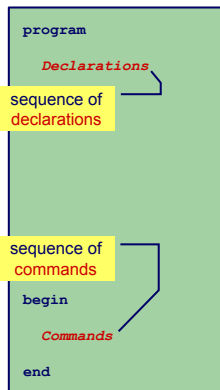


Geltungsbereiche und Symboltabellen

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



Beispiel-Code Symboltabelle



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

public class IdentificationTable {

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

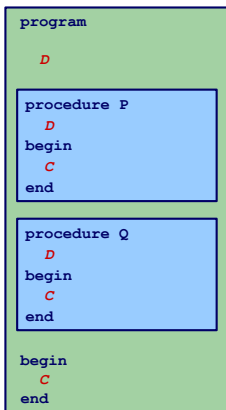
    /** Retrieve a previously added entry. Returns null
        when no entry for this identifier is found */
    public Attribute retrieve(String id) { ... }

    ...
}
```


Flache Blockstruktur



- Charakteristika
 - Mehrere überlappungsfreie Blöcke
 - Zwei Geltungsbereiche: Global und Lokal
- Regeln für Geltungsbereiche
 - Global deklarierte Bezeichner dürfen nicht global redefiniert werden
 - Lokal deklarierte Bezeichner dürfen nicht im selben Block redefiniert 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

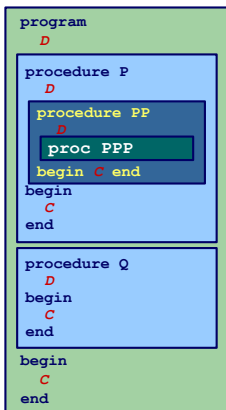


```
public class IdentificationTable {  
  
    /** Adds a new entry */  
    public void enter(String id, Attribute attr) { ... }  
  
    /** Retrieve a previously added entry. If both global and local entries exist  
        for id, return the attribute for the local one. Returns null  
        when 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, ...



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

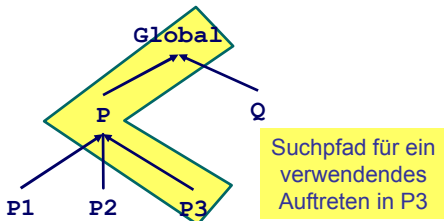
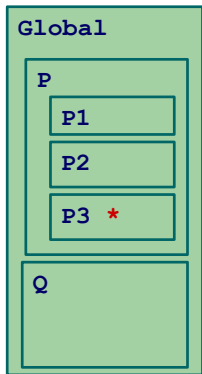
```
let !level 1
  var a, b, c ;
in begin
  let !level 2
```

Geltungsbereiche
und Sichtbarkeit

Struktur der Geltungsbereiche



- Für Sprachen mit verschachtelter Blockstruktur
- Modellierung als Baum



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

Beispiel verschachtelte Geltungsbereiche



```
let !level 1
(1) var a: Integer;
(2) var b: Boolean
in begin
  ...
  let !level 2
(3) var b: Integer;
(4) var c: Boolean;
in begin
  let !level 3
(5) const x ~ 3
in ...
end
let !level 2
(6) var d: Boolean
(7) var e: Integer
in begin
end
```

```
let !le
(1) var
(2) var
in begin
  ...
  let
(3) v
(4) v
in b
  l
(5)
in
end
let
(6) v
(7) v
in b
end
```

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



syntab

- 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



`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 **syntab** (entferne jeweils oberstes Stapелеlement)
 - Entferne dann oberstes Elements von **scopeStack**

Andere Implementierungen möglich!



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

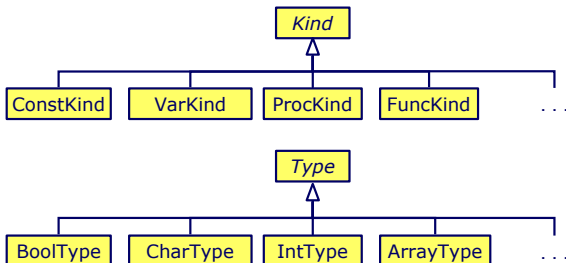
Speicherung von Attributen 2



Objektorientierter Ansatz (explizite Speicherung)

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

Funktioniert, wird aber bei
realistischer Sprache
sehr leicht **unhandlich**



Beobachtungen



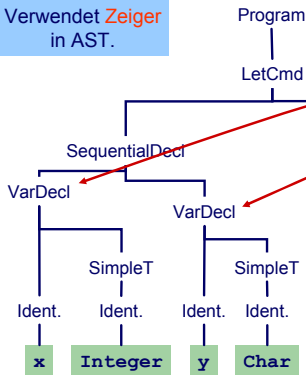
- Schon bloße Aufzählung in Form von Klassen langatmig
- Noch nicht berücksichtigt: Kombinationen
 - `array [1:10] of record int x; char y end;`
- Explizite Strukturen können leicht sehr **komplex** werden

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

AST-basierte Attribute

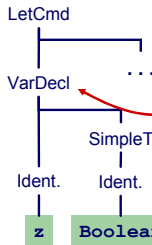


Verwendet **Zeiger**
in AST.



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

level	id	Attr.
1	x	•
1	y	•
2	z	•



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**



Typprüfung



- **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)



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

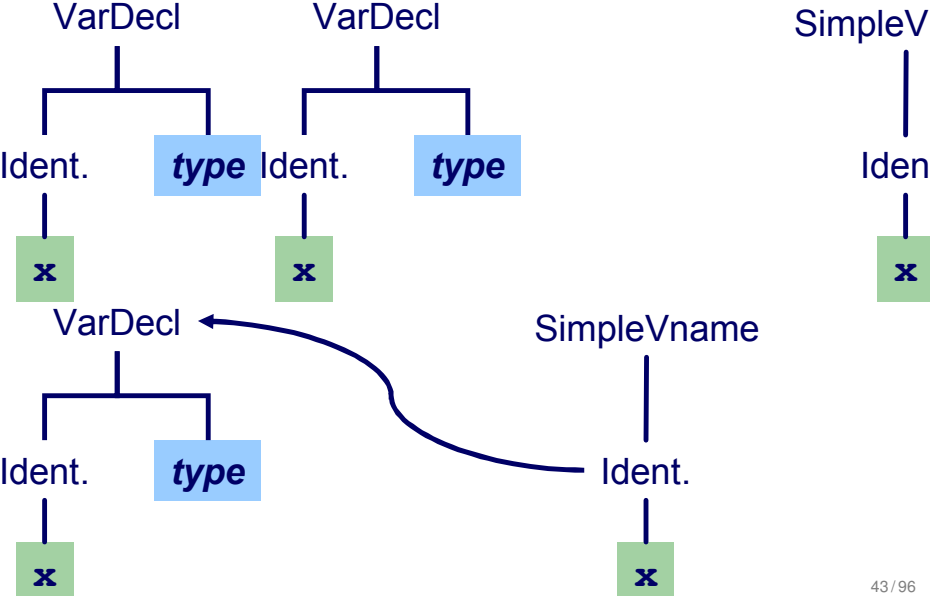
Typüberprüfung 3



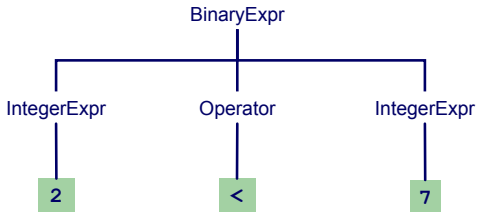
Genauer: Bottom-Up Verfahren für statisch typisierte Programmiersprache

- 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

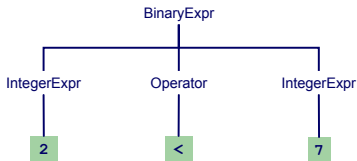
Beispiel: Typherleitung für Variablen



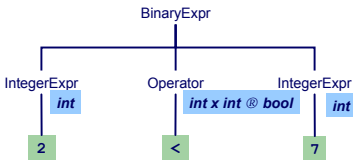
Beispiel: Typherleitung für Ausdrücke



Typregel für Binären Ausdruck:
 Wenn op Operation vom Typ $T_1 \times T_2 \rightarrow R$ 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



Typregel für Binären Ausdruck:
 Wenn op Operation vom Typ $T_1 \times T_2 \rightarrow R$ 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**:

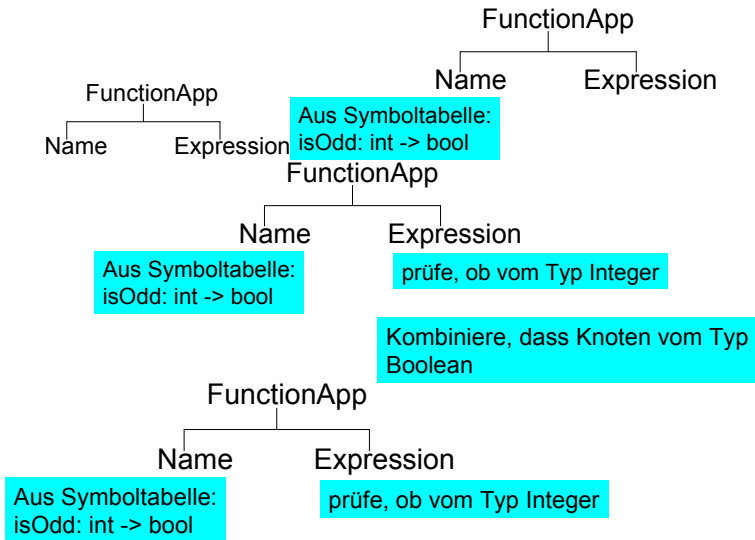
`if E then $C1$ else $C2$`

ist **typkorrekt** genau dann, wenn

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

Beispiel: Typherleitung für Funktionsaufruf

isOdd(42)



Typüberprüfung einer Funktionsdefinition



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

- Typprüfung des Körpers **Expression**
- Stelle sicher, dass Ergebnis von **ResultType** ist
- Dann Herleitung: **f: ParamType → ResultType**

Idee: Vereinheitliche Typüberprüfung von Funktionen und Operatoren

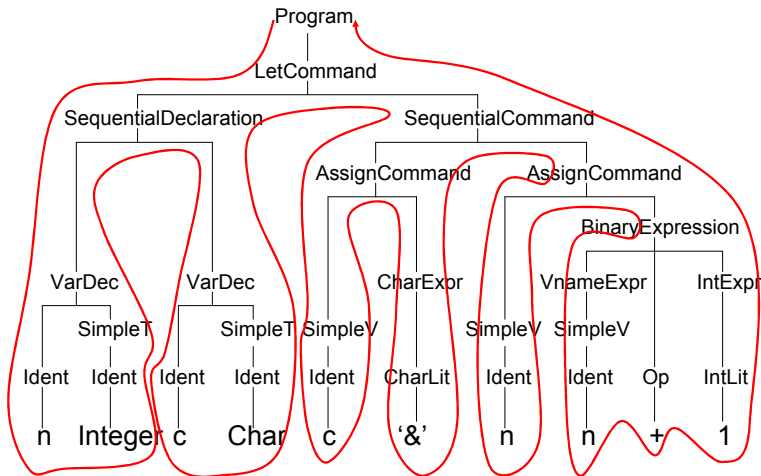
- **+**: **Integer × Integer → Integer**
- **<**: **Integer × Integer → Boolean**

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

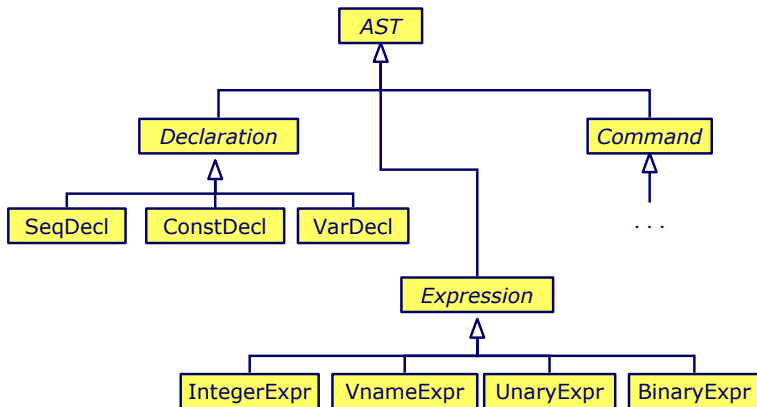
AST-Durchlauf



Abstrakter Syntaxbaum



Klassenstruktur für AST



Klassendefinitionen für AST



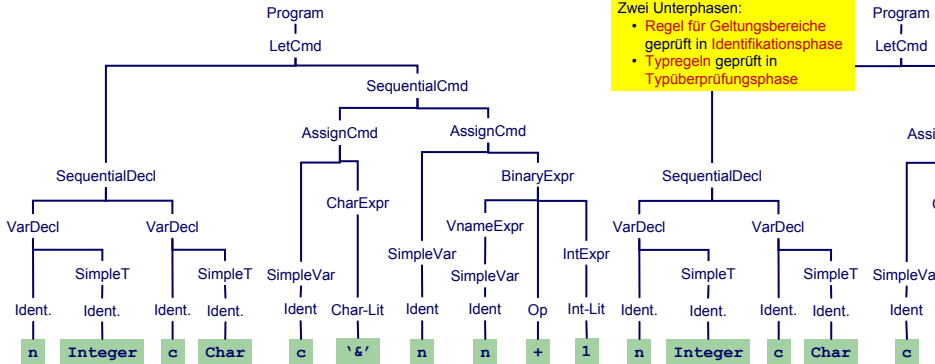
Expression ::= Integer-Literal	IntegerExpr
V-name	VnameExpr
Operator Expression	UnaryExpr
Expression Operator Expression	BinaryExpr

```
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



Zwei Unterphasen:

- Regel für Geltungsbereiche geprüft in Identifikationsphase
- Typregeln geprüft in Typüberprüfungsphase

Zwei Unterphasen:

- Regel für Geltungsbereiche geprüft in Identifikationsphase
- Typregeln geprüft in Typüberprüfungsphase



Dekorierung des AST: Datenstruktur



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);
```

```
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);
```

Rückgab

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

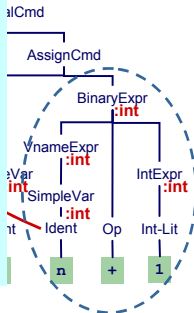
Beispiel: Dekorierung via OO Ansatz



```

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;
    }
    ...
}
    
```



```

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;
    }
    ...
}
    
```

```

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

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

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 Konflikt 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);
    }
}
```

```
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
Methode realisieren
(Typüberprüfung)

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  
}
```

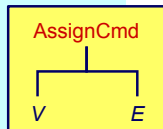
Wurzelknoten des AST

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;  
}
```

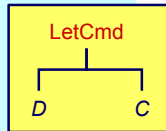


Beispiel: LetCmd



```
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;  
}
```



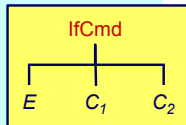
letCmd **öffnet** (und **schließt**) eine Ebene von Geltungsbereichen in **Symbole**ttabelle.

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

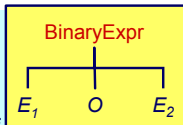
|
IL

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.l.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	<code>visitProgram</code>	<ul style="list-style-type: none">• return <code>null</code>
Command	<code>visit..Cmd</code>	<ul style="list-style-type: none">• return <code>null</code>
Expression	<code>visit..Expr</code>	<ul style="list-style-type: none">• dekoriere ihn mit seinem <code>Typ</code>• return <code>Typ</code>
Vname	<code>visitSimpleVname</code>	<ul style="list-style-type: none">• dekoriere ihn mit seinem <code>Typ</code>• setze <code>Flag</code>, falls <code>Variable</code>• return <code>Typ</code>
Declaration	<code>visit..Decl</code>	<ul style="list-style-type: none">• trage alle deklarierten Bezeichner in <code>Symboltabelle</code> ein• return <code>null</code>
TypeDenoter	<code>visit..TypeDenoter</code>	<ul style="list-style-type: none">• dekoriere ihn mit seinem <code>Typ</code>• return <code>Typ</code>
Identifizier	<code>visitIdentifizier</code>	<ul style="list-style-type: none">• prüfe ob Bezeichner deklariert ist• verweise auf bindende Deklaration• return diese Deklaration
Operator	<code>visitOperator</code>	<ul style="list-style-type: none">• 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); ...  
}
```

Unklar: `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 ...)

Mini-Triangle: Eingebaute (primitive) Typen 1



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.l.spelling.equals("Integer"))
        den.type = Type.intT;
    else if (den.l.spelling.equals("Boolean"))
        den.type = Type.boolT;
    else {
        // error: unknown type denoter
        den.type = Type.errorT;
    }
    return den.type;
}
```

...

Standardumgebung



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

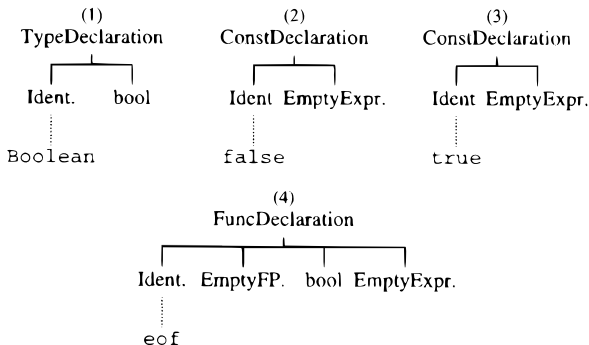


- Idee: Trage **Deklarationen** vorher direkt in AST ein
- Wohlgemerkt: **Ohne** konkrete Realisierung
 - Behandlung als Sonderfälle während Optimierung und Code-Erzeugung
- Deklarationen als Sub-ASTs **ohne** Definition

Standardumgebung: Realisierung in Triangle 2



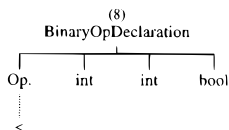
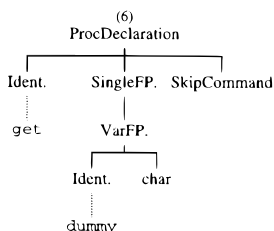
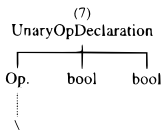
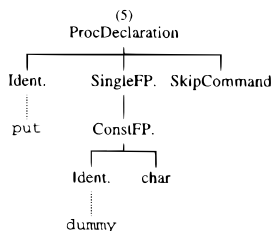
Beispiel: `Boolean`, `false`, `true`, `eof()` : `Boolean`



Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3



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



Standardumgebung: Realisierung in Triangle 3



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

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 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

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



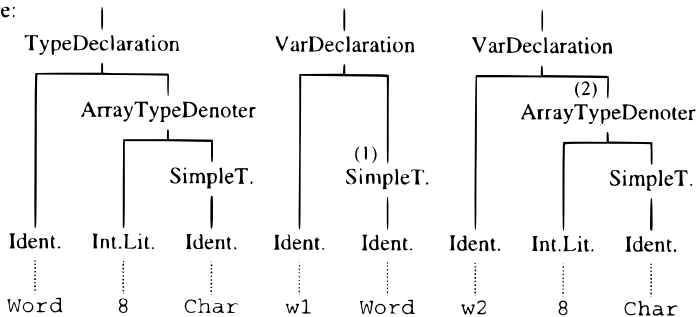
Vorgehen

- 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

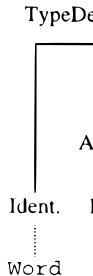
Beispiel komplexe Typäquivalenz



Before:



(2) After:



Nun durch Vergleich während Graphdurchlauf überprüfbar.



Zusammenfassung

Zusammenfassung



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