(2) Für $f\,V = V \oplus \{e \mapsto a\}$ gilt:

$$
\begin{aligned}
f\,(V_1 \sqcup V_2)\,e' &= ((V_1 \sqcup V_2) \oplus \{e \mapsto a\})\,e' \\
&= (V_1 \sqcup V_2)\,e' \\
&= (f\,V_1 \sqcup f\,V_2)\,e' \qquad \text{sofern} \quad e \neq e'
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
f\,(V_1 \sqcup V_2)\,e &= ((V_1 \sqcup V_2) \oplus \{e \mapsto a\})\,e \\
&= a \\
&= ((V_1 \oplus \{e \mapsto a\})\,e) \cap ((V_2 \oplus \{e \mapsto a\})\,e) \\
&= (f\,V_1 \sqcup f\,V_2)\,e \qquad\qquad \text{:-)}
\end{aligned}
$$

(3) Für $f\, V\, e = (y \in V\, e)\, ?\, (V\, e \cup \{x\}) : ((V\, e) \backslash \{x\})$ gilt:

$$
\begin{aligned}
f\,(V_1 \sqcup V_2)\,e &= (((V_1 \sqcup V_2)\,e) \backslash \{x\}) \cup (y \in (V_1 \sqcup V_2)\,e)\,?\,\{x\} : \emptyset \\
&= ((V_1\,e \cap V_2\,e) \backslash \{x\}) \cup (y \in (V_1\,e \cap V_2\,e))\,?\,\{x\} : \emptyset \\
&= ((V_1\,e \cap V_2\,e) \backslash \{x\}) \cup \\
&\quad ((y \in V_1\,e)\,?\,\{x\} : \emptyset) \cap ((y \in V_2\,e)\,?\,\{x\} : \emptyset) \\
&= (((V_1\,e) \backslash \{x\}) \cup (y \in V_1\,e)\,?\,\{x\} : \emptyset) \cap \\
&\quad (((V_2\,e) \backslash \{x\}) \cup (y \in V_2\,e)\,?\,\{x\} : \emptyset) \\
&= (f\,V_1 \sqcup f\,V_2)\,e \qquad\qquad :-)
\end{aligned}
$$

Wir schließen:

→ Lösen des Constraint-Systems liefert die MOP-Lösung :-)

→ Sei $\mathcal{V}$ diese Lösung.

Gilt $x \in \mathcal{V}[u]\,e$, enthält x an u den Wert von e — welchen wir in T_e abgespeichert haben

$\Longrightarrow$

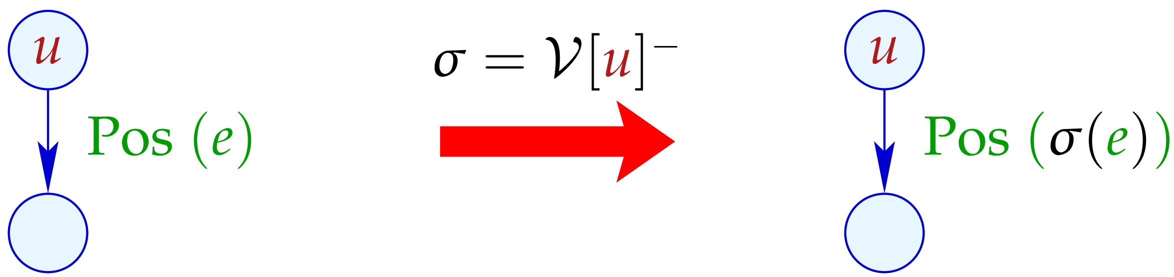
der Zugriff auf x kann durch Zugriff auf T_e ersetzt werden :-)

Für $V \in \mathbb{V}$ sei V^- die Variablen-Substitution mit:

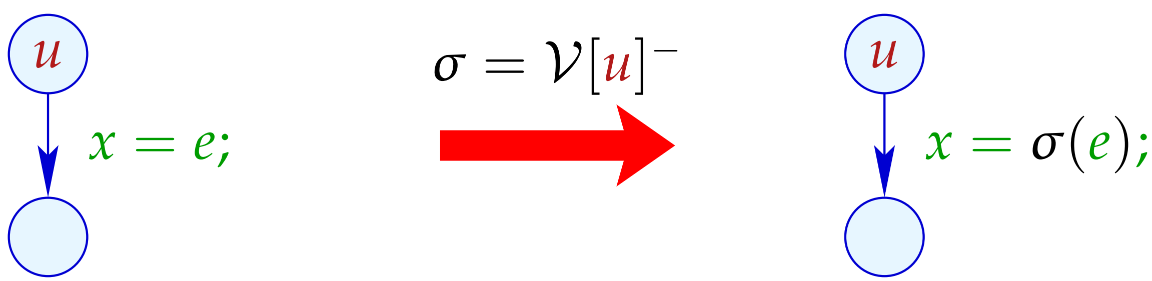
$$V^- \, x = \begin{cases} T_e & \text{falls } x \in V\,e \\ x & \text{sonst} \end{cases}$$

falls $V\,e \cap V\,e' = \emptyset$ für $e \neq e'$. Andernfalls: $V^- \, x = x$:-)

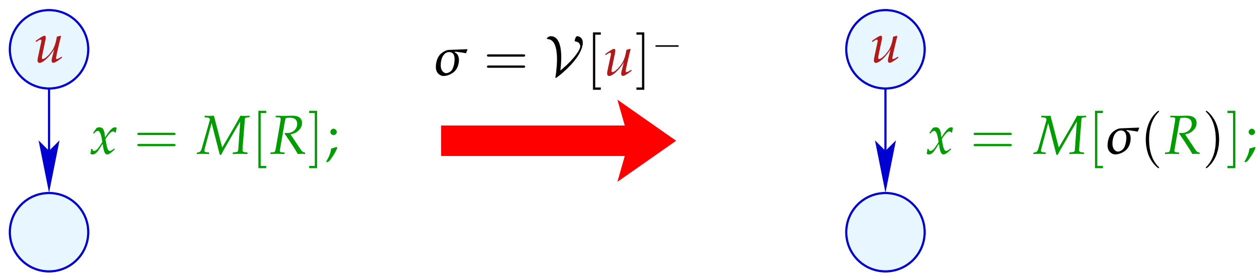
Transformation 4:

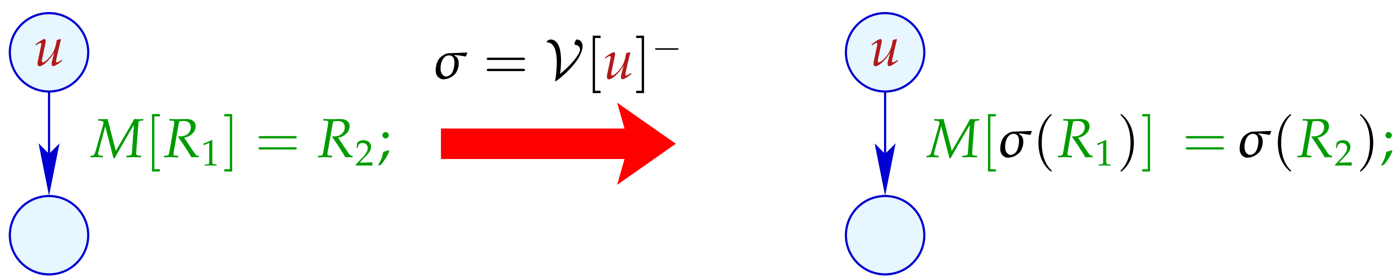


... analog für Kanten mit Neg (e)



Transformation 4 (Forts.):





Vorgehen insgesamt:

(1) Verfügbarkeit von Ausdrücken: T1 + T2

- \+ verringert arithmetische Operationen
- – fügt überflüssige Umspeicherungen ein

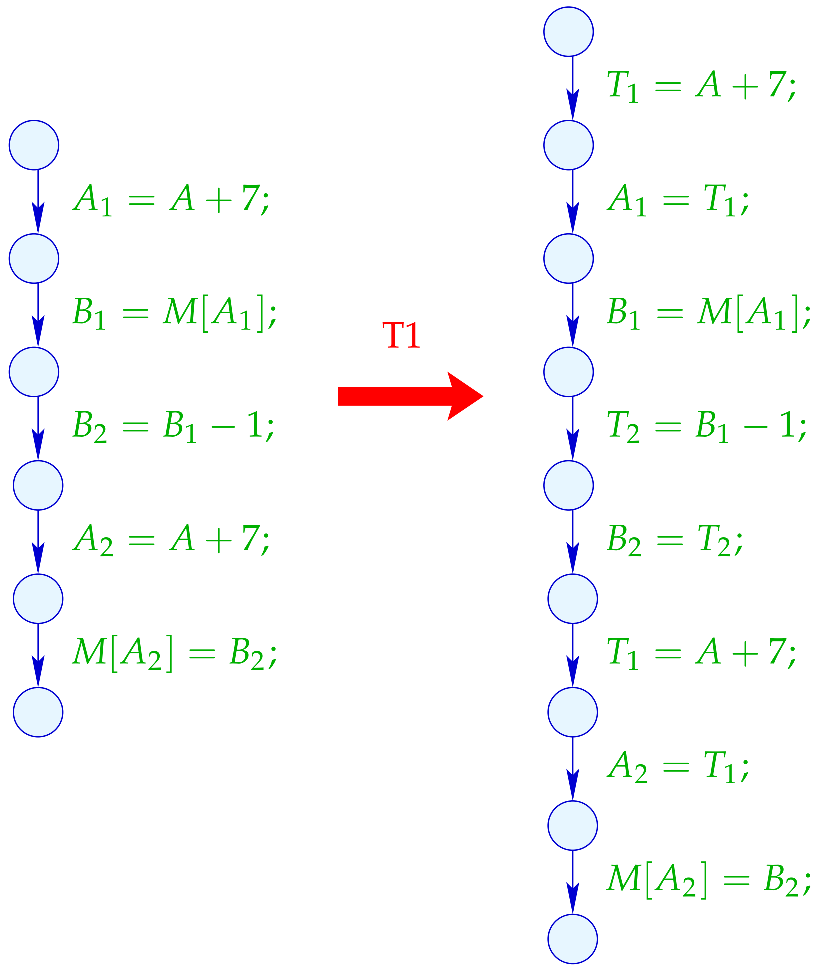
(2) Werte von Variablen: T4

- \+ erzeugt tote Variablen

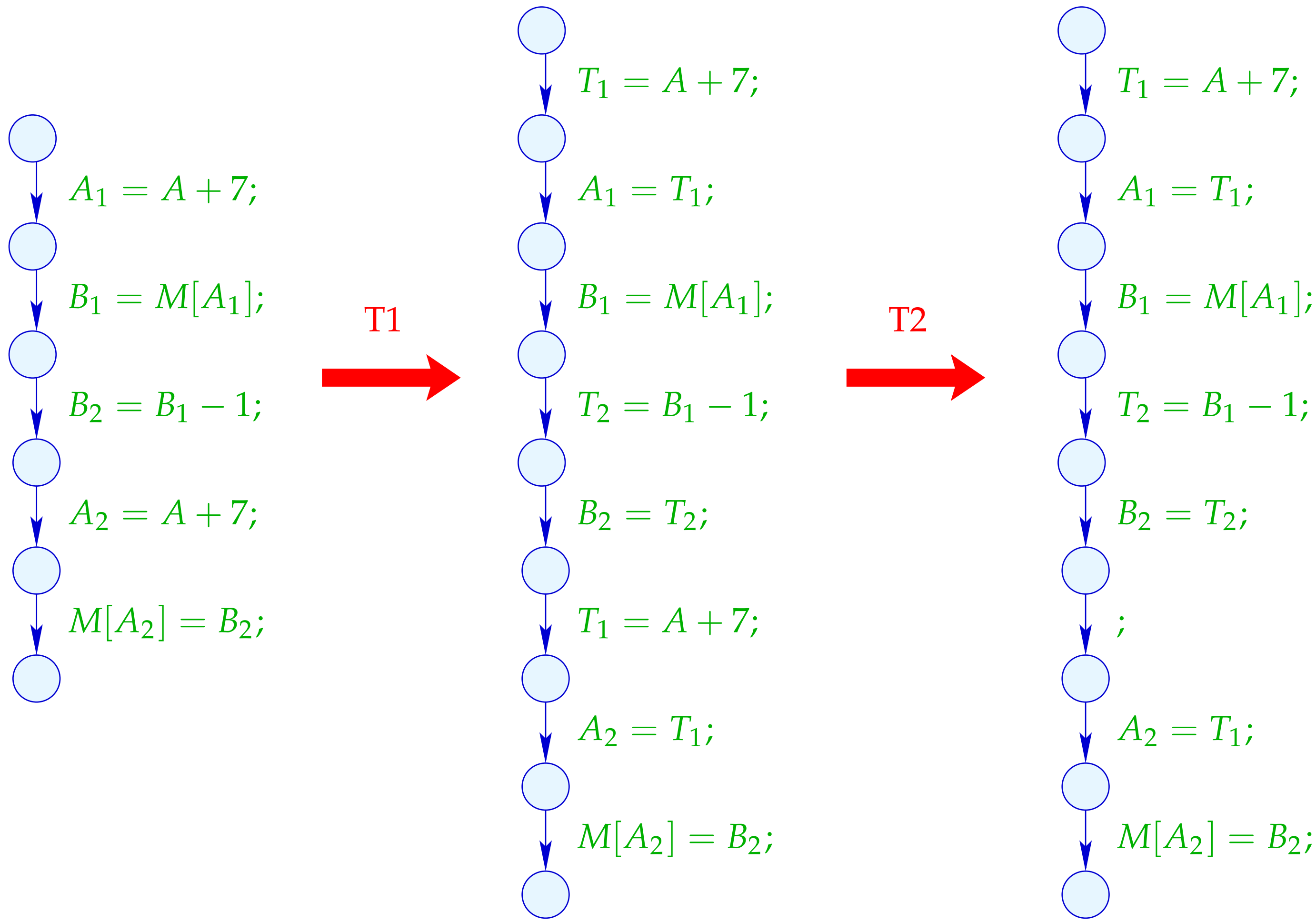
(3) (wahre) Lebendigkeit von Variablen: T3

- \+ beseitigt Zuweisungen an tote Variablen

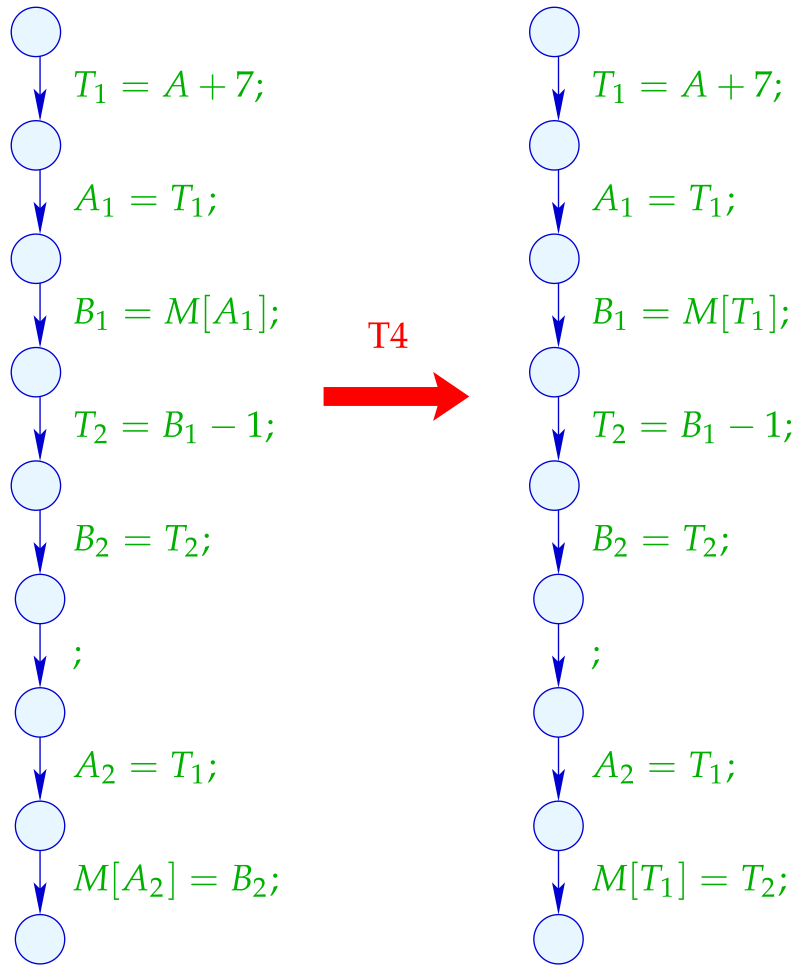
Beispiel: `a[7]--;`


$A_1 = A + 7;$
$B_1 = M[A_1];$
$B_2 = B_1 - 1;$
$A_2 = A + 7;$
$M[A_2] = B_2;$
T1
$T_1 = A + 7;$
$A_1 = T_1;$
$B_1 = M[A_1];$
$T_2 = B_1 - 1;$
$B_2 = T_2;$
$T_1 = A + 7;$
$A_2 = T_1;$
$M[A_2] = B_2;$

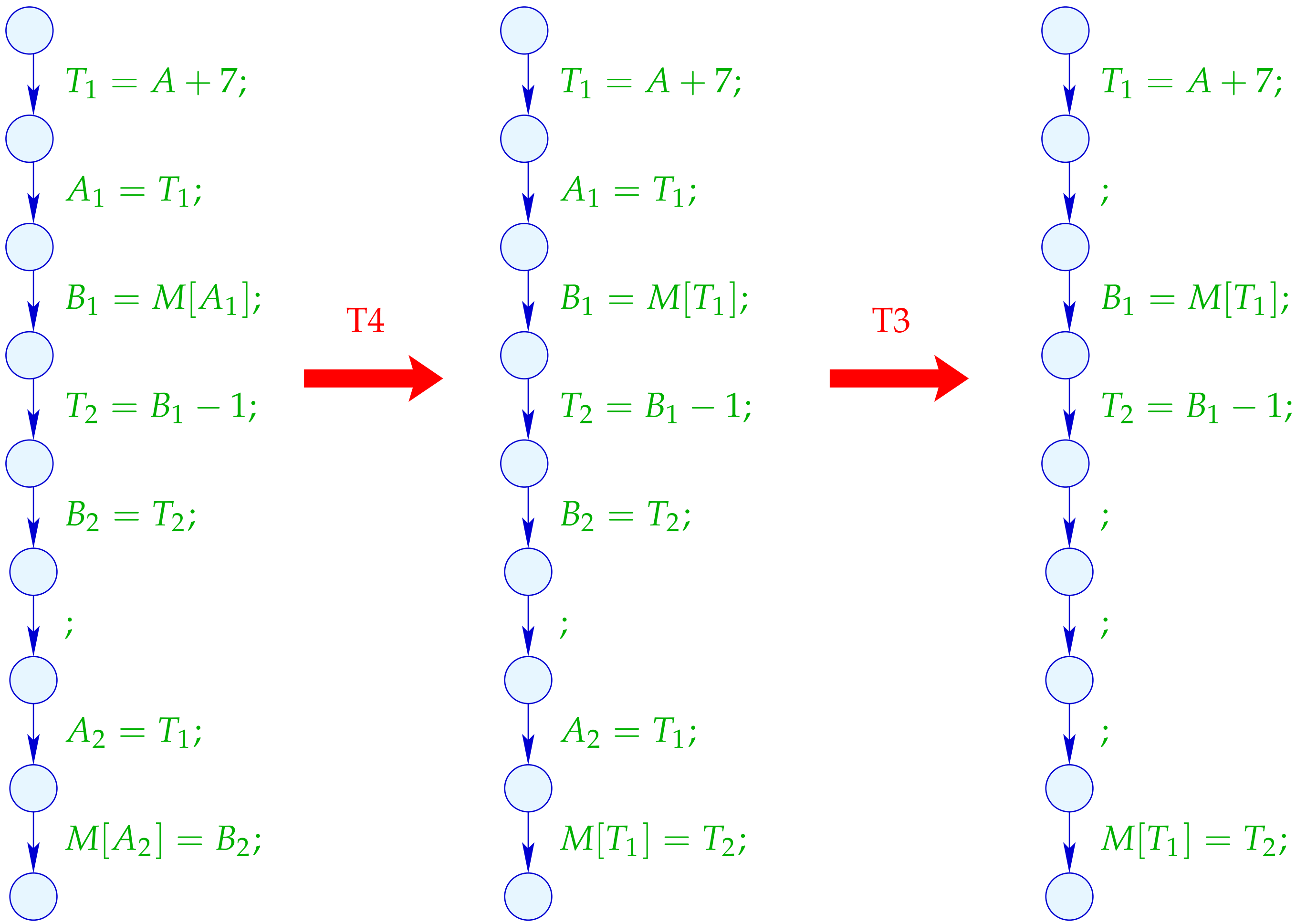
Beispiel: `a[7]--;`


$A_1 = A + 7;$
$B_1 = M[A_1];$
$B_2 = B_1 - 1;$
$A_2 = A + 7;$
$M[A_2] = B_2;$
T1
$T_1 = A + 7;$
$A_1 = T_1;$
$B_1 = M[A_1];$
$T_2 = B_1 - 1;$
$B_2 = T_2;$
$T_1 = A + 7;$
$A_2 = T_1;$
$M[A_2] = B_2;$
T2
$T_1 = A + 7;$
$A_1 = T_1;$
$B_1 = M[A_1];$
$T_2 = B_1 - 1;$
$B_2 = T_2;$
$;$
$A_2 = T_1;$
$M[A_2] = B_2;$

Beispiel (Forts.): `a[7]--;`



Beispiel (Forts.): `a[7]--;`



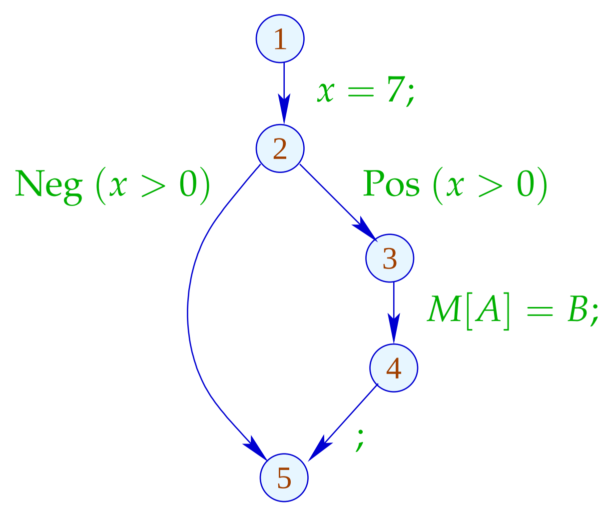
1.4 Konstanten-Propagation

Idee:

Führe möglichst große Teile des Codes bereits zur Compilezeit aus!

Beispiel:

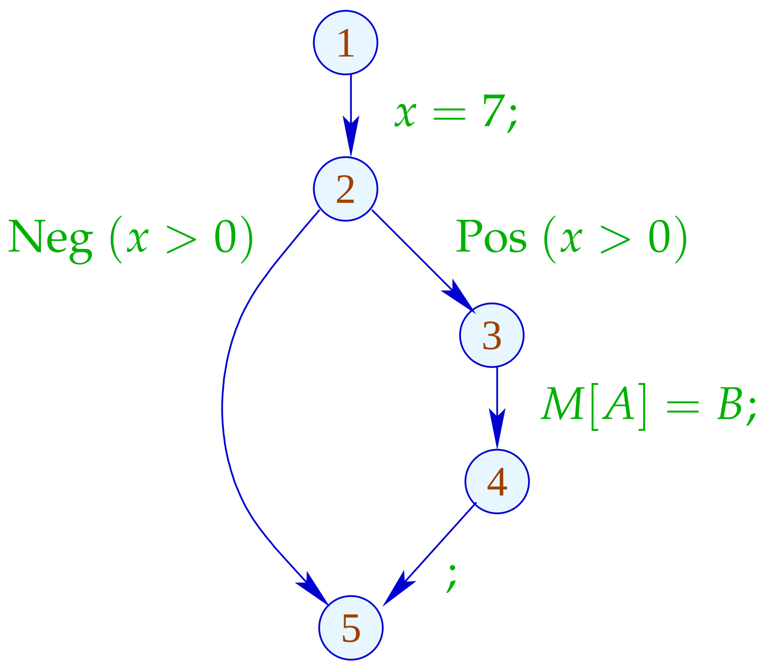
$$x = 7;$$
$$\text{if } (x > 0)$$
$$\qquad M[A] = B;$$



Offenbar hat x stets den Wert 7 :-)

Deshalb wird stets der Speicherzugriff durchgeführt :-))

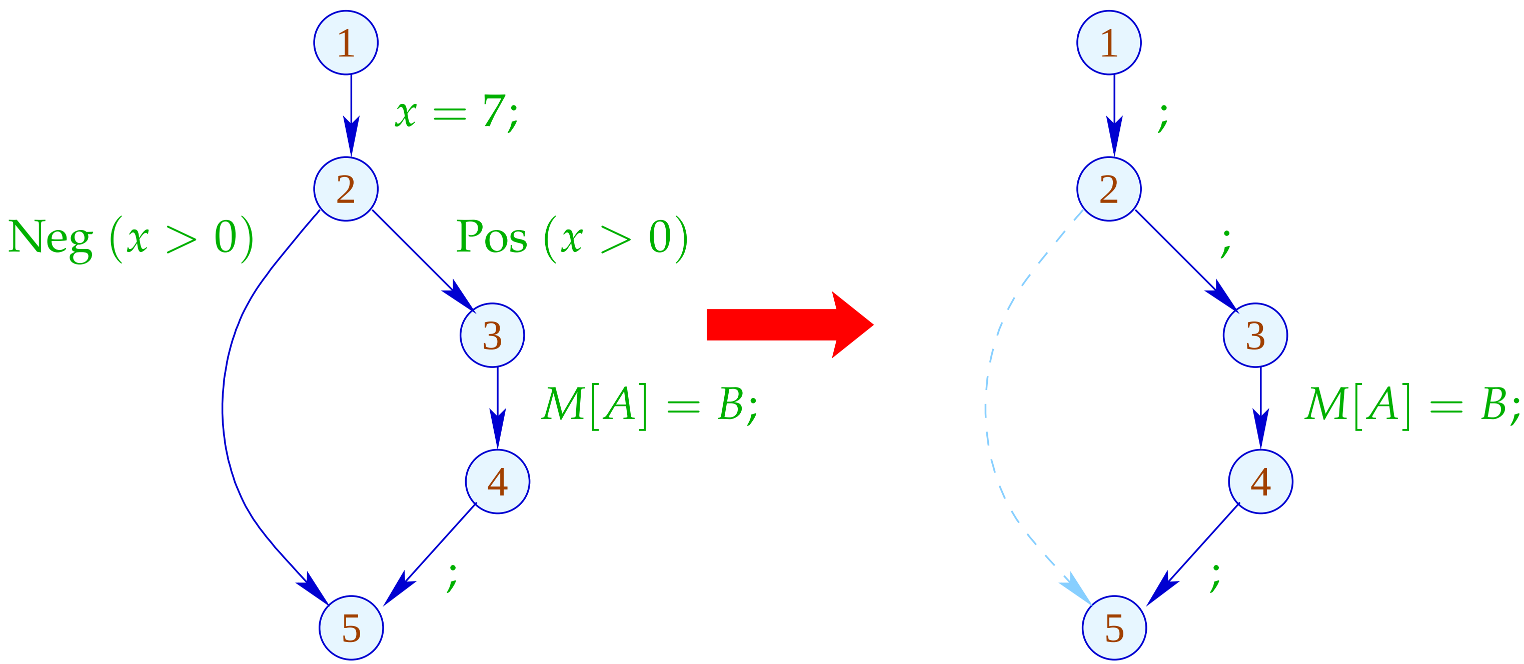
Ziel:



Offenbar hat x stets den Wert 7 :-)

Deshalb wird stets der Speicherzugriff durchgeführt :-))

Ziel:



Verallgemeinerung: Partielle Auswertung

Neil D. Jones, DIKU, Kopenhagen

Idee:

Entwerfe eine Analyse, die für jedes u

- die Werte ermittelt, die Variablen sicher haben;
- mitteilt, ob u überhaupt erreichbar ist :-)

Idee:

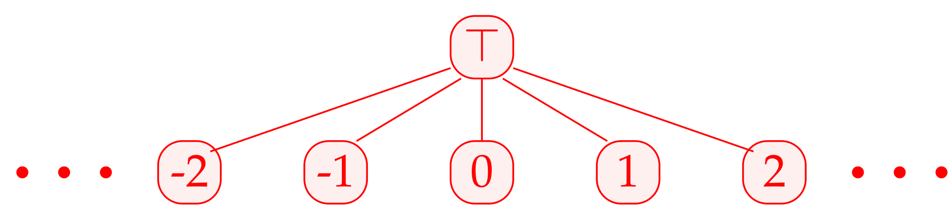
Entwerfe eine Analyse, die für jedes u

- die Werte ermittelt, die Variablen sicher haben;
- mitteilt, ob u überhaupt erreichbar ist :-)

Den vollständigen Verband konstruieren wir in zwei Schritten.

(1) Die möglichen Werte für Variablen:

$$\mathbb{Z}^\top = \mathbb{Z} \cup \{\top\} \qquad \text{mit} \quad x \sqsubseteq y \quad \text{gdw. } y = \top \text{ oder } x = y$$



Achtung: $\mathbb{Z}^\top$ ist selbst kein vollständiger Verband :-(

(2) $\mathbb{D} = (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top)_\bot = (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top) \cup \{\bot\}$

// $\bot$ heißt: "nicht erreichbar" :-))

mit $D_1 \sqsubseteq D_2$ gdw. $\bot = D_1$ oder

$D_1\, x \sqsubseteq D_2\, x \quad (x \in \mathit{Vars})$

Bemerkung: $\mathbb{D}$ ist ein vollständiger Verband :-)

Achtung: $\mathbb{Z}^\top$ ist selbst kein vollständiger Verband :-(

(2) $\mathbb{D} = (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top)_\perp = (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top) \cup \{\perp\}$

// $\perp$ heißt: "nicht erreichbar" :-))

mit $D_1 \sqsubseteq D_2$ gdw. $\perp = D_1$ oder

$D_1\, x \sqsubseteq D_2\, x \quad (x \in \mathit{Vars})$

Bemerkung: $\mathbb{D}$ ist ein vollständiger Verband :-)

Betrachte dazu $X \subseteq \mathbb{D}$. O.E. $\perp \not\in X$.

Dann $X \subseteq \mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top$.

Ist $X = \emptyset$, dann $\bigsqcup X = \perp \in \mathbb{D}$:-)

Ist $X \neq \emptyset$, dann ist $\bigsqcup X = D$ mit

$$
\begin{aligned}
D\, x &= \bigsqcup \{ f\, x \mid f \in X \} \\
&= \begin{cases} z & \text{falls} \quad f\, x = z \quad (f \in X) \\ \top & \text{sonst} \end{cases}
\end{aligned}
$$

:-))

Ist $\quad X \neq \emptyset \quad$, dann ist $\quad \bigsqcup X = D \quad$ mit

$$\begin{array}{lll} D\,x & = & \bigsqcup\{f\,x \mid f \in X\} \\ & = & \left\{ \begin{array}{lll} z & \text{falls} & f\,x = z \quad (f \in X) \\ \top & \text{sonst} & \end{array} \right. \end{array}$$

:-))

Zu jeder Kante $\quad k = (\_, lab, \_) \quad$ konstruieren wir eine Effekt-Funktion $\quad [\![k]\!]^\sharp = [\![lab]\!]^\sharp \; : \; \mathbb{D} \to \mathbb{D}$, die die konkrete Berechnung simuliert.

Offenbar ist $\quad [\![lab]\!]^\sharp \perp = \perp \quad$ für alle $\quad lab \quad$:-)

Sei darum nun $\quad \perp \neq D \in \mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top$.

Idee:

- Wir benutzen D, um die Werte von Ausdrücken zu ermitteln.

Idee:

- Wir benutzen D, um die Werte von Ausdrücken zu ermitteln.
- Für manche Teilausdrücke erhalten wir $\top$:-)

Idee:

- Wir benutzen D, um die Werte von Ausdrücken zu ermitteln.
- Für manche Teilausdrücke erhalten wir $\top$:-)

$\Longrightarrow$

Wir müssen die konkreten Operatoren $\Box$ durch abstrakte Operatoren $\Box^\sharp$ ersetzen, die mit $\top$ umgehen können:

$$a \,\Box^\sharp\, b = \begin{cases} \top & \text{falls} \quad a = \top \text{ oder } b = \top \\ a \,\Box\, b & \text{sonst} \end{cases}$$

Idee:

- Wir benutzen D , um die Werte von Ausdrücken zu ermitteln.
- Für manche Teilausdrücke erhalten wir $\top$:-)

  $\Longrightarrow$

  Wir müssen die konkreten Operatoren $\Box$ durch abstrakte Operatoren $\Box^\sharp$ ersetzen, die mit $\top$ umgehen können:

$$a \,\Box^\sharp\, b = \begin{cases} \top & \text{falls} \quad a = \top \text{ oder } b = \top \\ a \,\Box\, b & \text{sonst} \end{cases}$$

- Mit den abstrakten Operatoren können wir eine abstrakte Ausdrucks-Auswertung definieren:

$$[\![e]\!]^\sharp \;:\; (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top) \to \mathbb{Z}^\top$$

Abstrakte Ausdrucksauswertung ist wie konkrete Ausdrucksauswertung, aber mit abstrakten Werten und Operatoren. Hier:

$$\begin{array}{lll} [\![c]\!]^\sharp\, D & = & c \\ [\![e_1 \,\Box\, e_2]\!]^\sharp\, D & = & [\![e_1]\!]^\sharp\, D \,\Box^\sharp\, [\![e_2]\!]^\sharp\, D \end{array}$$

... analog für unäre Operatoren :-)

Abstrakte Ausdrucksauswertung ist wie konkrete Ausdrucksauswertung, aber mit abstrakten Werten und Operatoren. Hier:

$$\begin{array}{lll} [\![c]\!]^\sharp\, D & = & c \\ [\![e_1 \,\Box\, e_2]\!]^\sharp\, D & = & [\![e_1]\!]^\sharp\, D \,\Box^\sharp\, [\![e_2]\!]^\sharp\, D \end{array}$$

... analog für unäre Operatoren :-)

Beispiel: $D = \{x \mapsto 2, y \mapsto \top\}$

$$\begin{array}{lll} [\![x + 7]\!]^\sharp\, D & = & [\![x]\!]^\sharp\, D +^\sharp [\![7]\!]^\sharp\, D \\ & = & 2 +^\sharp 7 \\ & = & 9 \\ [\![x - y]\!]^\sharp\, D & = & 2 -^\sharp \top \\ & = & \top \end{array}$$

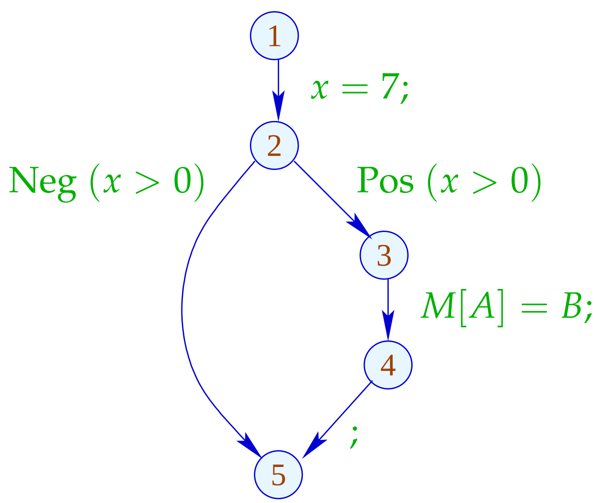
Damit erhalten wir für die Kanten-Effekte $[\![lab]\!]^\sharp$:

$$
\begin{array}{lcl}
[\![;]\!]^\sharp\, D & = & D \\
[\![\mathrm{Pos}\,(e)]\!]^\sharp\, D & = & \begin{cases} \bot & \text{falls} \quad 0 = [\![e]\!]^\sharp\, D \\ D & \text{sonst} \end{cases} \\
[\![\mathrm{Neg}\,(e)]\!]^\sharp\, D & = & \begin{cases} D & \text{falls} \quad 0 \sqsubseteq [\![e]\!]^\sharp\, D \\ \bot & \text{sonst} \end{cases} \\
[\![x = e;]\!]^\sharp\, D & = & D \oplus \{x \mapsto [\![e]\!]^\sharp\, D\} \\
[\![x = M[R];]\!]^\sharp\, D & = & D \oplus \{x \mapsto \top\} \\
[\![M[R_1] = R_2;]\!]^\sharp\, D & = & D
\end{array}
$$

... sofern $D \neq \bot$:-)

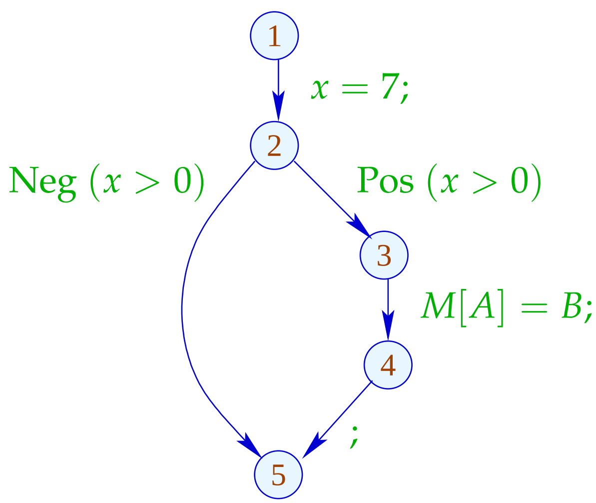
An *start* gilt $D_\perp = \{x \mapsto \top \mid x \in \mathit{Vars}\}$.

Beispiel:



An *start* gilt $D_\perp = \{x \mapsto \top \mid x \in \mathit{Vars}\}$.

Beispiel:



1	$\{x \mapsto \top\}$
2	$\{x \mapsto 7\}$
3	$\{x \mapsto 7\}$
4	$\{x \mapsto 7\}$
5	$\perp \sqcup \{x \mapsto 7\} = \{x \mapsto 7\}$

Die abstrakten Kanten-Effekte $[\![k]\!]^\sharp$ setzen wir wieder zu den Effekten von Pfaden $\pi = k_1 \ldots k_r$ zusammen durch:

$$[\![\pi]\!]^\sharp = [\![k_r]\!]^\sharp \circ \ldots \circ [\![k_1]\!]^\sharp \quad : \mathbb{D} \to \mathbb{D}$$

Idee zur Korrektheit: Abstrakte Interpretation

Cousot, Cousot 1977

Patrick Cousot, ENS, Paris

Die abstrakten Kanten-Effekte $[\![k]\!]^\sharp$ setzen wir wieder zu den Effekten von Pfaden $\pi = k_1 \dots k_r$ zusammen durch:

$$[\![\pi]\!]^\sharp = [\![k_r]\!]^\sharp \circ \dots \circ [\![k_1]\!]^\sharp \quad : \mathbb{D} \to \mathbb{D}$$

Idee zur Korrektheit: Abstrakte Interpretation

Cousot, Cousot 1977

Aufstellen einer Beschreibungsrelation Δ zwischen konkreten Werten und deren Beschreibungen mit:

$$x \,\Delta\, a_1 \quad \wedge \quad a_1 \sqsubseteq a_2 \quad \Longrightarrow \quad x \,\Delta\, a_2$$

Konkretisierung: $\gamma\, a = \{x \mid x \,\Delta\, a\}$

// liefert Menge der beschriebenen Werte :-)

(1) Werte: $\Delta \subseteq \mathbb{Z} \times \mathbb{Z}^{\top}$

$$z \, \Delta \, a \quad \text{gdw.} \quad z = a \vee a = \top$$

Konkretisierung:

$$\gamma \, a = \begin{cases} \{a\} & \text{falls} \quad a \sqsubset \top \\ \mathbb{Z} & \text{falls} \quad a = \top \end{cases}$$

(1) Werte: $\quad \Delta \;\subseteq \mathbb{Z} \times \mathbb{Z}^\top$

$$z \,\Delta\, a \quad \text{gdw.} \quad z = a \vee a = \top$$

Konkretisierung:

$$\gamma\, a = \begin{cases} \{a\} & \text{falls} \quad a \sqsubset \top \\ \mathbb{Z} & \text{falls} \quad a = \top \end{cases}$$

(2) Variablenbelegungen: $\quad \Delta \;\subseteq\; (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}) \times (\mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top)_\perp$

$$\rho \,\Delta\, D \quad \text{gdw.} \quad D \neq \perp \;\wedge\; \rho\, x \sqsubseteq D\, x \quad (x \in \mathit{Vars})$$

Konkretisierung:

$$\gamma\, D = \begin{cases} \emptyset & \text{falls} \quad D = \perp \\ \{\rho \mid \forall\, x : \;(\rho\, x) \;\Delta\; (D\, x)\} & \text{sonst} \end{cases}$$

Beispiel: $\{x \mapsto 1, y \mapsto -7\} \;\Delta\; \{x \mapsto \top, y \mapsto -7\}$

(3) Zustände:

$$\Delta \;\subseteq\; ((Vars \to \mathbb{Z}) \times (\mathbb{N} \to \mathbb{Z})) \times (Vars \to \mathbb{Z}^\top)_\perp$$

$$(\rho, \mu)\;\Delta\;D \qquad \text{gdw.} \qquad \rho\;\Delta\;D$$

Konkretisieruing:

$$\gamma\,D = \begin{cases} \emptyset & \text{falls} \quad D = \perp \\ \{(\rho, \mu) \mid \forall\, x: \; (\rho\,x)\;\Delta\;(D\,x)\} & \text{sonst} \end{cases}$$

Wir zeigen:

$(*)$ Gilt $s \,\Delta\, D$ und ist $[\![\pi]\!]\, s$ definiert, dann gilt auch:

$$([\![\pi]\!]\, s) \;\;\Delta\;\; ([\![\pi]\!]^\sharp\, D)$$

$$\begin{tikzcd}
\boxed{s} \arrow[rrr, "{[\![\pi]\!]}"] \arrow[d, dash, "\Delta"'] & & & \boxed{s_1} \arrow[d, dash, dotted, "\Delta"] \\
\boxed{D} \arrow[rrr, "{[\![\pi]\!]^\sharp}"'] & & & \boxed{D_1}
\end{tikzcd}$$

Die abstrakte Semantik simuliert die konkrete :-)

Insbesondere gilt:

$$[\![\pi]\!]\, s \in \gamma\,([\![\pi]\!]^\sharp\, D)$$

Die abstrakte Semantik simuliert die konkrete :-)

Insbesondere gilt:

$$[\![\pi]\!]\, s \in \gamma\,([\![\pi]\!]^\sharp\, D)$$

Praktisch heißt das z.B., dass für $D\,x = -7$ gilt:

$$\begin{array}{lrcll} & \rho'\,x & = & -7 & \text{für alle} \quad \rho' \in \gamma\,D \\ \Longrightarrow & \rho_1\,x & = & -7 & \text{für} \quad (\rho_1, \_) = [\![\pi]\!]\, s \end{array}$$

Zum Beweis von $(*)$ zeigen wir für jede Kante k :

$$
(**) \qquad
\begin{tikzcd}
\boxed{s} \arrow[r, "[\![k]\!]"] \arrow[d, dash, "\Delta"'] & \boxed{s_1} \arrow[d, dash, dotted, "\Delta"] \\
\boxed{D} \arrow[r, "[\![k]\!]^\sharp"'] & \boxed{D_1}
\end{tikzcd}
$$

Dann folgt $(*)$ mittels Induktion :-)

Zum Beweis von $(**)$ zeigen wir für jeden Ausdruck e :

$(***)$ $\quad ([\![e]\!]\,\rho) \;\Delta\; ([\![e]\!]^\sharp\, D)$ sofern nur $\rho \,\Delta\, D$

Zum Beweis von $(**)$ zeigen wir für jeden Ausdruck e :

$(***)$ $\quad ([\![e]\!]\,\rho) \;\Delta\; ([\![e]\!]^\sharp\,D)$ sofern nur $\rho \,\Delta\, D$

Zum Beweis von $(***)$ zeigen wir für jeden Operator $\Box$:

$$(x \,\Box\, y) \;\Delta\; (x^\sharp \,\Box^\sharp\, y^\sharp) \qquad \text{sofern} \quad x \,\Delta\, x^\sharp \wedge y \,\Delta\, y^\sharp$$

Zum Beweis von $(**)$ zeigen wir für jeden Ausdruck e :

$(***)$ $\quad ([\![e]\!]\,\rho) \;\Delta\; ([\![e]\!]^\sharp\, D)$ sofern nur $\rho \,\Delta\, D$

Zum Beweis von $(***)$ zeigen wir für jeden Operator $\Box$:

$$(x \Box y) \;\Delta\; (x^\sharp \Box^\sharp y^\sharp) \qquad \text{sofern} \quad x \,\Delta\, x^\sharp \wedge y \,\Delta\, y^\sharp$$

So hatten wir die Operatoren $\Box^\sharp$ aber gerade definiert :-)

Nun zeigen wir $(**)$ durch Fallunterscheidung nach der Kanten-Beschriftung *lab* .

Sei $s = (\rho, \mu) \;\Delta\; D$. Insbesondere ist $\bot \neq D \;:\; \mathit{Vars} \to \mathbb{Z}^\top$

Fall $\boxed{x = e;}$:

$$\begin{array}{lcl} \rho_1 & = & \rho \oplus \{x \mapsto [\![e]\!]\, \rho\} \qquad \mu_1 \;=\; \mu \\ D_1 & = & D \oplus \{x \mapsto [\![e]\!]^\sharp\, D\} \end{array}$$

$$\Longrightarrow \qquad (\rho_1, \mu_1) \;\Delta\; D_1$$

Fall $\boxed{x = M[R];}$:

$$\rho_1 = \rho \oplus \{x \mapsto \mu\,(\rho\,R)\} \qquad \mu_1 = \mu$$

$$D_1 = D \oplus \{x \mapsto \top\}$$

$$\Longrightarrow \qquad (\rho_1, \mu_1)\ \Delta\ D_1$$

Fall $\boxed{M[R_1] = R_2;}$:

$$\rho_1 = \rho \qquad \mu_1 = \mu \oplus \{\rho\,R_1 \mapsto \rho\,R_2\}$$

$$D_1 = D$$

$$\Longrightarrow \qquad (\rho_1, \mu_1)\ \Delta\ D_1$$

Fall $\boxed{\mathrm{Neg}(e)}$ **:** $\quad (\rho_1, \mu_1) = s\,,$ wobei:

$$
\begin{array}{rccccc}
& 0 & = & [\![e]\!]\,\rho & & \\
& & \Delta & [\![e]\!]^\sharp\,D & & \\
\Longrightarrow & 0 & \sqsubseteq & [\![e]\!]^\sharp\,D & & \\
\Longrightarrow & \bot & \neq & D_1 & = & D \\
\Longrightarrow & \multicolumn{5}{l}{(\rho_1, \mu_1)\;\Delta\;D_1}
\end{array}
$$

Fall $\boxed{\text{Pos}(e)}$: $\quad (\rho_1, \mu_1) = s$, wobei:

$$
\begin{array}{rcll}
 & 0 & \neq & [\![e]\!]\,\rho \\
 & & \Delta & [\![e]\!]^\sharp\,D \\
\Longrightarrow & 0 & \neq & [\![e]\!]^\sharp\,D \\
\Longrightarrow & \bot & \neq & D_1 \;=\; D \\
\Longrightarrow & (\rho_1, \mu_1)\;\Delta\;D_1 & &
\end{array}
$$

:-)

Wir schließen: Die Behauptung $(*)$ stimmt :-))

Die MOP-Lösung:

$$\mathcal{D}^*[v] \;=\; \bigsqcup\{[\![\pi]\!]^\sharp\, D_0 \mid \pi : \mathit{start} \to^* v\}$$

wobei $\quad D_0\, x = \top \qquad (x \in \mathit{Vars})\;.$

Wir schließen: Die Behauptung $(*)$ stimmt :-))

Die MOP-Lösung:

$$\mathcal{D}^*[v] = \bigsqcup\{[\![\pi]\!]^\sharp\, D_0 \mid \pi : start \to^* v\}$$

wobei $D_0\, x = \top \qquad (x \in Vars)$.

Wegen $(*)$ gilt für alle Anfangszustände s und alle Berechnungen π , die v erreichen:

$$([\![\pi]\!]\, s) \;\Delta\; (\mathcal{D}^*[v])$$

Wir schließen: Die Behauptung $(*)$ stimmt :-))

Die MOP-Lösung:

$$\mathcal{D}^*[v] = \bigsqcup \{ [\![\pi]\!]^\sharp \, D_0 \mid \pi : start \to^* v \}$$

wobei $D_0 \, x = \top \qquad (x \in Vars)$.

Wegen $(*)$ gilt für alle Anfangszustände s und alle Berechnungen π , die v erreichen:

$$([\![\pi]\!] \, s) \;\; \Delta \;\; (\mathcal{D}^*[v])$$

Zur Approximation des MOP benutzen wir unser Constraint-System :-))