Semantische Analyse – Teil 1

Übersicht

- Statische und dynamische Eigenschaften
- Konkrete und abstrakte Syntax
- Gültigkeit und Sichtbarkeit
- Aufgaben der semantischen Analyse
  - Identifizierung von Bezeichnern
  - Deklarationsanalyse
- Implementierung der Symboltabelle
- Typkonsistenz und Überladung von Bezeichnern
  - Typkonsistenz
  - Überladung
  - Polymorphismus

Lernziele

- Die wichtigsten Grundlagen und Aufgaben der semantischen Analyse bennennen und erklären können, wie man diese prinzipiell löst
- Symboltabellen effizient implementieren können
- Wiedergeben können, wie man die Überladung von Bezeichnern auflöst

Statische + dynamische Eigenschaften (1/3)

Aufgabe der semantischen Analyse

- Überprüfung bestimmter Programmeigenschaften, die nicht durch eine kontextfreie Grammatik beschreibbar sind (z.B. Kontextbedingungen)
- Unterschiedliche Arten von Programmeigenschaften
  - *Statisch* ☛
  - *Dynamisch* ☛

Beispiele *(nicht-kontextfreie Sprachen)*
- $\{wcw \mid w \in (a|b)^*\}$
  (vgl. def./angew. Vorkommen von Namen)
- $\{a^n b^m c^n d^m \mid n \geq 1 \wedge m \geq 1\}$
  (vgl. Übereinstimmung Parameterzahl in Deklaration und Aufruf)

Beispiele (für Programmeigenschaften)

- Deklariertheitseigenschaften
  - Explizite Deklaration für jeden angewandt auftretenden Bezeichner
  - Keine Doppeldeklarationen
- Typkonsistenz
  - Übereinstimmung von Argumenttypen (von Operationen) mit Operandentypen

Grundlagen (aus der Sprach-Semantik)

- Gültigkeitsregeln
  - Legen für deklarierte Bezeichner fest, in welchem Programmteil die Deklaration einen Effekt hat
- Sichtbarkeitsregeln
  - Bestimmen, wo ein Bezeichner in seinem Gültigkeitsbereich sichtbar bzw. verdeckt ist

Statische + dynamische Eigenschaften (2/3)

Statische semantische Eigenschaft (eines Programmkonstrukts)

- Für jedes Vorkommen des Konstrukts gilt
  - Der „Wert“ der Eigenschaft des Konstrukts ist in allen dynamischen Ausführungen derselbe
  - In korrektem Programm kann diese Eigenschaft zur Übersetzungszeit berechnet werden

Beispiel (statische Eigenschaft:Typ-Eigenschaft für arithmetische Ausdrücke)

- Annahme: Typ von terminalen Operanden, Variablen, Konstanten bekannt
- Dann: Beide Eigenschaften (für statische semantische Eigenschaften) erfüllt, d.h.
  - „Wert“ ändert sich nicht
  - Eigenschaft berechenbar

Operator	Typ des 1. Operanden	Typ des 2. Operanden	Resultattyp
+, –, *	int	int	int
	real	int	real
	int	real	real
	real	real	real
/	int | real	int | real	real
div	int	int	int

Statische + dynamische Eigenschaften (3/3)

Dynamische semantische Eigenschaft (eines Programmkonstrukts)

- Eigenschaft ist nicht statisch
  (d.h. „Wert“ ändert sich oder Eigenschaft nicht zur Übersetzungszeit berechenbar)
- Triviales Beispiel: Wert von Variablen

Beispiel (für nicht mehr statische Eigenschaft)

- Typ-Eigenschaft für arithmetische Ausdrücke nach Erweiterung um Potenz-Operator

Operator	1. Operand Typ, Größe	2. Operand Typ, Größe	Resultattyp
↑	int | real	int > 0	int | real (wie 1. Op.)
	int | real ≠ 0	int = 0	int | real (wie 1. Op.)
	int | real ≠ 0	int < 0	real
	int | real > 0	real	real
	int | real = 0	real > 0.0	real = 0.0

Problem

- Typ von $e_1 \uparrow e_2$ hängt nicht nur von den Typen von e_1 und e_2 ab, sondern auch von der Größe ihrer Werte (ist also i.a. nicht statisch bestimmbar)

Konkrete und abstrakte Syntax

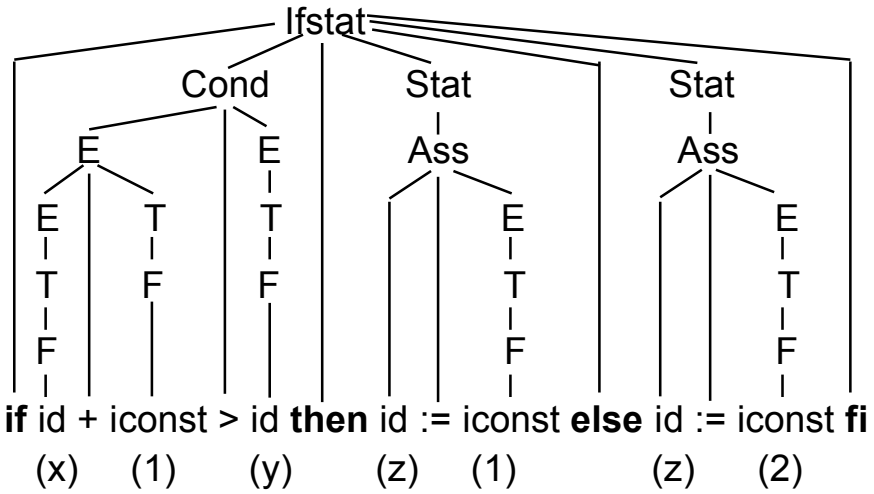
Konkrete und abstrakte Syntax

- Darstellung in **konkreter Syntax**
  - Baum gemäß der zugrunde liegenden kfG
- Darstellung in **abstrakter Syntax**
  - Baum der nur noch die für die Weiterverarbeitung wesentlichen Teile der Struktur enthält; insbesondere entfallen z.B. alle Terminalsymbole

Für semantische Analyse meist benutzt

- Abstrakte Syntax

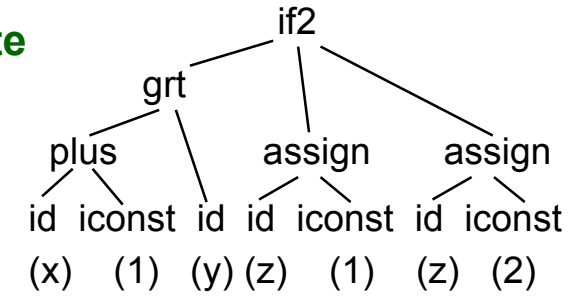
Konkrete Syntax



Programmstück

if x+1 > y **then** z := 1 **else** z := 2 **fi**

Abstrakte Syntax



Gültigkeit und Sichtbarkeit

Gültigkeits- und Sichtbarkeitsregeln

- Legen Beziehungen zwischen definierenden und angewandten Vorkommen von Bezeichnern fest
- Gültigkeitsbereich (eines definierenden Vorkommens eines Bezeichners x)
  - Teil des Programms, in dem sich ein angewandtes Vorkommen von x auf dieses definierende Vorkommen beziehen kann
- Sichtbarkeitsregeln
  - Schränken Gültigkeitsbereiche ein
    (z.B. Verdeckung globaler Bezeichner durch lokale Deklarationen)
  - Legen fest, auf welche definierende Vorkommen sich angewandte Vorkommen beziehen
- Hängen davon ab, welche Schachtelung von Scope-Konstrukten die Sprache erlaubt
  - Cobol: keine Schachtelung
  - Fortran: Schachtelungstiefe 1 (Prozedur-/Funktionsdeklarationen)
  - Algol60, Algol68, PL/1, Ada, Pascal: unbeschränkt tiefe Schachtelung
    (aber Unterschiede, s.u.)

Wichtigste Aufgabe (der semantischen Analyse)

Prinzipielle Problematik aus Kap. 2 bekannt

- Identifizierung von Bezeichnern, d.h. Zuordnung von angewandten Vorkommen zu definierenden gemäß Gültigkeits- und Sichtbarkeitsregeln

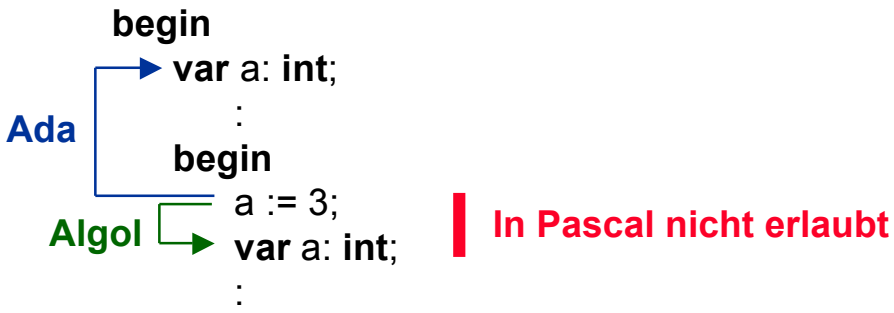
Gültigkeitsregeln

Unterschiedliche Gültigkeitsregeln

Keine Einpass-Übersetzung möglich

- Algol: Jeder in einem Block deklarierte Bezeichner ist im ganzen Block gültig
- Ada: Gültigkeitsbereich = Ende der Deklaration bis Ende des zugehörigen Blocks
- Pascal: Gültigkeitsbereich ist ganzer Block, aber kein angewandtes Vorkommen vor Ende der Deklaration erlaubt
- Zusätzlich: Möglichkeiten nicht direkt sichtbare Bezeichner sichtbar zu machen
  - Import bei getrennt übersetzten Programmteilen
  - Pascal: um Verbundnamen erweiterte Verbundkomponentennamen, **with**-statement
  - Ada: **use**-Direktive (macht Bezeichner umfassender Programmeinheiten sichtbar)
  - C++: Scope-Operator

Beispiel



Aufgaben der semantischen Analyse

Überprüfung der Kontextbedingungen

- Geg.: Programmiersprache mit geschachtelten Scope-Konstrukten
  - ohne Module
  - ohne Überladung

  Wird später behandelt
- Wichtigste Teilaufgaben der semantischen Analyse (i.w. über *Symboltabelle* ☛, Details s.u.)
  - *Deklarationsanalyse* ☛
    - Identifizierung von Bezeichnern
    - Prüfung der Deklariertheitseigenschaften
  - *Typkonsistenz* ☛
- Beispiele für weitere Aufgaben
  - Überprüfung des Kontrollflusses (z.B. existierende Fortsetzung bei **break** in C)
  - Überprüfung auf Eindeutigkeit (z.B. eindeutige Marken bei **case**-Anweisung)
  - Auf Namen bezogene Überprüfung (z.B. gleicher Name an Anfang und Ende eines Konstrukts)

Identifizierung von Bezeichnern

Ziel der Identifizierung

- Herstellung des Bezugs von angewandten auf definierende Vorkommen
  (wird von Typüberprüfung und Codeerzeugung benutzt)

Mögliche Resultate der Identifizierung

- Bei jedem Knoten für ein angewandtes Vorkommen eines Bezeichners steht entweder
  - (1) Deklarative Information direkt
  - (2) Verweis auf den Knoten für die Deklaration
  - (3) Adresse in der Symboltabelle

Diskussion der Alternativen

- (1) und (2):
  - Symboltabelle nach Identifizierungsphase überflüssig
    (Syntaxbaum bleibt einzige Datenstruktur)
- (2), zusätzlich: deklarative Information nur einmal festgehalten
  - Deshalb (im folgenden) Alternative (2)

Deklarationsanalyse

Deklarationsanalyse (für Ada-ähnliche Gültigkeitsregeln)

I.w. depth-first-Baumdurchlauf

```
proc analyze_decl (k: node);
    proc analyze_subtrees (root: node);
        begin
          for i := 1 to #descs(root) do (* #descs: Zahl der Kinder *)
          analyze_decl (root.i) od      (* i-tes Kind von root *)
        end;
begin
    case symb(k) of
    block:  begin
                enter_block;
                analyze_subtrees(k);
                exit_block
            end;
    decl:   begin
                analyze_subtrees(k);
                foreach dekl. Bezeich. id do enter_id(id, ↑k) od
            end;
    appl_id: (* angewandte Vorkommen eines Bezeichners id *)
            speichere search_id(id) an k;
    otherwise: if k kein Blatt then analyze_subtrees(k) fi
    endcase
end
```

Hilfsfunktionen hier noch intuitiv; weiter unten formal definiert

Vermerkt das Öffnen eines neuen Blocks

Setzt die Symboltabelle auf den Stand vor dem letzten enter_block *zurück*

Fügt Eintrag für id *in Symboltabelle ein; 2.Parameter enthält Verweis auf die Deklarationsstelle von* id

Sucht definierendes Vorkommen zu id *und gibt ggf. Verweis auf die Deklarationsstelle von* id *zurück*

Implementierung der Symboltabelle (1/3)

Wichtig

- search_id-Funktion muss zu jedem Zeitpunkt die gemäß Sichtbarkeitsregeln richtige Deklaration auf effiziente Weise finden

Möglichkeiten (Aufwand jeweils in Abhängigkeit der Zahl der deklarierten Bezeichner)

- Lineare Liste, kellerartig organisiert (Aufwand linear)
- Binäre Suchbäume für jeden Block (Aufwand logarithmisch)
- Mischung aus (Hash-)Tabelle, linear verketteten Listen und Keller (Aufwand konstant)

Implementierung

- Zu jedem (aktuell sichtbaren) definierenden Vorkommen (eines Bezeichners) linear verkettete Liste (der noch gültigen Vorkommen dieses Bezeichners) aus Elementen der Form

Block-Nr.	Verweis auf Unterbaum für die Deklaration	Verkettung der Bezeichner innerhalb eines Blocks	Verweis auf statischen Vorgänger

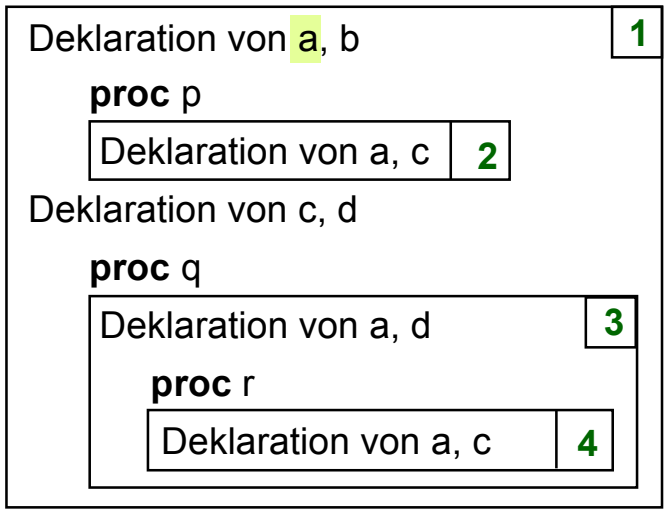
- Zugriff auf die Bezeichner über Feld (indiziert mit Bezeichnern)

Über Hashfunktion; vom Scanner geliefert

- Außerdem
  - Zum gleichen Block gehörende Bezeichner (rückwärts) verkettet
  - Kellerartig verwaltete Listenköpfe für die aktuell sichtbaren Blöcke, die auf die jeweils letzte Deklaration (und damit auf alle rückwärts verketteten Bezeichner) des Blocks zeigen

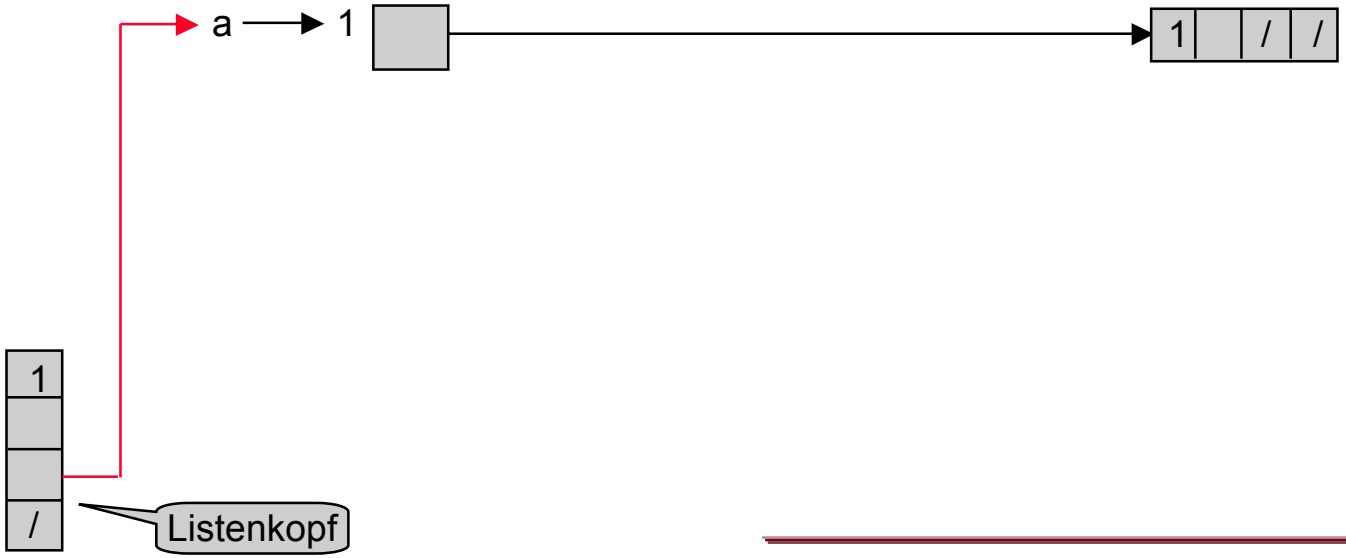
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



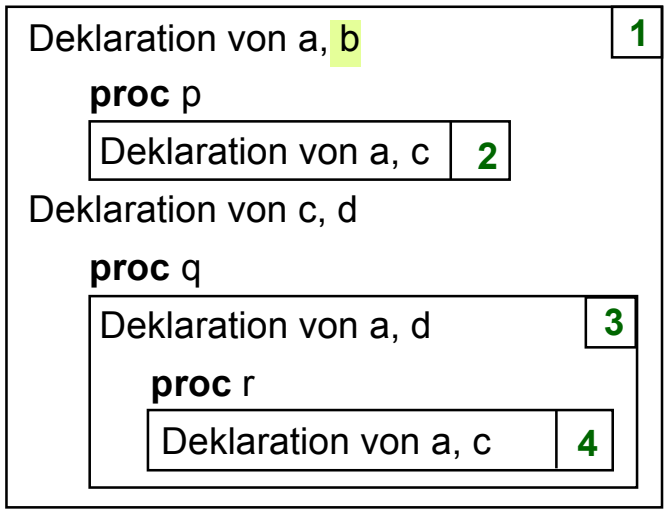
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))



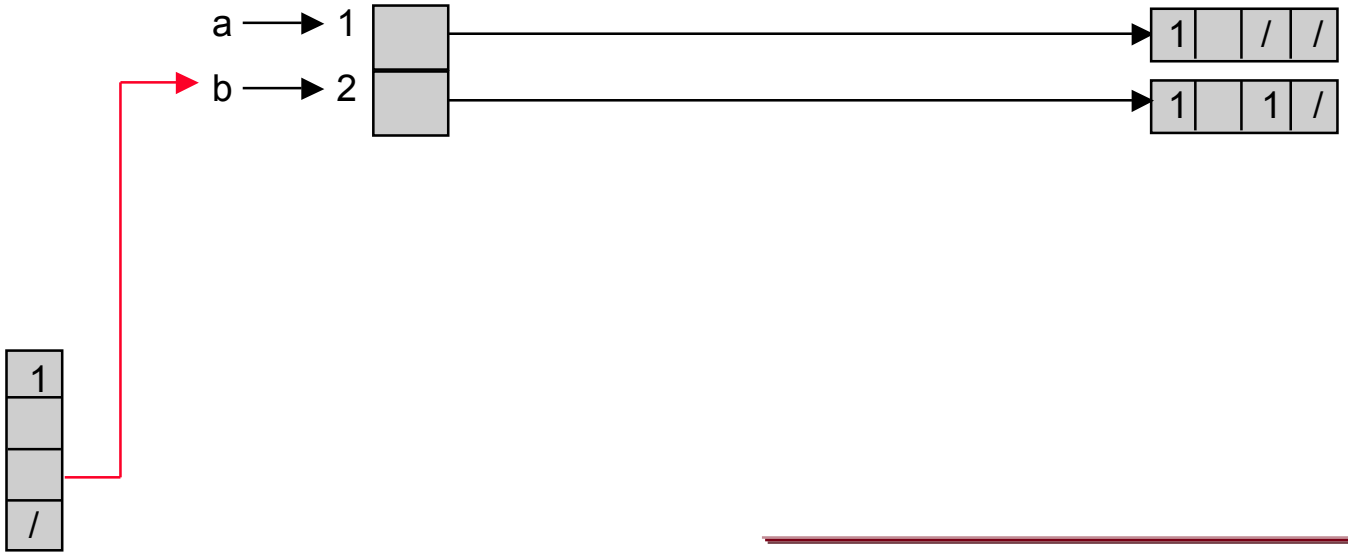
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



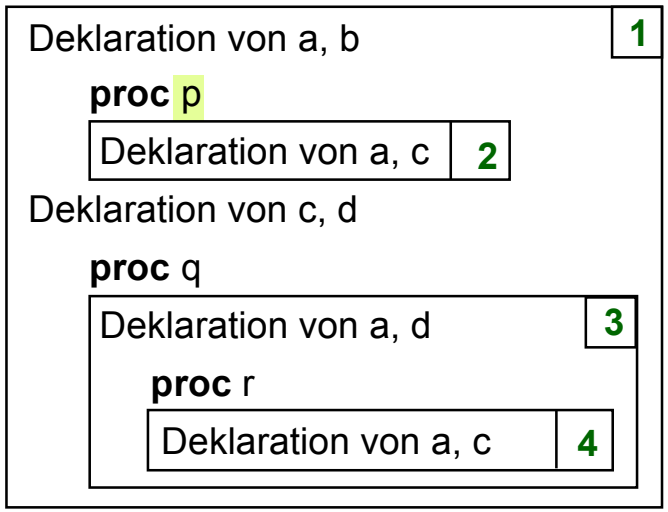
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))



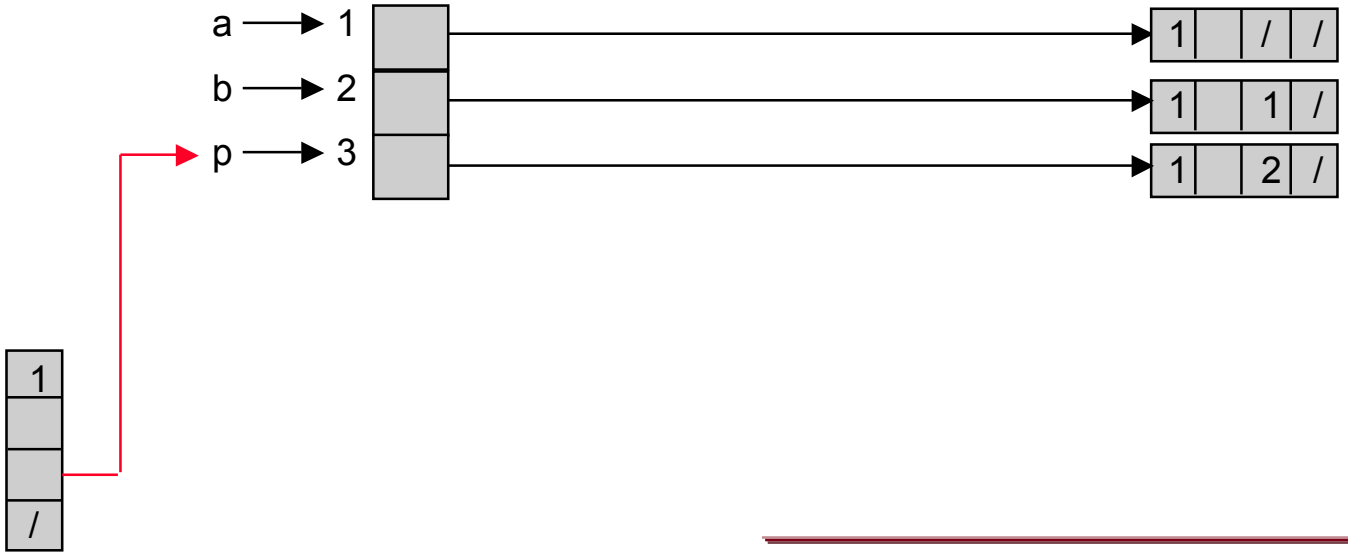
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



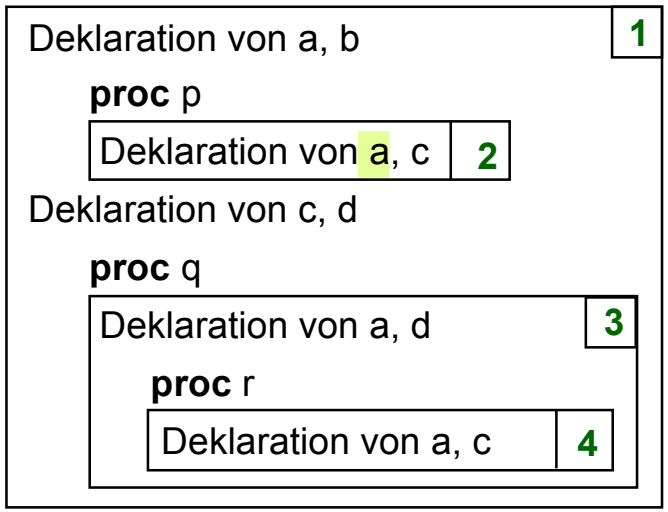
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))



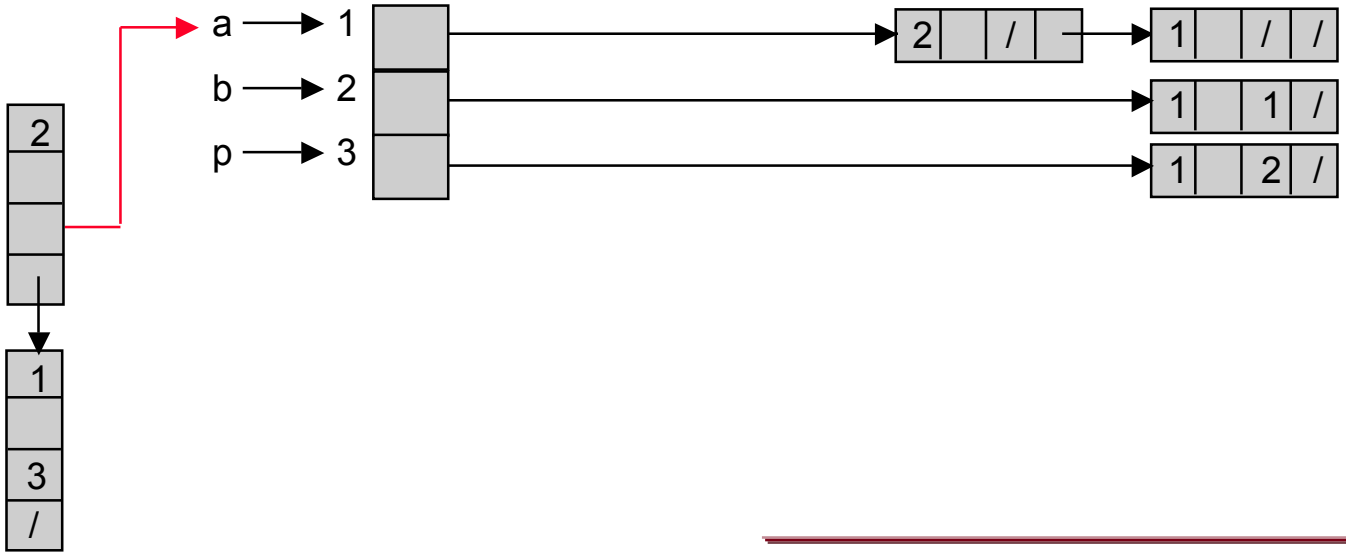
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



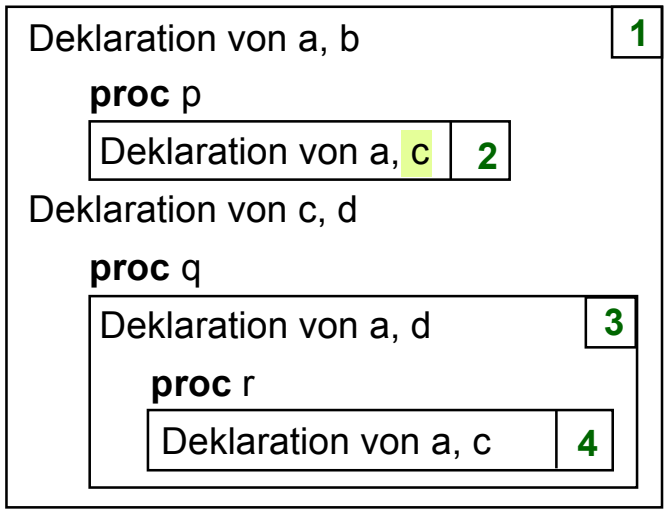
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))



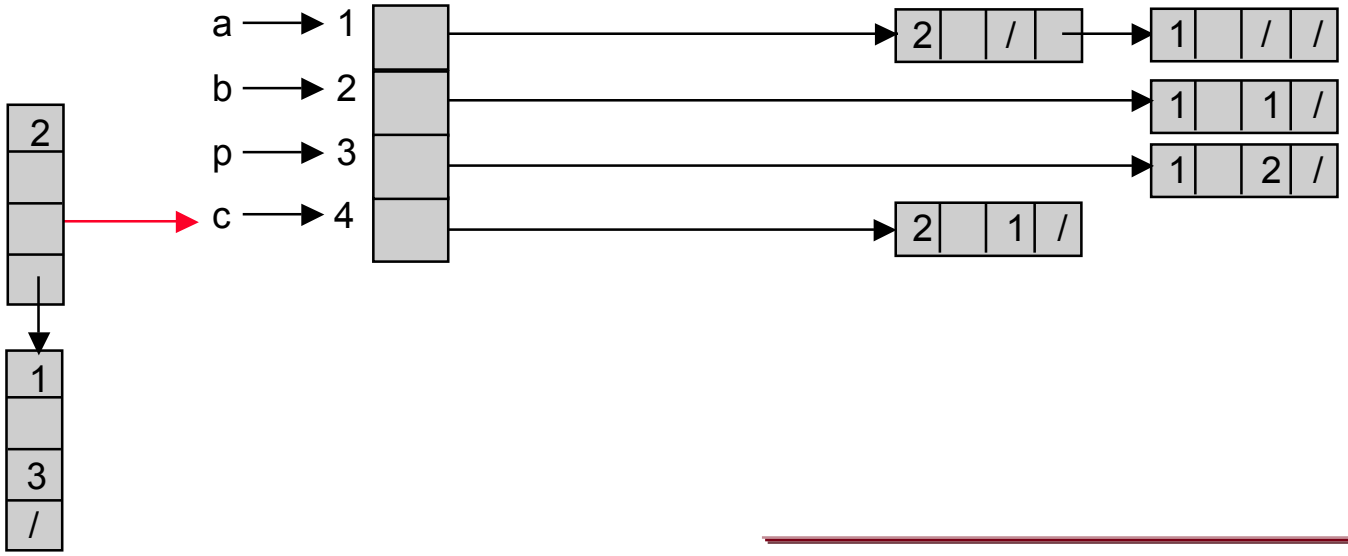
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



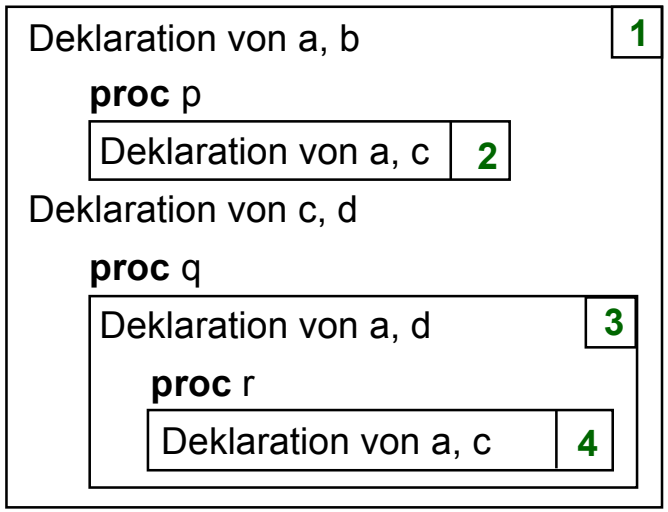
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))



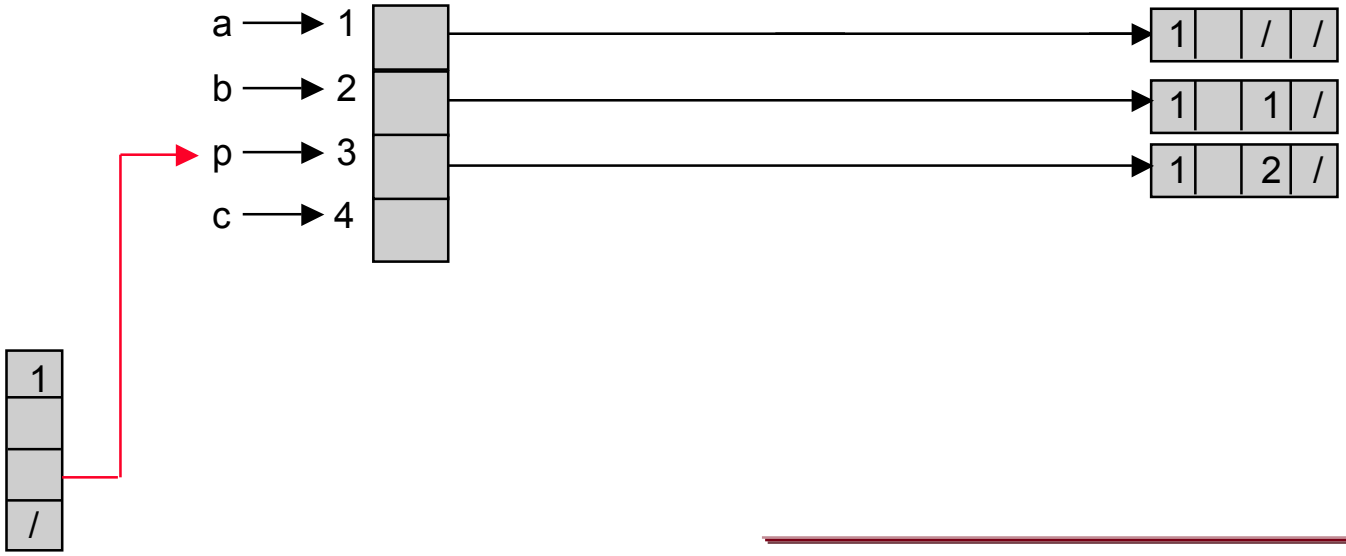
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



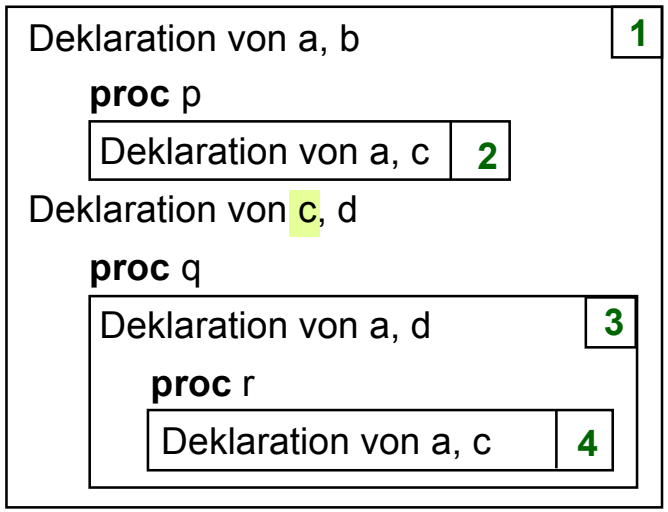
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**



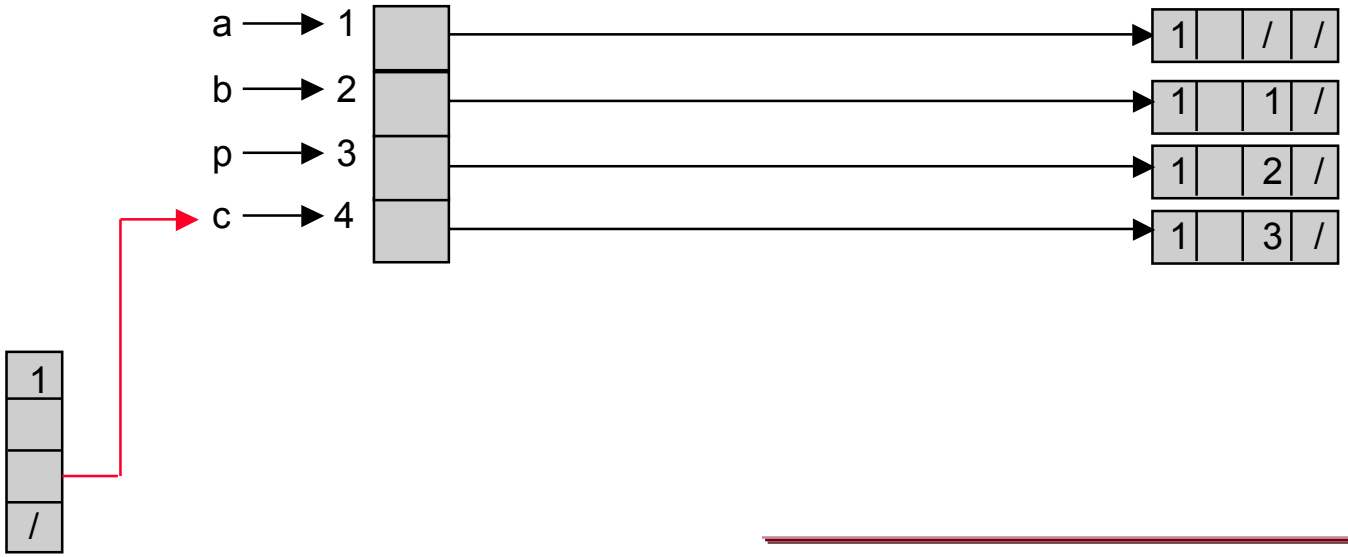
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



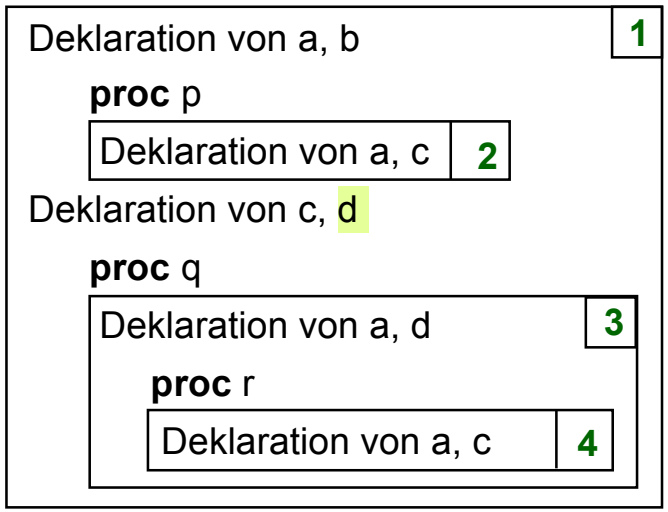
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))



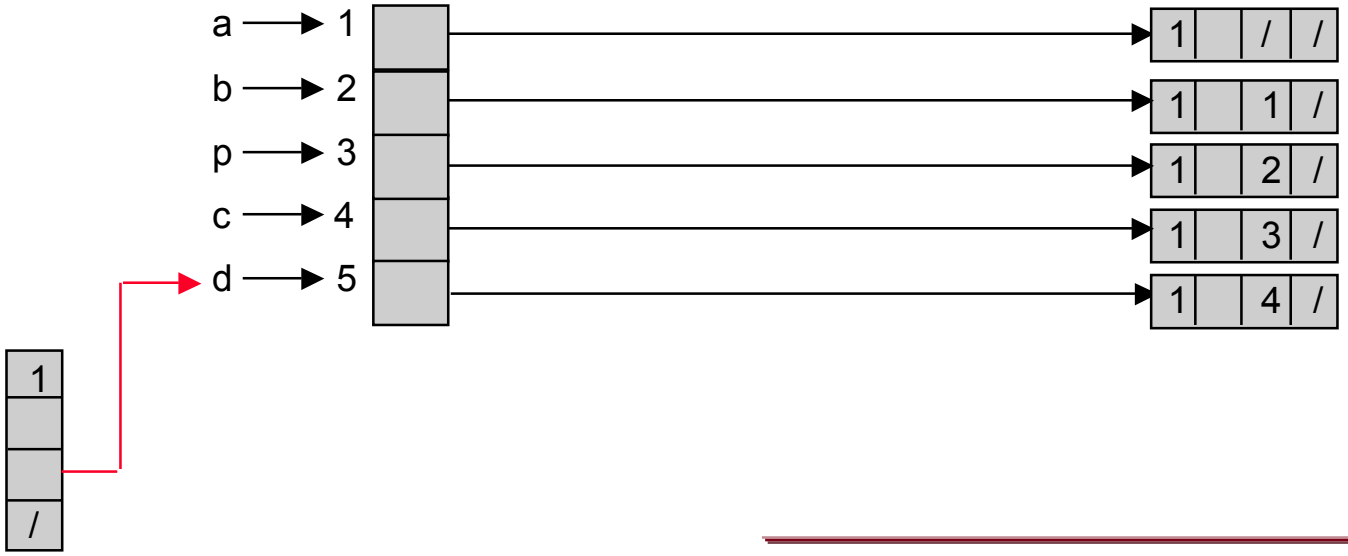
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



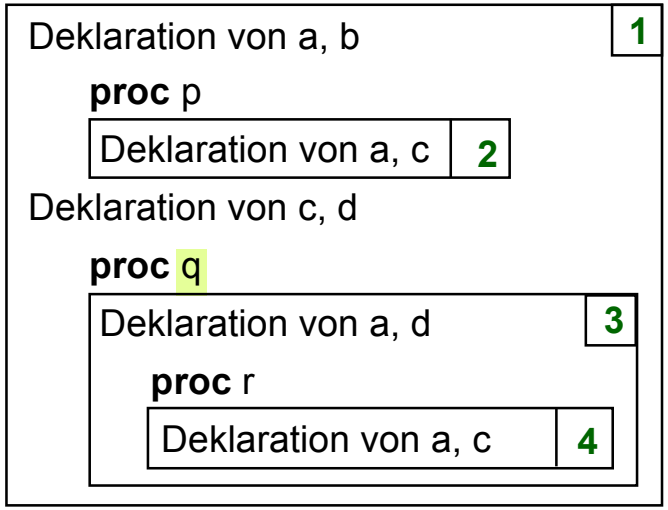
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))



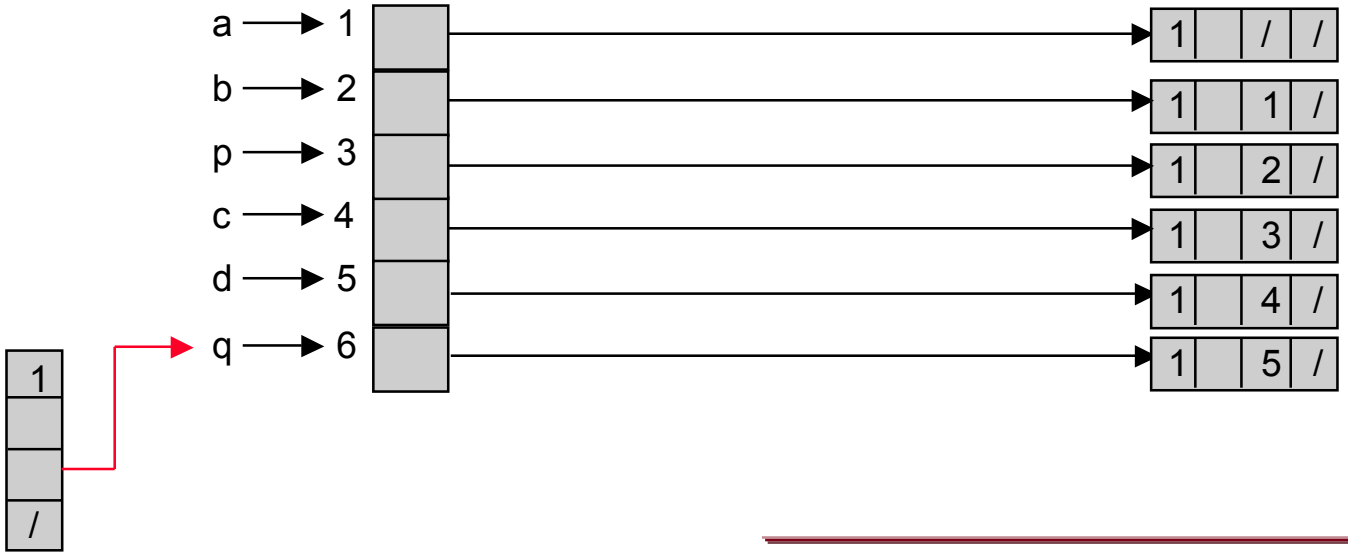
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



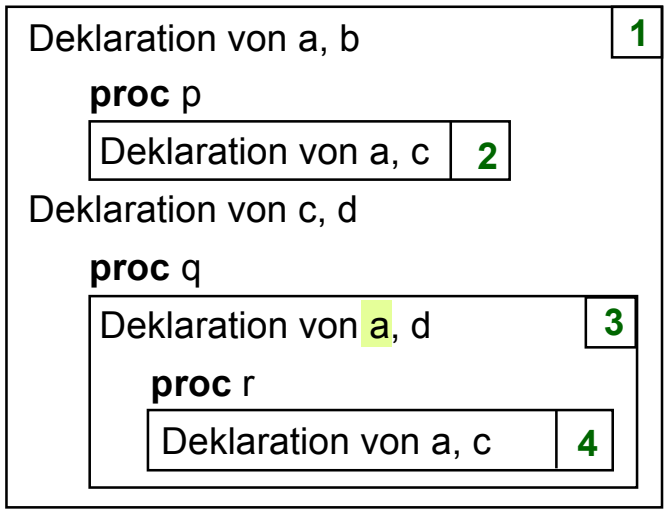
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))



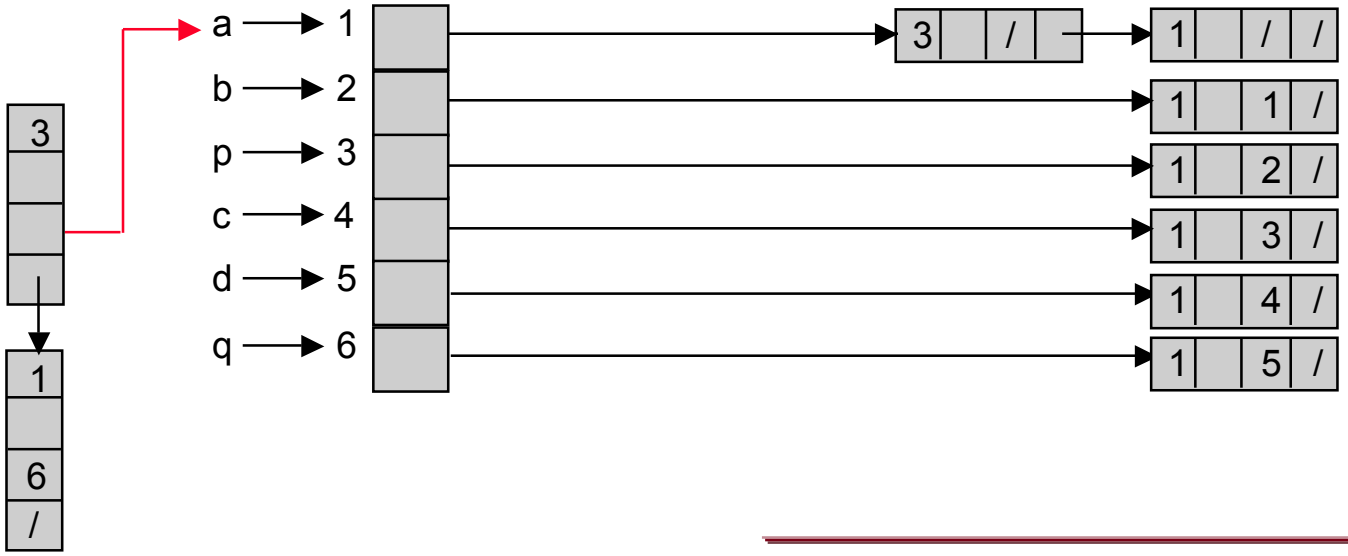
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



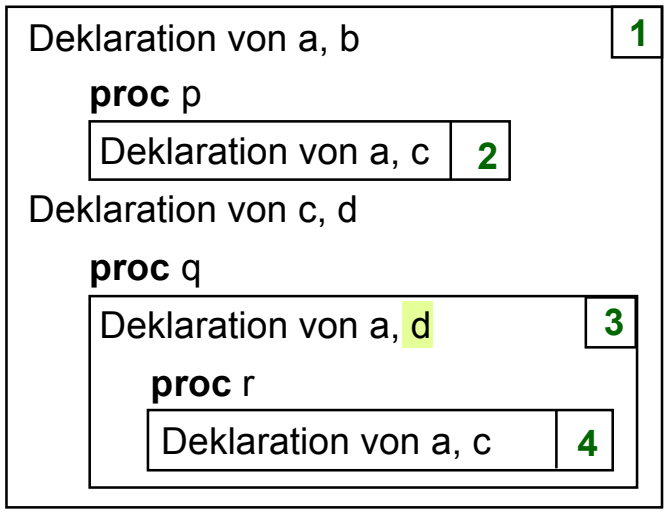
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))



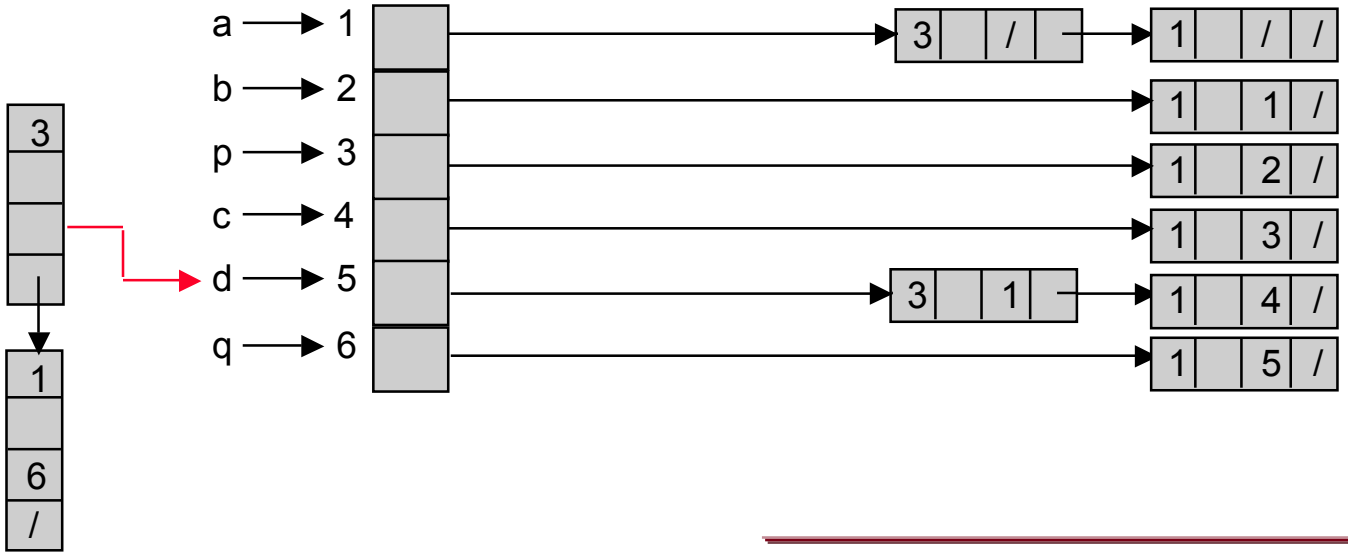
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



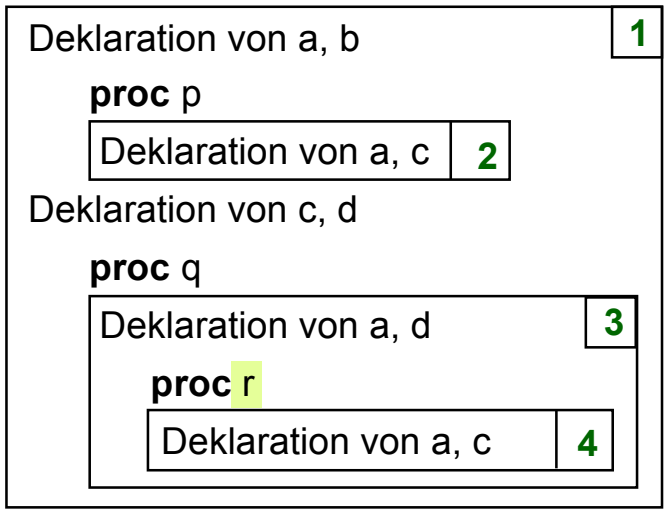
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))
enter_id(d, ↑(d in 3))



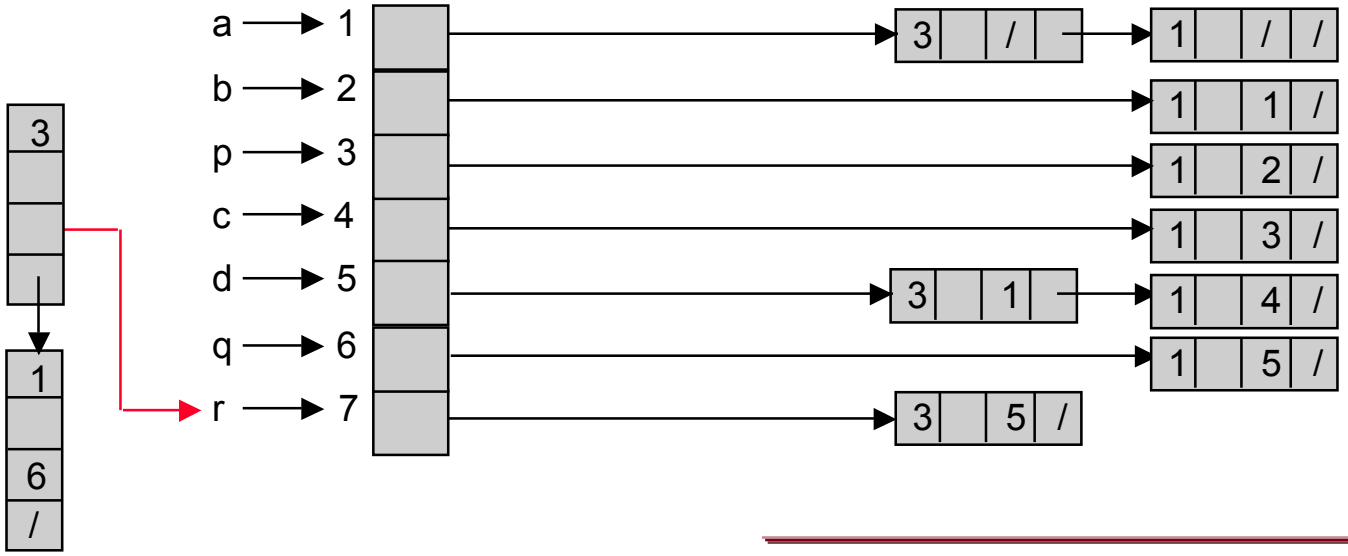
Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



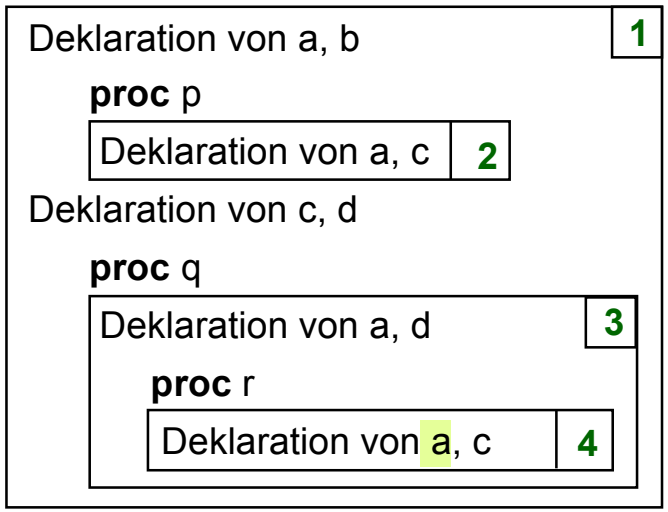
Abarbeitung der Deklarationen

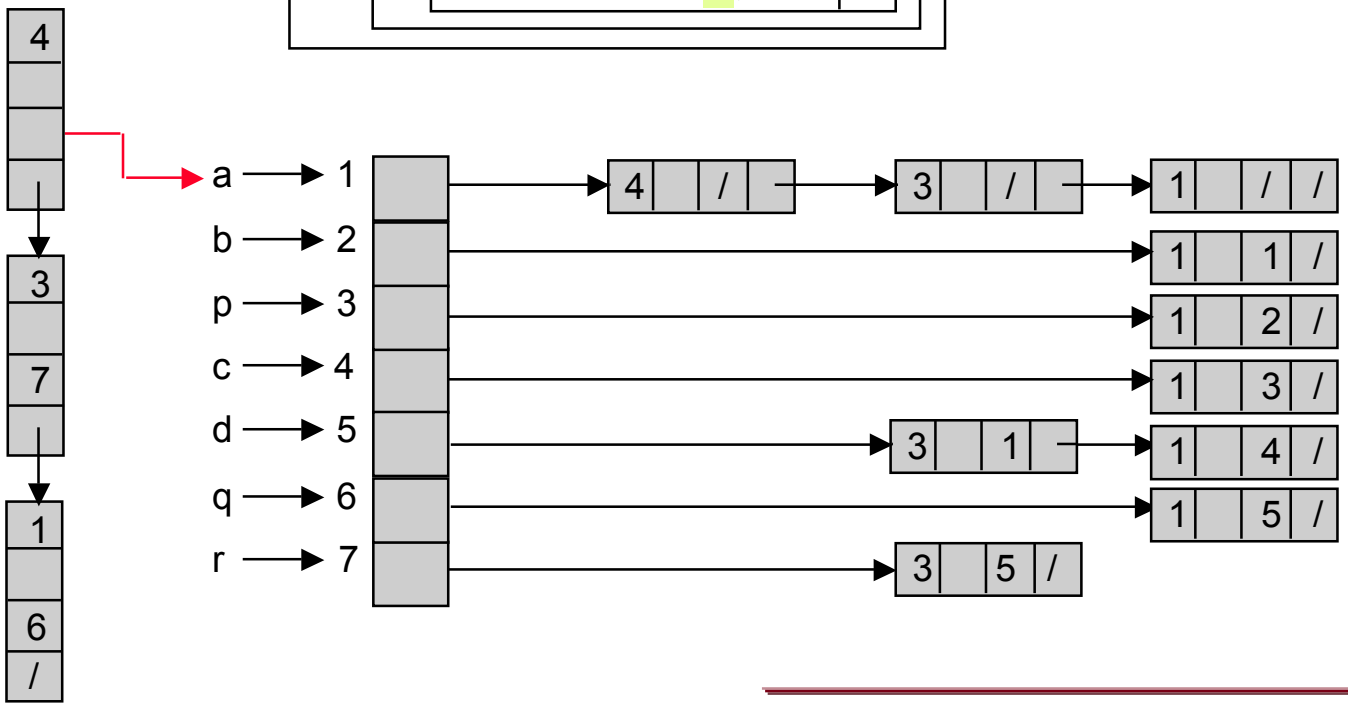
create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))
enter_id(d, ↑(d in 3))
enter_id(r, ↑(r in 3))



Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



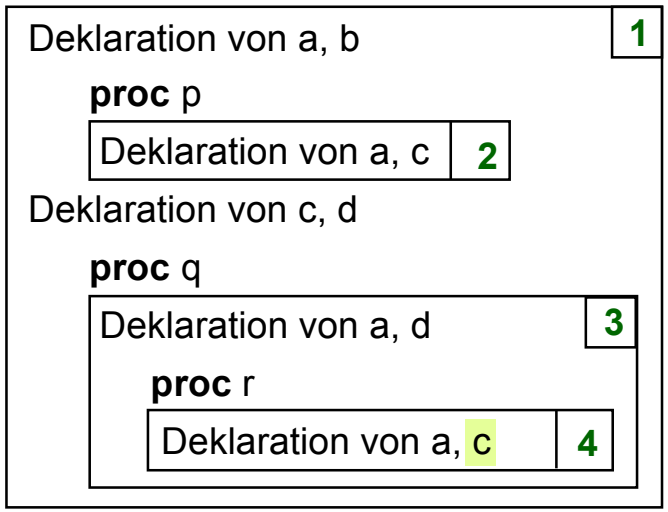


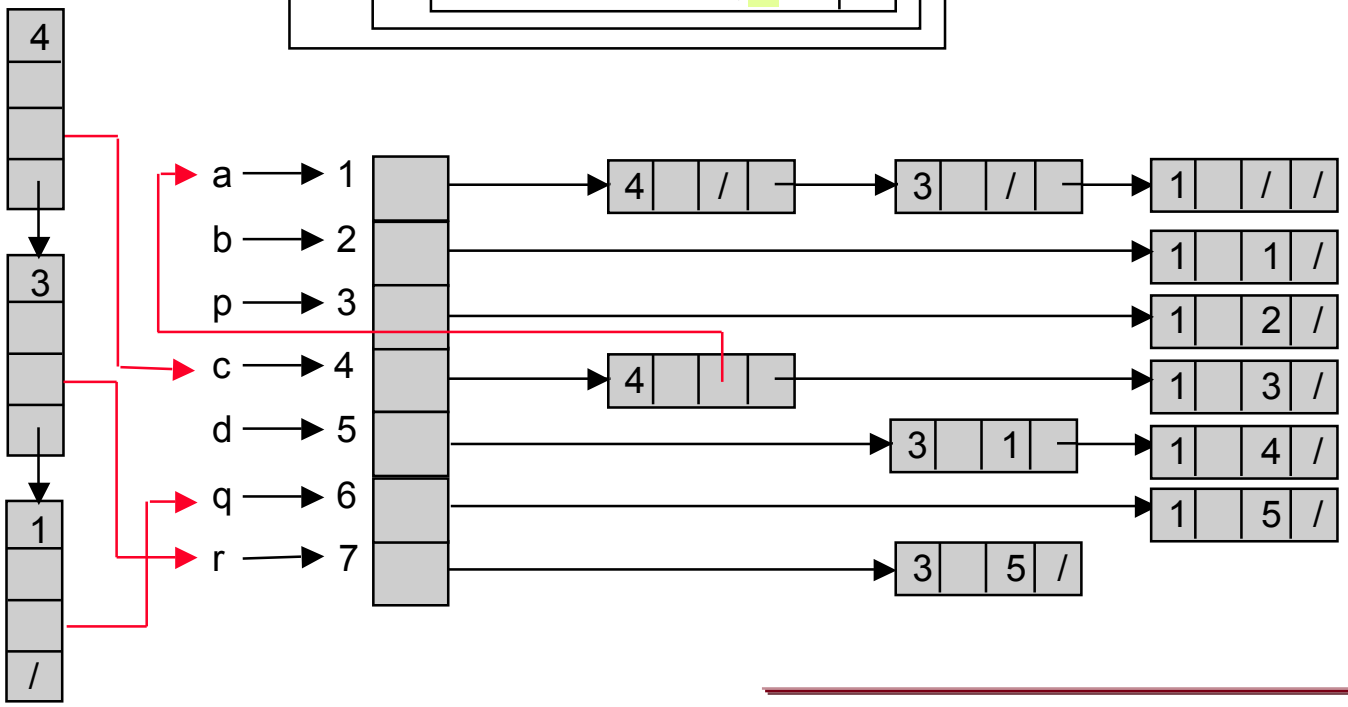
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))
enter_id(d, ↑(d in 3))
enter_id(r, ↑(r in 3))
enter_block **4**
enter_id(a, ↑(a in 4))

Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel



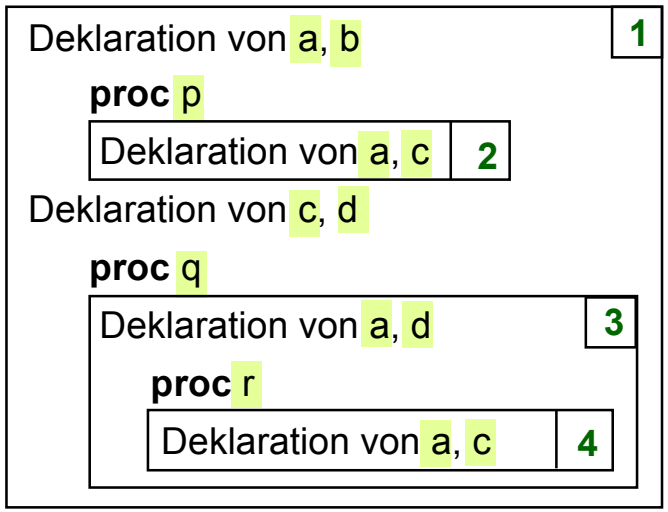


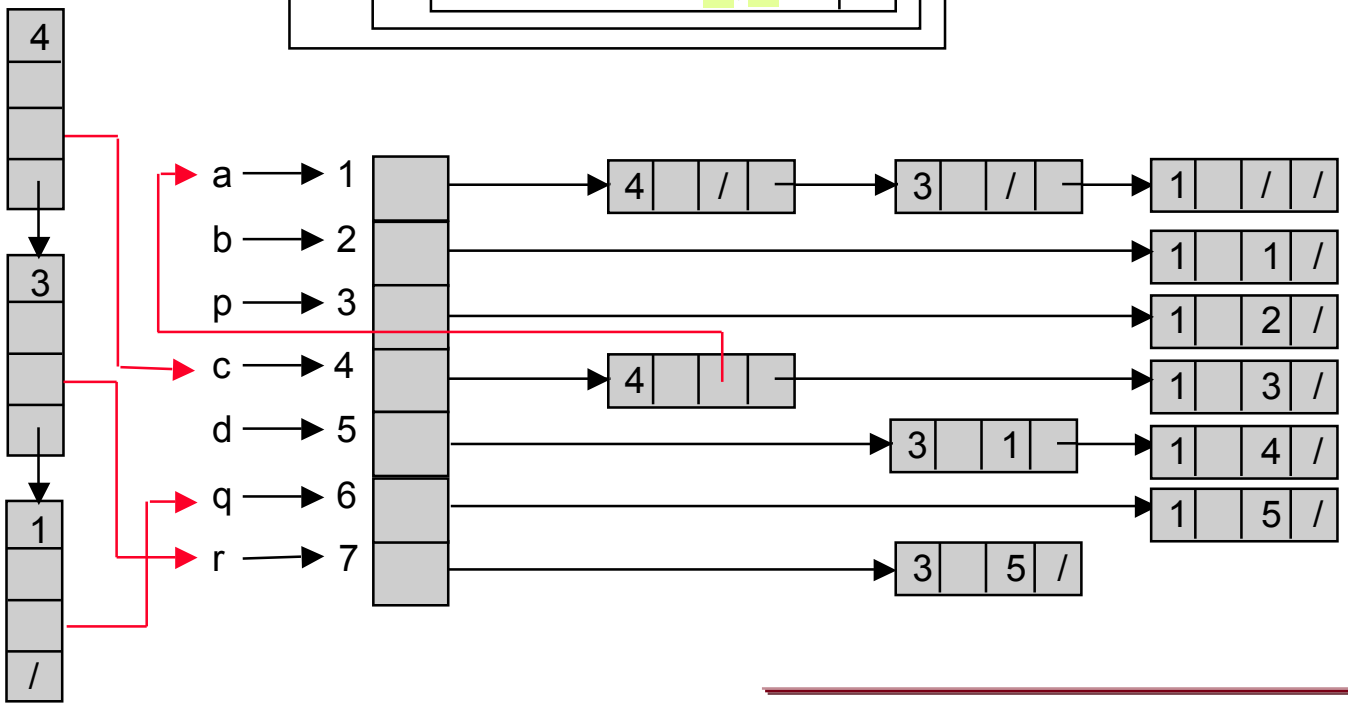
Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))
enter_id(d, ↑(d in 3))
enter_id(r, ↑(r in 3))
enter_block **4**
enter_id(a, ↑(a in 4))
enter_id(c, ↑(c in 4))

Implementierung der Symboltabelle (2/3)

Beispiel





Abarbeitung der Deklarationen

create_symb_table
enter_block **1**
enter_id(a, ↑(a in 1))
enter_id(b, ↑(b in 1))
enter_id(p, ↑(p in 1))
enter_block **2**
enter_id(a, ↑(a in 2))
enter_id(c, ↑(c in 2))
exit_block **2**
enter_id(c, ↑(c in 1))
enter_id(d, ↑(d in 1))
enter_id(q, ↑(q in 1))
enter_block **3**
enter_id(a, ↑(a in 3))
enter_id(d, ↑(d in 3))
enter_id(r, ↑(r in 3))
enter_block **4**
enter_id(a, ↑(a in 4))
enter_id(c, ↑(c in 4))

Implementierung der Symboltabelle (3/3)

Implementierung der Symboltabellenoperationen

```
proc create_symb_table
    begin kreiere leeren Keller von Blockeinträgen end;
proc enter_block
    begin kellere Eintrag für neuen Block end;
proc exit_block
    begin
        foreach Deklarationseintrag des aktuellen Blocks do lösche Eintrag od;
        entferne Blockeintrag aus dem Keller
    end;
proc enter_id (id: Idno; decl: ↑node);
    begin
        if existiert bereits ein Eintrag für id in diesem Block then error („Doppeldeklaration“) fi;
        kreiere neuen Eintrag mit decl und Nr. des aktuellen Blocks;
        füge diesen Eintrag an die lineare Liste für diesen Block an;
        füge diesen Eintrag (vorne) an die lineare Liste für id an;
    end;
proc search_id (id: Idno) ↑node;
    begin
        if Zeile für id ist leer
            then error („undeklarierter Bezeichner“)
            else return (Wert des decl-Felds aus erstem Eintrag in Zeile id) fi
    end
```

Neuer Listenkopf

Über entsprechende Listenköpfe und block-weise Verkettung

Verweis auf Vorgänger-Deklaration im Block

Verweis auf statischen Vorgänger

D.h. über die 2. Komponente der Listenelemente

Typkonsistenz

Überprüfung der Typkonsistenz

- Bottom-up-Pass über Ausdrucksbäume
  - Konstanten: Typ klar
  - Bezeichner: Typ aus deklarativer Information
  - Operator: Funktionalität in Tabelle nachsehen
- Zusätzlich
  - Bei *Überladung* ☛ (von Operatoren) richtige Operation auswählen (s.u.)
  - Bei Typanpassung alle möglichen Kombinationen aus Operandentypen prüfen

Überladung von Bezeichnern

- **Überladenes Symbol**
  - Kann in einem Programm mehrere Bedeutungen haben

Z.B. Operationssymbol

- Aufgabe der Typberechnung: jeweils richtige Operation zu überladenem Symbol finden
- Überladung von benutzerdefinierten Symbolen

In Ada: nur für Funkt./Proz., nicht für Variablen

  - Redeklaration verbirgt nur dann äußere Deklaration, wenn Typgleichheit vorliegt
  - Programm ist korrekt, wenn „Typumgebung“ eindeutige Zuordnung von Symbolen zu Operationen erlaubt

Problem

- Konfliktsituationen durch Sichtbarkeitsregeln kombiniert mit Überladung

Überladung von Bezeichnern (1/3)

Beispiel (Ada-Programm)

```
procedure BACH is
   procedure put (x: boolean) is begin null; end;
   procedure put (x: float) is begin null; end;
   procedure put (x: integer) is begin null; end;
   package x is
      type boolean is (false, true);
      function f return boolean;
   end x;
   package body x is
      function f return boolean is begin null; end;
   end x;
   function f return float is begin null; end;
   use x;
begin
   put(f);
   A: declare f: integer;
   begin
      put(f);
      B: declare
         function f return integer is begin null; end;
         begin
            put(f);
         end B;
   end A;
end BACH
```

D1 → `type boolean is (false, true);` ≠ `procedure put (x: boolean) is begin null; end;`

`function f return boolean;` = `type boolean is (false, true);`

D1: boolean, f: *neue Bezeichner; durch* use x *potentiell sichtbar*

D2 → `function f return float is begin null; end;`

D2: *Überladung von* f

`use x;`

A1: D1 + D2 *sichtbar (versch. Parameter-Profile)*
Hier gemeint: D2 (*Parametertyp von* put)

`put(f);`

D3 → `A: declare f: integer;`

D3: *verdeckt* D1 + D2 *(Var.-Bezeichner nicht überladbar)*

`put(f);`

A2: *Bezug auf* D3

D4 → `B: declare`

`function f return integer is begin null; end;`

D4: *verdeckt* D3 (*und transitiv* D2);
D1 *bleibt sichtbar (wegen use)*

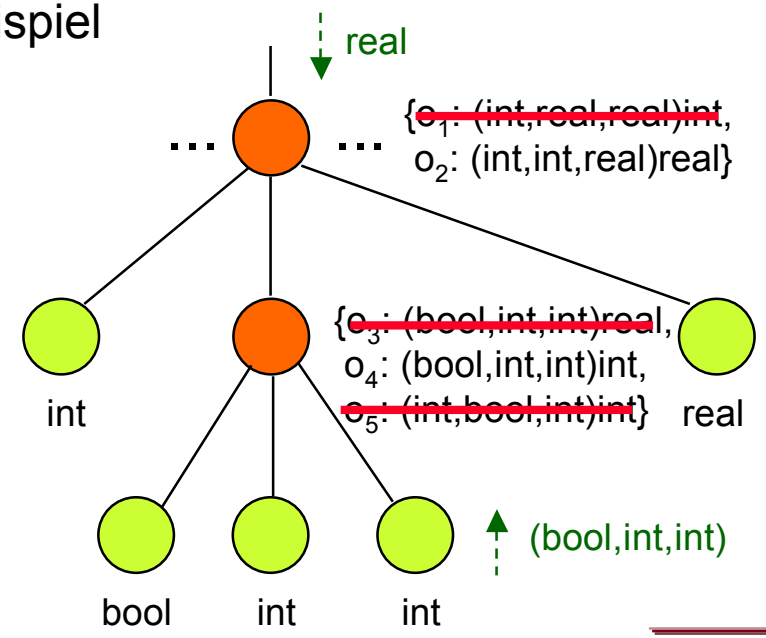
`put(f);`

A3: f *bezieht sich auf* D4

Überladung von Bezeichnern (2/3)

Auflösung der Überladung (overload resolution)

- 4 Läufe über den abstrakten Syntaxbaum
- Dabei zu jedem Knoten
  - init_ops: Menge der an jedem Knoten sichtbaren und qua Stelligkeit zulässigen Operatoren
  - bottom_up_elim: Elimination der Operatoren, deren i-ter Parametertyp kein möglicher Resultattyp des i-ten Operanden ist
  - top_down_elim: Elimination der Operatoren, deren Resultattyp kein möglicher Parametertyp ist
  - Eindeutigkeitsprüfung
- Beispiel



Überladung von Bezeichnern (3/3)

Auflösungsalgorithmus

```
proc resolve_overloading (root: node, apriori_typ: type);
proc init_ops;
    begin
        foreach k do ops(k) := {op | op ∈ vis(k) and rank(k) = #descs(k)} od;
        ops(root) := {op ∈ ops(root) | res_typ(op) = apriori_typ}
    end;
proc bottom_up_elim (k: node);
    begin
        for i := 1 to  #descs(k) do
        bottom_up_elim(k.i);
        ops(k) := {op ∈ ops(k) | par_typ(op, i) ∈ {res_typ(op) | op ∈ ops(k.i)}} od
    end;
proc top_down_elim (k: node);
    begin
        for i := 1 to  #descs(k) do
        ops(k.i) := {op ∈ ops(k.i) | res_typ(op, i) ∈ {par_typ(op, i) | op ∈ ops(k)}};
        top_down_elim(k.i) od;
    end;
begin
    init_ops;
    bottom_up_elim(root);
    top_down_elim(root);
    prüfe, ob jetzt alle ops-Mengen einelementig sind; sonst Fehlermeldung
end
```

symb(k): *Symbol, mit dem* k *markiert ist*
vis(k): *an* k *sichtbare Definitionen von* symb(k)
#descs(k): *Anzahl Kinder von* k

Resultattyp von op

Typ des i-ten Parameters von op

Nur die Operatoren, deren i-ter Parameter ein möglicher Resultattyp des i-ten Operanden ist

Nur die Operatoren, deren Resultattyp zu einem Typ des Zugehörigen Parameters passt

Polymorphismus

Typäquivalenz

- Durch Unifikation von Typausdrücken

(Parametrischer) **Polymorphismus**

- Verwendung von Typvariablen bzw. Typausdrücken
- Definition von Funktionen, die für eine Menge von Operanden- und Resultattypen i.w. dasselbe tun
- Wird verwendet in
  - Funktionalen Sprachen
  - Ada: generische Pakete

Einzelheiten dazu in der Vorlesung „Funktionale Sprachen“

Behandlung (des Polymorphismus) **durch Typinferenzalgorithmus**

- Berechnet für jede Anwendung einer polymorph getypten Funktion den richtigen Typ
- Stellt fest, ob all diese so berechneten Typen ein gemeinsames Typschema haben (das dann der Typ der Funktion ist)