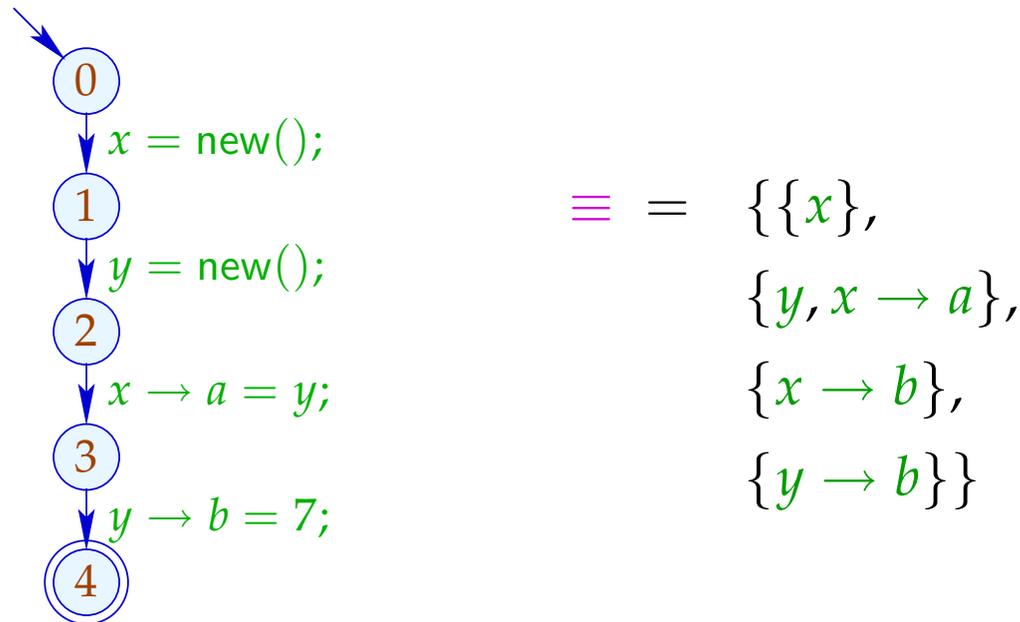


# Alias-Analyse

## 3. Idee:

Berechne eine Äquivalenzrelation  $\equiv$  auf Variablen  $x$  und Selektoren  $y \rightarrow a$  mit  $s_1 \equiv s_2$  falls an irgendeinem  $u$   $s_1, s_2$  die gleiche Adresse enthalten ...

... im einfachen Beispiel:



## Diskussion:

- Wir berechnen **eine Information** für das ganze Programm.
- Die Berechnung dieser Information verwaltet **Partitionen**  
 $\pi = \{P_1, \dots, P_m\}$  :-)
- Einzelne Mengen  $P_i$  identifizieren wir durch einen **Repräsentanten**  $p_i \in P_i$ .
- Die Operationen auf einer Partition  $\pi$  sind:

$$\text{find}(\pi, p) = p_i \quad \text{falls } p \in P_i$$

// liefert den Repräsentanten

$$\text{union}(\pi, p_{i_1}, p_{i_2}) = \{P_{i_1} \cup P_{i_2}\} \cup \{P_j \mid i_1 \neq j \neq i_2\}$$

// vereinigt repräsentierte Klassen

- Sind  $x_1, x_2 \in Vars$  äquivalent, müssen auch  $x_i \rightarrow a$  und  $x_i \rightarrow b$  äquivalent sein :-)
- Ist  $P_i \cap Vars \neq \emptyset$ , soll auch  $p_i \in Vars$  gelten. Dann können wir **union** **rekursiv** anwenden :

```

union* ( $\pi, q_1, q_2$ ) = let  $p_{i_1} = \text{find}(\pi, q_1)$ 
                         $p_{i_2} = \text{find}(\pi, q_2)$ 
in if  $p_{i_1} == p_{i_2}$  then  $\pi$ 
   else let  $\pi = \text{union}(\pi, p_{i_1}, p_{i_2})$ 
        in if  $p_{i_1}, p_{i_2} \in Vars$  then
            let  $\pi = \text{union}^*(\pi, p_{i_1} \rightarrow a, p_{i_2} \rightarrow a)$ 
            in union* ( $\pi, p_{i_1} \rightarrow b, p_{i_2} \rightarrow b$ )
        else  $\pi$ 

```

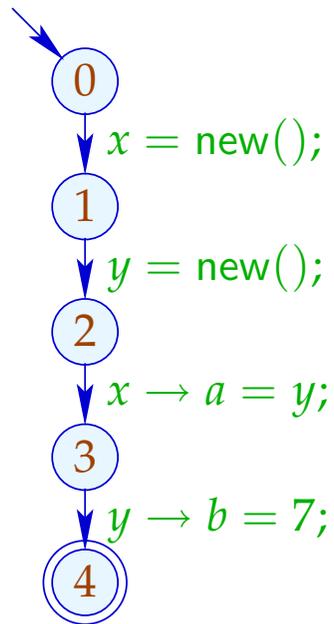
Die Analyse iteriert **einmal** über alle Kanten:

$$\begin{aligned} \pi &= \{ \{x\}, \{x \rightarrow a\}, \{x \rightarrow b\} \mid x \in \text{Vars} \}; \\ \text{forall } k &= (\_, \text{lab}, \_) \text{ do } \pi = \llbracket \text{lab} \rrbracket^\# \pi; \end{aligned}$$

Dabei ist:

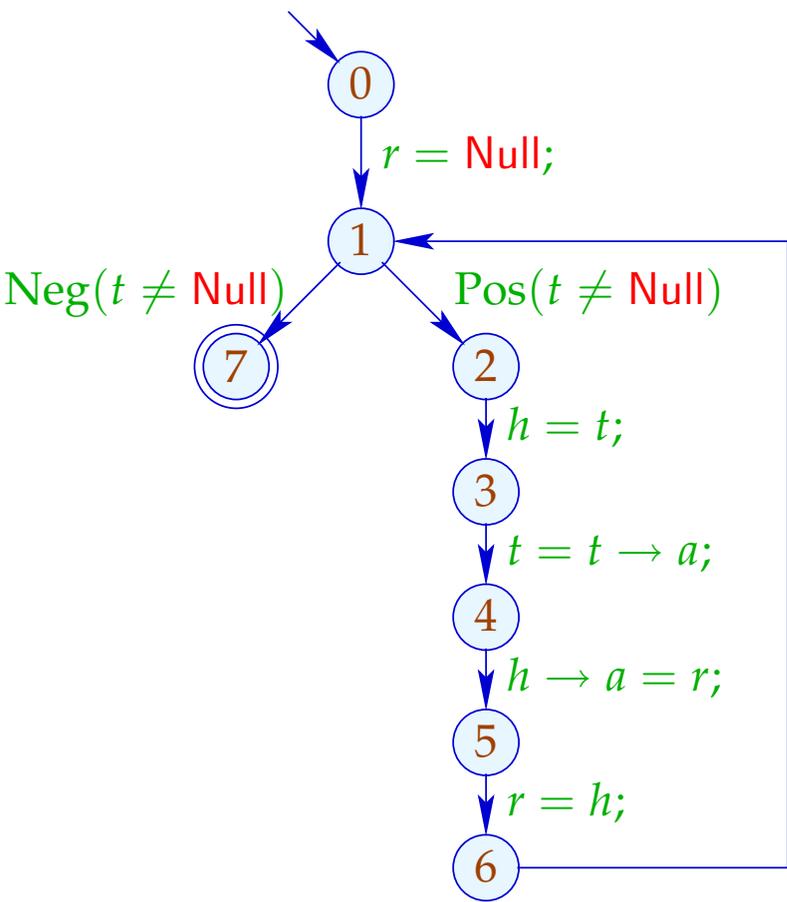
$$\begin{aligned} \llbracket x = y; \rrbracket^\# \pi &= \text{union}^* (\pi, x, y) \\ \llbracket x = R \rightarrow a; \rrbracket^\# \pi &= \text{union}^* (\pi, x, R \rightarrow a) \\ \llbracket R \rightarrow a = x; \rrbracket^\# \pi &= \text{union}^* (\pi, x, R \rightarrow a) \\ \llbracket \text{lab} \rrbracket^\# \pi &= \pi \quad \text{sonst} \end{aligned}$$

... im einfachen Beispiel:



	$\{\{x\}, \{y\}, \{x \rightarrow a\}, \{y \rightarrow a\}, \dots\}$
$(0, 1)$	$\{\{x\}, \{y\}, \{x \rightarrow a\}, \{y \rightarrow a\}, \dots\}$
$(1, 2)$	$\{\{x\}, \{y\}, \{x \rightarrow a\}, \{y \rightarrow a\}, \dots\}$
$(2, 3)$	$\{\{x\}, \{y, x \rightarrow a\}, \{y \rightarrow a\}, \dots\}$
$(3, 4)$	$\{\{x\}, \{y, x \rightarrow a\}, \{y \rightarrow a\}, \dots\}$

... im komplizierten Beispiel:



	$\{\{h\}, \{r\}, \{t\}, \{h \rightarrow a\}, \{t \rightarrow a\}\}$
(2, 3)	$\{\{h, t\}, \{r\}, \{h \rightarrow a, t \rightarrow a\}\}$
(3, 4)	$\{\{h, t, h \rightarrow a, t \rightarrow a\}, \{r\}\}$
(4, 5)	$\{\{h, t, r, h \rightarrow a, t \rightarrow a\}\}$
(5, 6)	$\{\{h, t, r, h \rightarrow a, t \rightarrow a\}\}$

## Achtung:

Um überhaupt etwas heraus zu kriegen, müssen wir annehmen, dass alle Variablen anfangs auf **verschiedene** Adressen zeigen.

## Zur Komplexität:

Wir haben:

$O(\# \text{ Kanten})$	Aufrufe von <b>union*</b>
$O(\# \text{ Kanten} + \# \text{ Vars})$	Aufrufe von <b>find</b>
$O(\# \text{ Vars})$	Aufrufe von <b>union</b>

⇒ Wir benötigen effiziente **Union-Find-Datenstruktur** :-)

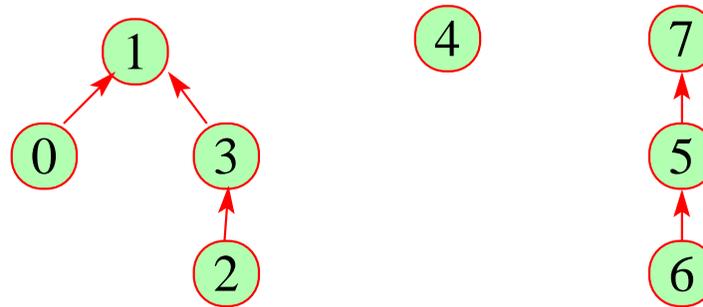
Idee:

Repräsentiere Partition von  $U$  als gerichteten Wald:

- Zu  $u \in U$  verwalten wir einen Vater-Verweis  $F[u]$ .
- Elemente  $u$  mit  $F[u] = u$  sind Wurzeln.

Einzelne Bäume sind Äquivalenzklassen.

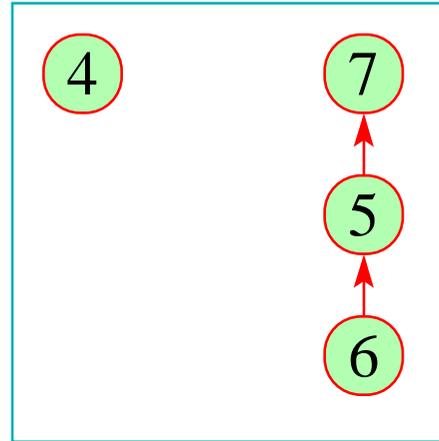
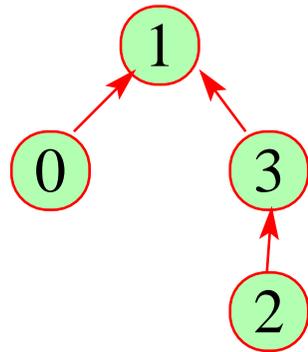
Ihre Wurzeln sind die Repräsentanten ...



0	1	2	3	4	5	6	7
---	---	---	---	---	---	---	---

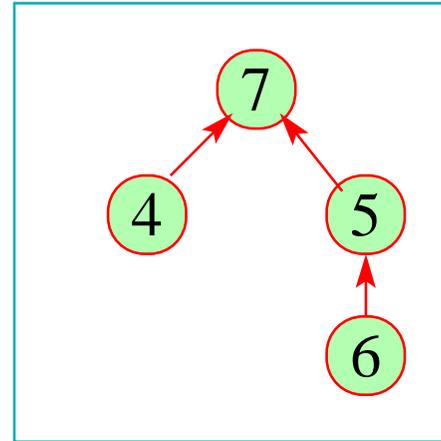
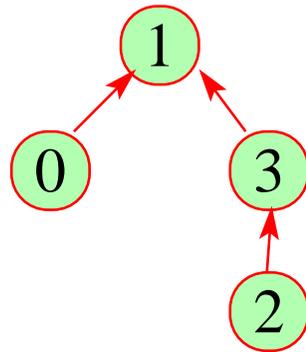
1	1	3	1	4	7	5	7
---	---	---	---	---	---	---	---

- $\text{find}(\pi, u)$  folgt den Vater-Verweisen :-)
- $\text{union}(\pi, u_1, u_2)$  hängt den Vater-Verweis eines  $u_i$  um ...



0	1	2	3	4	5	6	7
---	---	---	---	---	---	---	---

1	1	3	1	4	7	5	7
---	---	---	---	---	---	---	---



0	1	2	3	4	5	6	7
---	---	---	---	---	---	---	---

1	1	3	1	7	7	5	7
---	---	---	---	---	---	---	---

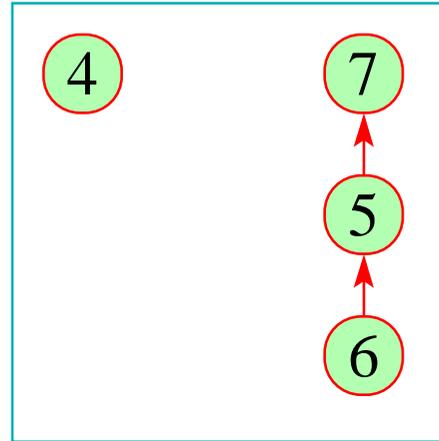
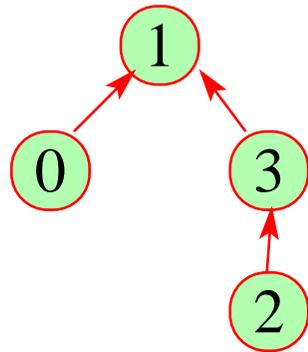
## Die Kosten:

`union` :  $\mathcal{O}(1)$  :-)

`find` :  $\mathcal{O}(\text{depth}(\pi))$  :-)

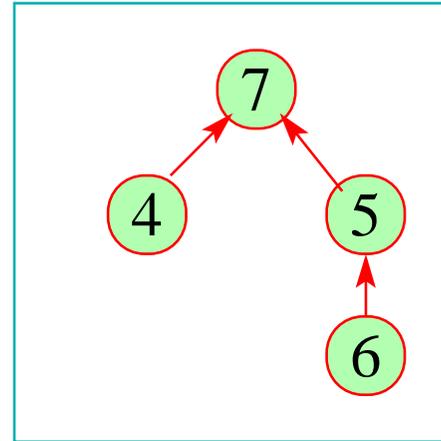
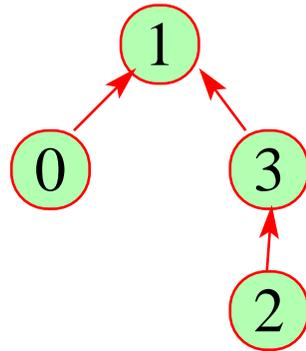
## Strategie zur Vermeidung tiefer Bäume:

- Hänge den **kleineren** Baum unter den **größeren** !
- Benutze **find** , um Pfade zu komprimieren ...



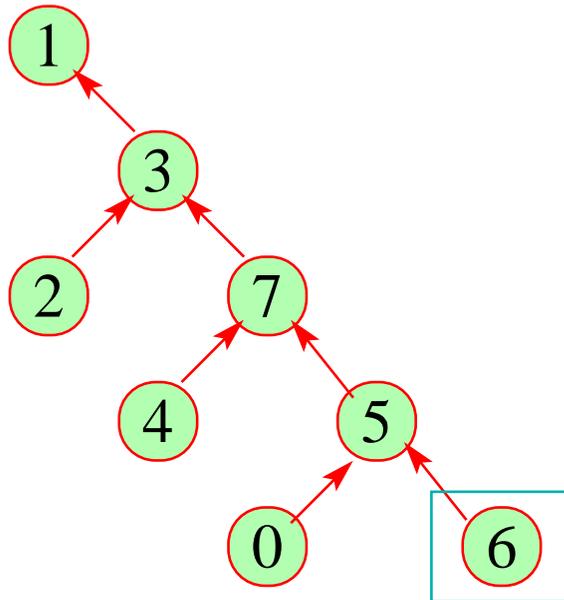
0	1	2	3	4	5	6	7
---	---	---	---	---	---	---	---

1	1	3	1	4	7	5	7
---	---	---	---	---	---	---	---

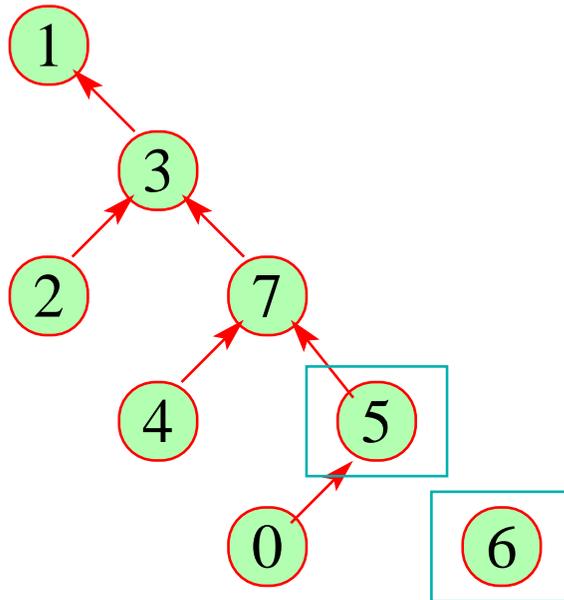


0	1	2	3	4	5	6	7
---	---	---	---	---	---	---	---

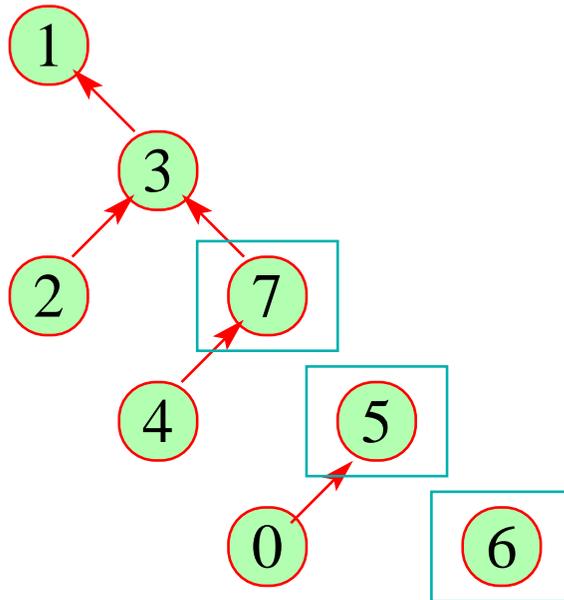
1	1	3	1	7	7	5	7
---	---	---	---	---	---	---	---



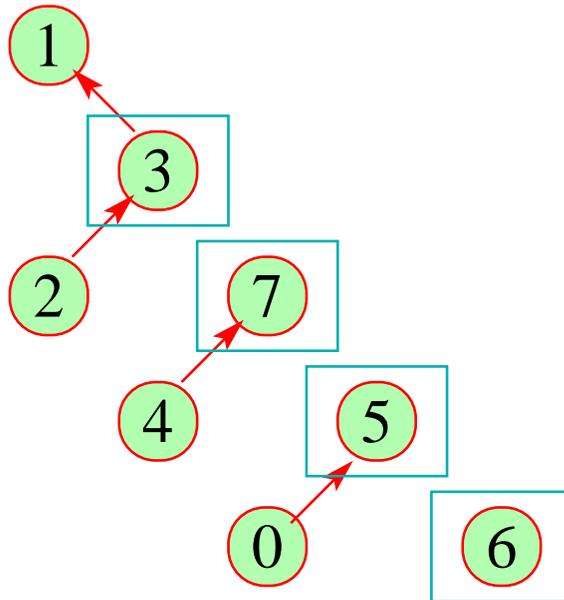
0	1	2	3	4	5	6	7
5	1	3	1	7	7	5	3



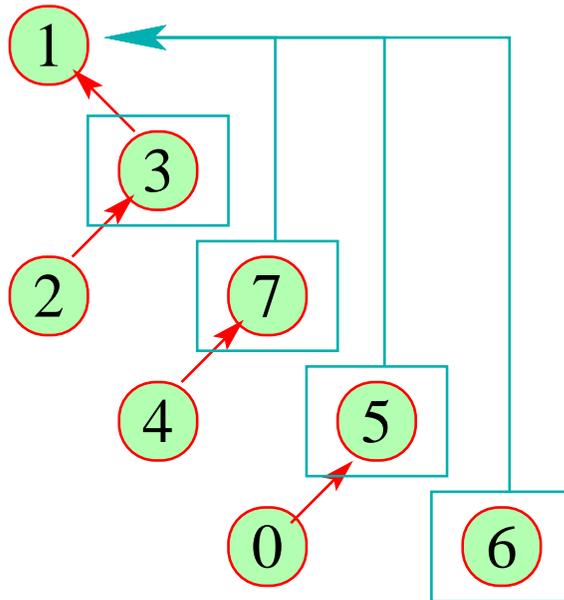
0	1	2	3	4	5	6	7
5	1	3	1	7	7	5	3



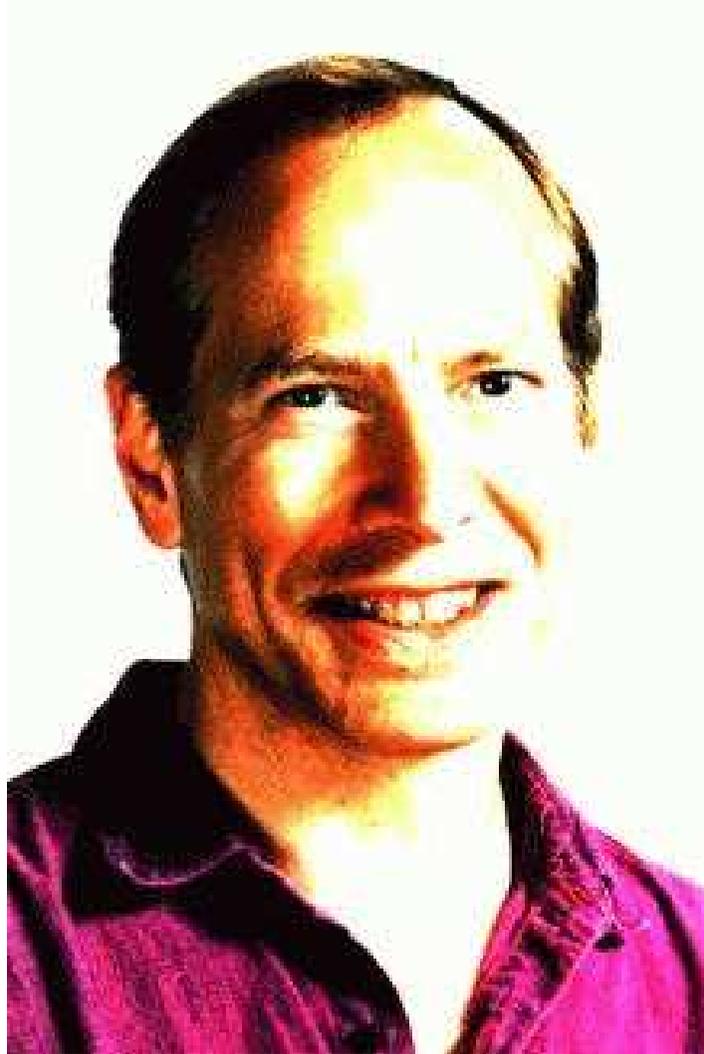
0	1	2	3	4	5	6	7
5	1	3	1	7	7	5	3



0	1	2	3	4	5	6	7
5	1	3	1	7	7	5	3



0	1	2	3	4	5	6	7
5	1	3	1	1	7	1	1



Robert Endre Tarjan, Princeton

## Beachte:

- Mit dieser Datenstruktur dauern  $n$  **union**- und  $m$  **find**-Operationen  $\mathcal{O}(n + m \cdot \alpha(n, n))$   
//  $\alpha$  die inverse Ackermann-Funktion :-)
- Für unsere Anwendung müssen wir **union** nur so modifizieren, dass an den Wurzeln **nach Möglichkeit** Elemente aus *Vars* stehen.
- Diese Modifikation vergrößert die asymptotische Laufzeit nicht :-)

## Fazit:

Die Analyse ist blitzschnell — findet aber nicht sehr viel heraus.

## Exkurs 3: Fixpunkt-Algorithmen

Betrachte:  $x_i \supseteq f_i(x_1, \dots, x_n), \quad i = 1, \dots, n$

Beobachtung:

RR-Iteration ist ineffizient:

- Wir benötigen eine ganze Runde, um Terminierung festzustellen :-)
- Ändert sich in einer Runde der Wert nur einer Variable, berechnen wir trotzdem alle neu :-)
- Die praktische Laufzeit hängt von der Reihenfolge der Variablen ab :-)

Idee:

## Workset-Iteration

Ändert eine Variable  $x_i$  ihren Wert, werten wir alle Variablen neu aus, die von  $x_i$  abhängen. **Technisch** benötigen wir:

→ die Mengen  $Dep f_i$  der Variablen, auf die die Auswertung von  $f_i$  zugreift. Daraus berechnen wir:

$$I[x_i] = \{x_j \mid x_i \in Dep f_j\}$$

d.h. die Menge der  $x_j$ , die von  $x_i$  abhängen.

→ die Werte  $D[x_i]$  der  $x_i$ , wobei anfangs  $D[x_i] = \perp$ ;

→ Eine Menge  $W$  der Variablen, deren Wert neu berechnet werden muss ...

## Der Algorithmus:

```
 $W = \{x_1, \dots, x_n\};$   
while ( $W \neq \emptyset$ ) {  
     $x_i = \text{extract } W;$   
     $t = f_i \text{ eval};$   
    if ( $t \not\subseteq D[x_i]$ ) {  
         $D[x_i] = D[x_i] \sqcup t;$   
         $W = W \cup I[x_i];$   
    }  
}
```

wobei :

```
 $\text{eval } x_j = D[x_j]$ 
```

## Beispiel:

$$x_1 \supseteq \{a\} \cup x_3$$

$$x_2 \supseteq x_3 \cap \{a, b\}$$

$$x_3 \supseteq x_1 \cup \{c\}$$

	$I$
$x_1$	$\{x_3\}$
$x_2$	$\emptyset$
$x_3$	$\{x_1, x_2\}$

## Beispiel:

$$x_1 \supseteq \{a\} \cup x_3$$

$$x_2 \supseteq x_3 \cap \{a, b\}$$

$$x_3 \supseteq x_1 \cup \{c\}$$

	$I$
$x_1$	$\{x_3\}$
$x_2$	$\emptyset$
$x_3$	$\{x_1, x_2\}$

$D[x_1]$	$D[x_2]$	$D[x_3]$	$W$
$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$x_1, x_2, x_3$
$\{a\}$	$\emptyset$	$\emptyset$	$x_2, x_3$
$\{a\}$	$\emptyset$	$\emptyset$	$x_3$
$\{a\}$	$\emptyset$	$\{a, c\}$	$x_1, x_2$
$\{a, c\}$	$\emptyset$	$\{a, c\}$	$x_3, x_2$
$\{a, c\}$	$\emptyset$	$\{a, c\}$	$x_2$
$\{a, c\}$	$\{a\}$	$\{a, c\}$	$\emptyset$

## Theorem

Sei  $x_i \sqsupseteq f_i(x_1, \dots, x_n)$ ,  $i = 1, \dots, n$  ein Ungleichungssystem über dem vollständigen Verband  $\mathbb{D}$  der Höhe  $h > 0$ .

- (1) Der Algorithmus terminiert nach maximal  $h \cdot N$  Auswertungen rechter Seiten, wobei

$$N = \sum_{i=1}^n (1 + \#(\text{Dep } f_i)) \quad // \quad \text{Größe des Systems} \quad :-)$$

- (2) Der Algorithmus liefert eine Lösung.  
Sind alle  $f_i$  monoton, liefert er die kleinste.

Beweis:

Zu (1):

Jede Variable  $x_i$  kann nur  $h$  mal ihren Wert ändern :-)

Dann wird die Menge  $I[x_i]$  zu  $W$  hinzu gefügt.

Damit ist die Anzahl an Auswertungen:

$$\begin{aligned} &\leq n + \sum_{i=1}^n (h \cdot \#(I[x_i])) \\ &= n + h \cdot \sum_{i=1}^n \#(I[x_i]) \\ &= n + h \cdot \sum_{i=1}^n \#(Dep f_i) \\ &\leq h \cdot \sum_{i=1}^n (1 + \#(Dep f_i)) \\ &= h \cdot N \end{aligned}$$

Zu (2):

wir betrachten nur die Aussage für monotone  $f_i$ .

Sei  $D_0$  die kleinste Lösung. Man zeigt:

- $D_0[x_i] \supseteq D[x_i]$  (zu jedem Zeitpunkt)
- $D[x_i] \not\supseteq f_i \text{ eval} \implies x_i \in W$  (am Ende des Rumpfs)
- Bei Terminierung liefert der Algo eine Lösung :-))

## Diskussion:

- Im Beispiel werden tatsächlich weniger Auswertungen rechter Seiten benötigt als bei RR-Iteration :-)
- Der Algo funktioniert auch für nicht-monotone  $f_i$  :-)
- Für monotone  $f_i$  kann man den Algo vereinfachen:

$$\boxed{D[x_i] = D[x_i] \sqcup t;} \implies \boxed{D[x_i] = t;}$$

- Für **Widening** ersetzt man:

$$\boxed{D[x_i] = D[x_i] \sqcup t;} \implies \boxed{D[x_i] = D[x_i] \sqcup\!\!\!\sqcup t;}$$

- Für **Narrowing** ersetzt man:

$$\boxed{D[x_i] = D[x_i] \sqcup t;} \implies \boxed{D[x_i] = D[x_i] \sqcap\!\!\!\sqcap t;}$$

## Achtung:

- Der Algorithmus benötigt die Variablen-Abhängigkeiten  $Dep f_i$ .

In unseren bisherigen Anwendungen waren die **offensichtlich**. Das muss nicht immer so sein :-)

- Wir benötigen eine **Strategie** für `extract`, die festlegt, welche Variable als nächstes auszuwerten ist.
- Am besten wäre es, wenn wir **erst auswerten**, dann auf das Ergebnis zugreifen ... :-)

$\implies$  rekursive Auswertung ...

## Idee:

- Greifen wir in  $f_i$  auf ein  $x_j$  zu, werten wir erst rekursiv aus. Dann fügen wir  $x_i$  zu  $I[x_j]$  hinzu :-)

$$\text{eval } x_i \ x_j = \text{solve } x_j;$$

$$I[x_j] = I[x_j] \cup \{x_i\};$$

$$D[x_j];$$

- Damit die Rekursion nicht unendlich absteigt, verwalten wir die Menge *Stable* von Variablen, für die *solve* den Wert nachschlägt :-)

Anfangs ist  $\textit{Stable} = \emptyset \dots$

## Die Funktion solve :

```
solve  $x_i$  = if ( $x_i \notin Stable$ ) {  
     $Stable = Stable \cup \{x_i\}$ ;  
     $t = f_i(\text{eval } x_i)$ ;  
    if ( $t \not\subseteq D[x_i]$ ) {  
         $W = I[x_i]; \quad I[x_i] = \emptyset$ ;  
         $D[x_i] = D[x_i] \sqcup t$ ;  
         $Stable = Stable \setminus W$ ;  
        app solve  $W$ ;  
    }  
}
```



Helmut Seidl, TU München :-)

Beispiel:

Betrachte unser Standard-Beispiel:

$$x_1 \supseteq \{a\} \cup x_3$$

$$x_2 \supseteq x_3 \cap \{a, b\}$$

$$x_3 \supseteq x_1 \cup \{c\}$$

Dann sieht ein Trace des Fixpunkt-Algorithmus etwa so aus:

solve  $x_2$

eval  $x_2 x_3$

solve  $x_3$

eval  $x_3 x_1$

solve  $x_1$

eval  $x_1 x_3$

solve  $x_3$   
stable!

$$I[x_3] = \{x_1\}$$
$$\Rightarrow \emptyset$$

$$D[x_1] = \{a\}$$

$$I[x_1] = \{x_3\}$$
$$\Rightarrow \{a\}$$

$$D[x_3] = \{a, c\}$$

$$I[x_3] = \emptyset$$

solve  $x_1$

eval  $x_1 x_3$

solve  $x_3$   
stable!

$$I[x_3] = \{x_1\}$$
$$\Rightarrow \{a, c\}$$

$$D[x_1] = \{a, c\}$$

$$I[x_1] = \emptyset$$

solve  $x_3$

eval  $x_3 x_1$

solve  $x_1$   
stable!

$$I[x_1] = \{x_3\}$$
$$\Rightarrow \{a, c\}$$

ok

$$I[x_3] = \{x_1, x_2\}$$
$$\Rightarrow \{a, c\}$$

$$D[x_2] = \{a\}$$