Automatisierte Logik und Programmierung

Lektion 14

Entscheidungsprozeduren

1. Einsatzbereiche
2. `Arith`: elementare Arithmetik
3. `SupInf`: Lineare Ungleichungen über $\mathbb{Z}$
4. `Eq`: Typfreie Gleichheiten
5. Grenzen der Anwendbarkeit

Entscheidungsprozeduren – algorithmische Inferenz

- **Sinnvoll für "uninteressante" Beweisziele**
  – Problem ist Variation bekannter mathematischer Erkenntnisse
  + Beweisdetails / Extraktterm ohne Bedeutung (nur Wahrheit gefragt)
  + Formaler Beweis mit Taktiken zu aufwendig
- **Möglich für algorithmisch entscheidbare Ziele**
  – Schneller Test, ob Verfahren überhaupt anwendbar ist
  + Maschinennahe Charakterisierung für Gültigkeit vorhanden
  + Effizientes Entscheidungsverfahren programmierbar
- **Erforderlich: externe Verifikation der Prozedur**
  – Korrektheit und Vollständigkeit der Entscheidungsalgorithmen
  – Konsistenz mit dem Rest der Theorie (Typkonzept!)

  – In Nuprl bisher nur für Arithmetik und Gleichheit
  – Prozeduren für Listen, Kongruenzabschluß etc. noch nicht integriert

Arithmetische Entscheidungsprozeduren

- **Notwendig für praktische Beweisführung**
  - Arithmetisches Schließen taucht fast überall auf
  - Arithmetische Schlüsse liefern keine neuen Erkenntnisse
  - Arithmetische Aussagen tauchen in vielen Erscheinungsformen auf

    `x+1<y, 0<t` $\vdash$ `(x+1)*t < y*t` entspricht `x<y, 0<t` $\vdash$ `x*t < y*t`

    und `x<y, 0`$\leq$`t` $\vdash$ `x*(t+1) < y*(t+1)` und `x+1`$\leq$`y, 0<t` $\vdash$ `x*t < y*t`
  - Formale Beweise simpler arithmetischer Aussagen sind nicht leicht

    Wenn drei ganze Zahlen sich jeweils um maximal 1 unterscheiden, dann sind zwei von ihnen gleich

- **Formale Arithmetik ist unentscheidbar**
  - Theorie ist gleichmächtig mit Theorie der berechenbaren Funktionen
  - Allgemeine Arithmetik ist nicht einmal vollständig axiomatisierbar

- **Entscheidung nur für eingeschränkte Arithmetik**
  - `Arith`: Induktionsfreie Arithmetik
  - `SupInf`: Ganzzahlige lineare Ungleichungssysteme

Die Entscheidungsprozedur Arith

Entscheide Probleme der induktionsfreien Arithmetik

- **Anfangssequenz:** $\Gamma \vdash C_1 \vee \ldots \vee C_m$
  - C_i arithmetische Relationen über $\mathbb{Z}$
- **Logische Theorie: quantorenfreie Arithmetik**
  - Aussagenlogische Kombination von Ungleichungen über einfachen arithmetischen Termen
  - Standardaxiome von `+`, `-`, `*`, $<$ und `=`
- **Beweismethode:**
  - Transformiere Sequenz in gerichteten Graph mit gewichteten Kanten
  - Teste ob positive Zyklen im Graph vorkommen
  - Implementierung in Nuprl als Lisp Prozedur
- **Eingebettet in die Taktik `Auto`**

Arith: Formale Theorie $\mathcal{A}$

Syntax: elementar-arithmetische Formeln

– Terme aufgebaut aus ganzzahligen Konstanten, Variablen und `+`, `-`, `*`
  Andersartige Terme werden als Konstanten betrachtet
– Atomare Formeln: $t_1\,\rho\,t_2$, wobei t_i Terme, $\rho \in \{<, \leq, >, \geq, =, \neq\}$
– Formeln aufgebaut aus atomaren Formen mit $\neg$, $\wedge$, $\vee$ und $\Rightarrow$
– Alle freien Variablen sind implizit all-quantifiziert
– Keine induktive Konstruktion

Semantik charakterisiert durch Axiome

– Gleichheitsaxiome mit eingeschränkter Substitutivität
– Axiome der Konstantenarithmetik
– Ringaxiome der ganzen Zahlen
– Axiome der diskreten linearen Ordnung
– Definitionsaxiome für Ordnungsrelationen und Ungleichheiten
– Monotonieaxiome

$\mathcal{A}$ ist als entscheidbar bekannt

– Beweis liefert nur ein ineffizientes Verfahren

`Arith`: Grundlagen einer effizienten Entscheidung

- **Abtrennung der Monotonie**
  - Triviale Monotonien: Monotonieaxiome von `+` und `-` mit Konstanten
  - `monotonicity` Regel für Anwendung nichttrivialer Monotonien
    - verwendet Monotonietabellen für Kombination von Ungleichungen
    - erzeugt zusätzliche (kombinierte) Hypothesen
- **Erzeugung der Konjunktiven Normalform**
  - Zu jeder Formel F in $\mathcal{A}$ gibt es in $\mathcal{A}$ eine äquivalente Formel G in KNF
  - Man kann jedes Konjunkt isoliert beweisen
- **Widerspruchsbeweis**
  - $\Gamma \vdash C_1 \vee \ldots \vee C_n$ gültig, g.d.w. $\Gamma, \neg C_1, \ldots, \neg C_n \vdash \mathsf{ff}$ gültig
- **Ersetzen von Termen durch Variablen**
  - Eine Menge von Formeln $F_i[e_1, .., e_k \,/\, u_1, .., u_k]$ in $\mathcal{A}$ ist genau dann widersprüchlich, wenn $\{F_1, ..\ F_n\}$ widersprüchlich ist
- **Repräsentation als Ordnungsgraph**
  - $\Gamma = v_1 \geq u_1 + c_1, \ldots, v_n \geq u_n + c_n$ ist genau dann widersprüchlich, wenn der Ordnungsgraph $\mathcal{G}$ von Γ einen positiven Zyklus besitzt.

Arith: Arbeitsweise

Anfangssequenz: $\Gamma \vdash C_1 \lor \ldots \lor C_m$ (C_i atomar)

1. Transformiere Anfangssequenz in die Gestalt $\Gamma, \neg C_1, \ldots, \neg C_m \vdash$ ff
   Zerlege Konjunktionen in den C_i in Einzelannahmen (analog zu `and_e`)
2. Transformiere Ungleichungen der Form $x{\neq}y$ in $x{\geq}y$+1 ∨ $y{\geq}x$+1
   Zerlege Disjunktionen (analog zu `or_e`) und betrachte Beweisziele separat
3. Entferne Hypothesen ohne atomare elementar-arithmetische Formeln
   Ersetze Teilterme, die nicht der Syntax von $\mathcal{A}$ entsprechen durch Variablen
4. Transformiere Komparanden von Ungleichungen in Standardpolynome
5. Transformiere Komparanden in monadische lineare Polynome der Form c+u_i
6. Konvertiere Hypothesen in Ungleichungen der Gestalt $t_1{\geq}t_2$
   (t_1 Variable oder 0; t_2 monadisches lineares Polynom)
7. Erzeuge den Ordnungsgraphen der Formelmenge:
   Knoten für jede Variablen oder Konstante; Kante $u_i \xrightarrow{c} u_j$ repräsentiert $u_i{\geq}u_j$+c
8. Teste, ob der Ordnungsgraph einen positiven Zyklus hat (Standardverfahren)
   Im Erfolgsfall generiere Wohlgeformtheitsziele für alle "Variablen"
   Bei Mißerfolg generiere Fehlermeldung

Arith: Arbeitsweise am Beispiel

Anfangssequenz: $x+y>z,\ 2*x\geq z,\ x+y+2*x\geq z+z+1 \vdash 3*x+y\geq 2*z-1$

---

1. Negativform: $x+y>z,\ 2*x\geq z,\ x+y+2*x\geq z+z+1,\ \neg(3*x+y\geq 2*z-1) \vdash ff$
2. Transformiere Ungleichungen der Form $x\neq y$ *– entfällt –*
3. Entferne Hypothesen/Ersetze nichtarithmetische Teilterme *– entfällt –*
4. Transformiere Komparanden in Standardpolynome

$$x+y>z,\ 2*x\geq z,\ 3*x+y\geq 1+2*z,\ \neg(3*x+y\geq(-1)+2*z) \quad\vdash\quad ff$$

5. Transformiere Komparanden in monadische lineare Polynome

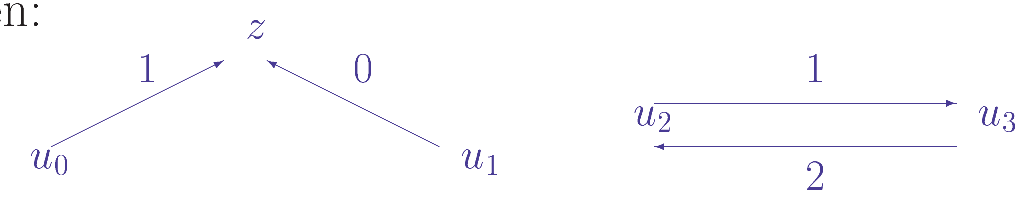
$$u_0>z,\ u_1\geq z,\ u_2\geq 1+u_3\ \neg(u_2\geq(-1)+u_3) \quad\vdash\quad ff$$

$u_0\equiv x+y,\quad u_1\equiv 2*x,\ u_2\equiv\ 3*x+y,\ u_3\equiv 2*z$

6. Konvertiere in Ungleichungen der Gestalt $t_1\geq t_2$

$$u_0\geq z+1,\ u_1\geq z,\ u_2\geq 1+u_3\ u_3\geq u_2+2 \quad\vdash\quad ff$$

7. Erzeuge den Ordnungsgraphen:



8. Ordnungsgraph hat positiven Zyklus ... **Formel ist gültig**

monotonicity: Anwendung nichtrivialer Monotonien

- **Arithmetische Komposition von Ungleichungen**
  - z.B. `monotonicity` i + j addiert Hypothesen i und j

    aus i : x+y>z und j : 2*x≥z entsteht n+1 : x+y+2*x≥z+z+1
  - Neue Hypothese entsteht durch Anwendung von Monotonietabellen

Addition

	z>w	z≥w	z=w	z≠w
x>y	x+z≥y+w+2	x+z≥y+w+1	x+z≥y+w+1 x+w≥y+z+1	-----
x≥y	x+z≥y+w+1	x+z≥y+w	x+z≥y+w x+w≥y+z	-----
x=y	x+z≥y+w+1 y+z≥x+w+1	x+z≥y+w y+z≥x+w	x+z=y+w x+w=y+z	x+z≠y+w x+w≠y+z
x≠y	-----	-----	x+z≠y+w x+w≠y+z	-----

Subtraktion

	z>w	z≥w	z=w	z≠w
x>y	x-w≥y-z+2	x-w≥y-z+1	x-w≥y-z+1 x-z≥y-w+1	-----
x≥y	x-w≥y-z+1	x-w≥y-z	x-w≥y-z x-z≥y-w	-----
x=y	x-w≥y-z+1 y-w≥x-z+1	x-w≥y-z y-w≥x-z	x-w=y-z y-w=x-z	x-w≠y-z x-z≠y-w
x≠y	-----	-----	x-w≠y-z x-z≠y-w	-----

Multiplikation

	y≥z	y>z	y=z	y≠z
x>0	x*y≥x*z	x*y>x*z	x*y=x*z	x*y≠x*z
x≥0	xy*≥x*z	x*y≥x*z	x*y=x*z	-----
x=0	x*y=x*z x*y=0	x*y=x*z x*y=0	x*y=x*z x*y=0	x*y=x*z x*y=0
x≤0	x*y≤x*z	x*y≤x*z	x*y=x*z	-----
x<0	x*y≤x*z	x*y<x*z	x*y=x*z	x*y≠x*z
x≠0	-----	x*y≠x*z	x*y=x*z	x*y≠x*z

Faktorisierung

	x*y>x*z	x*y≥x*z	x*y=x*z	x*y≠x*z
x>0	y>z	y≥z	y=z	y≠z
x<0	y<z	y≤z	y=z	y≠z
x≠0	y≠z	-----	y=z	y≠z

Die Entscheidungsprozedur `SupInf`

Entscheide lineare Ungleichungen über $\mathbb{Z}$

- **`Arith` zu schwach für lineare Ungleichungssysteme**
- **Anpassung von Bledsoe's Sup-Inf Methode** (1975)
  - Methode ist nur für rationale Zahlen korrekt und vollständig
  - Korrekt und unvollständig für $\mathbb{Z}$, aber hilfreich in der Praxis
- **Logische Theorie: Arithmetische Formeln**
  - Kombination von Ungleichungen über arithmetischen Typen
- **Beweismethode:**
  - Extrahiere Menge linearer Ungleichungen $0 \leq e_i$, deren Unerfüllbarkeit die Gültigkeit der Sequenz impliziert
  - Bestimme obere/untere Grenzen für Variablen der e_i
  - Wenn alle Variablen in $\mathbb{Z}$ erfüllbar sind, liefere Gegenbeispiel
  - Implementierung in Nuprl als ML Strategie
- **Eingebettet in die Taktik `Auto'`**

Die Sup-Inf Basismethode

Analysiere Konjunktion linearer Ungleichungen über $\mathbb{Q}$

- **Betrachte Formeln der Form $0\leq e_1 \wedge \ldots 0\leq e_n$**
  - e_i lineare Ausdrücke über rationalen Variablen $x_1, .., x_m$
  - Suche Belegung der x_j, welche die Konjunktion erfüllen
- **Bestimme obere/untere Grenzen für Werte der x_j**
  - Aufwendiges Verfahren verbessert obere und untere Schranken iterativ
  - Resultierende Schranken sind optimal (also Supremum und Infimum)
  - Erfüllende Belegung existiert, g.d.w. Infima jeweils kleiner als Suprema
- **(Widerlegungs-)version für $\mathbb{Z}$ unvollständig**
  - Erfüllende Belegung über $\mathbb{Q}$ liefert nicht immer eine über $\mathbb{Z}$
  - Reparatur möglich, aber Integer Linear Programming is $\mathcal{NP}$-vollständig
  - Korrektheit: Unerfüllbarkeit über $\mathbb{Q}$ bedeutet Unerfüllbarkeit über $\mathbb{Z}$

- **Arithmetische Typen**
  - $\mathbb{Z}$ (`int`), $\mathbb{N}$ (`nat`), $\mathbb{N}^+$ (`nat_plus`), $\mathbb{Z}^{-0}$ (`int_nzero`)
  - $\{i\ldots\}$ (`int_upper`), $\{i\ldots j^-\}$ (`int_seg`), $\{i\ldots j\}$ (`int_iseg`)
- **Arithmetische Literale**
  - a=$b \in T$ oder $a\neq b \in T$, wobei T arithmetischer Typ
  - Arithmetische Ungleichungen mit $<$, $\leq$, $>$ und $\geq$
  - Negationen arithmetischer Literale
- **Arithmetische Formeln**
  - (Verschachtelte) Konjunktionen und Disjunktionen arithmetischer Literale

SupInf: Arbeitsweise

Anfangssequenz: $\Gamma, \; r_1, \; .. \; r_n \vdash r_0$ (r_i arithmetische Formel)

1. Extrahiere arithmetische Formel $F = r_1 \wedge .. \wedge r_n \wedge \neg r_0$
   – Aus Unerfüllbarkeit von F folgt Gültigkeit der Anfangssequenz
2. Transformiere F in disjunktive Normalform über $\leq$
   – x<y bzw. y>x wird umgewandelt in x+1$\leq y$,
   – $x{\neq}y$ wird x+1$\leq y \vee y$+1$\leq x$
   – x=y wird, wenn möglich, durch Substitution aufgelöst
3. Normalisiere Ungleichungen in die Form $0{\leq}p_i$ (p_i Standard-Polynom)
4. Ersetze nichtlineare Teilausdrücke durch Variablen
5. Wende Sup-Inf Basismethode auf jedes Disjunkt an
   – Wenn jedes Disjunkt unerfüllbar ist, erzeuge Wohlgeformtheitsziele
   – Andernfalls ist erfüllende Belegung ein Gegenbeispiel in "`supinf_info`"

SupInf': Erweiterungen zu SupInf'

Ergänze arithmetische Kontextinformation

- **Extrahiere Ungleichungen aus Typinformation**
  - Z.B. aus Deklaration x:$\mathbb{N}$ extrahiere $0\leq x$
  - Bestimme Typ der in den Ungleichungen vorkommenden Ausdrücke
    `get_type`: (unvollständiger) Typ-Inferenz-Algorithmus in ML
  - Ergänze Prädikat des entpsrechenden Teiltyps von $\mathbb{Z}$
- **Ergänze arithmetische Lemmata**
  - Z.B. bei Vorkommen von $|l_1@l_2|$ ergänze $|l_1@l_2| = |l_2|+|l_2|$
  - Erlaubte Lemmata müssen global als solche deklariert sein
- **Prozedur ist experimentell**
  - Viele Verbesserungen möglich

Folgt eine Gleichheit aus anderen Gleichheiten?

- **Wichtig für praktische Beweisführung**
  - z.B.: $f(f(a,b),b) = a$ folgt aus $f(a,b) = a$
    $g(a) = a$ folgt aus $g(g(g(a))) = a$ und $g(g(g(g(g(a))))) = a$
  - Intuitiver Beweis einfach
  - Regelbasierte Beweise aufwendig
- **Elementare Gleichheit ist entscheidbar**
  - Einfache Theorie: Gleichheiten mit uninterpretierten Symbolen
  - Semantik: Reflexivität, Symmetrie, Transitivität, Substitution
- **Effiziente Verfahren verfügbar**
  - Berechnung der transitiven Hülle einer Äquivalenzrelation
  - Technisch: Kongruenzabschluß des Relationsgraphen

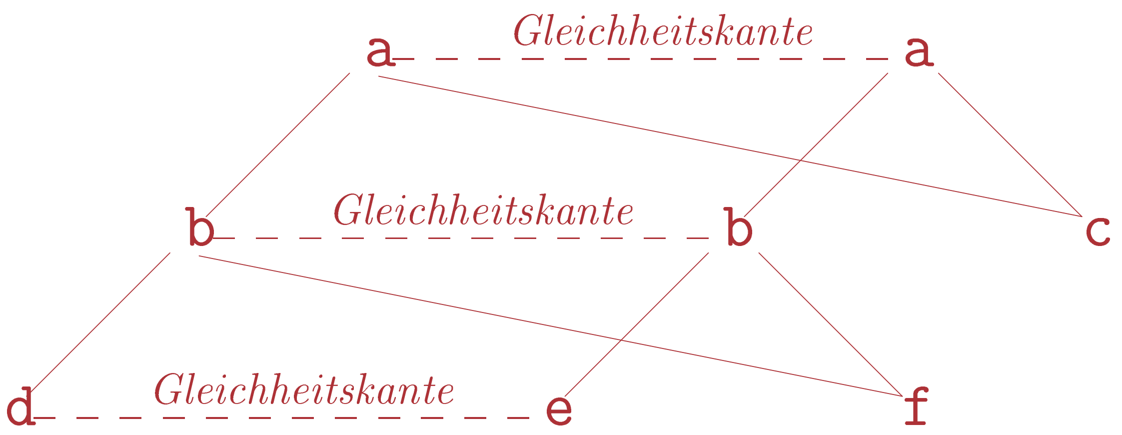
Die Entscheidungsprozedur Eq

Entscheide quantorenfreie Gleichheiten

- **Anfangssequenz:** $\Gamma,\ E_1, \ldots,\ E_n \vdash E_0$
  - E_i Gleichheit über einem Typ T
- **Logische Theorie: Gleichheitsrelationen**
  - Gleichheiten mit uninterpretierten Funktionssymbolen und Variablen
  - Reflexivität, Symmetrie, Transitivität für Elemente und Typen
- **Beweismethode: begrenzter Kongruenzabschluß**
  - Bilde transitive Hülle der Gleichungen in den Hypothesen
  - Substitution reduziert auf taktische Dekomposition
  - Teste ob Konklusion in transitiver Hülle enthalten ist
  - Implementierung in Nuprl als Lisp Prozedur
- **Eingebettet in die Taktik** `Auto`

Gleicheitsschliessen durch Kongruenzabschluss

Zeige : `a(b(d,f),c) = a(b(e,f),c)` **folgt aus** `d=e`



1. Verschmelze identische Knoten
2. Verbinde gleiche Knoten durch Gleichheitskante
3. Verbinde Wurzeln von Teilbäumen, die in allen Knoten gleich sind

Gleichheit $\hat{=}$ Wurzeln der Termbäume sind verbunden

Equality: GRAPHENTHEORETISCHE VORAUSSETZUNGEN

- **Gerichteter Graph $G = (V, E)$**
  - $\boldsymbol{l(v)}$: Markierung des Knoten v in G
  - $\boldsymbol{\delta(v)}$: Anzahl der von v ausgehenden Kanten
  - $\boldsymbol{v[i]}$: i-ter Nachfolgerknoten von v
  - u **Vorgänger** von v, wenn $v = u[i]$ für ein i

- **Äquivalenzrelation R auf V**
  - **u und v kongruent unter R** ($\boldsymbol{u \sim_R v}$):

    $l(u) = l(v),\ \ \delta(u) = \delta(v)$ und für alle i $(u[i], v[i]) \in R$
  - **R abgeschlossen unter Kongruenzen**: $u \sim_R v \;\Rightarrow\; (u, v) \in R$
  - **Kongruenzabschluß R^***: eindeutige minimale Erweiterung von R, die abgeschlossen unter Kongruenzen und Äquivalenzrelation ist

    $\hat{=}$ **Menge aller Äquivalenzen, die logisch aus R folgen**

Gleichheitsschliessen als Kongruenzabschluss

Folgt $s = t$ aus $s_1{=}t_1,\ldots,s_n{=}t_n$?

- **Konstruiere Graph G von $s, s_1, \ldots, s_n,\ t, t_1, \ldots, t_n$**
  – G besteht aus Termbäumen von $s, s_1, \ldots, s_n,\ t, t_1, \ldots, t_n$
  – Identische Teilausdrücke werden durch denselben Teilbaum dargestellt

- **Bestimme Kongruenzabschluß der $s_i{=}t_i$ iterativ**
  – Start: R ist Identitätsrelation auf den Knoten von G ($R^* = R$)
  – Im Schritt i bestimme Kongruenzabschluß von $R^* \cup \{(\tau(s_i), \tau(t_i))\}$
  ($\tau(u)$: Wurzelknoten des Termbaums von u)
  – Repräsentiere R^* als Menge von Äquivalenzklassen $\{\, [u]_R \mid u \in V \,\}$
  ($[u]_R \ \equiv\ \{x \in V \mid (x, u) \in R\}$)

- **Teste Äquivalenz von s und t**
  – $s = t$ gilt genau dann, wenn $(\tau(s), \tau(t)) \in R^*$

In Nuprl wegen Typbedingungen nur beschränkt einsetzbar

Berechne Kongruenzabschluss von $R \cup \{(u,v)\}$

- **Algorithmus MERGE(R,u,v)**
  - Eingabe: gerichteter Graph $G = (V, E)$, u, $v \in V$
    Äquivalenzrelation R (abgeschlossen unter Kongruenzen)
- **Falls $u \sim_R v$, dann halte mit Ergebnis R**
  - Es gilt $(R \cup \{(u,v)\})^* = R$
- **Andernfalls modifiziere R durch Verschmelzung**
  - Setze $P_u := \{x \in V \mid \exists w \in [u]_R.\ x \text{ Vorgänger von } w\}$
  - Setze $P_v := \{x \in V \mid \exists w \in [v]_R.\ x \text{ Vorgänger von } w\}$
  - Vereinige Äquivalenzklassen $[u]_R$ und $[v]_R$ in R
  - Wiederhole für $x \in P_u$ und $y \in P_v$
    Falls $x \sim_R y$ und $[x]_R \neq [y]_R$ dann setze R:=MERGE(R,x,y)

  Halte mit der modifizierten Relation R als Ergebnis

Kongruenzabschluss: $g(g(g(a))) = a, \quad g(g(g(g(g(a))))) = a$

- **Graph ist Termbaum von $g(g(g(g(g(a)))))$**
  – Initiale Relation: $R := \{\, \{v_1\}, \{v_2\}, \{v_3\}, \{v_4\}, \{v_5\}, \{v_6\} \,\}$
- **Hinzunahme von $g(g(g(g(g(a))))) = a$**
  – $R := \{\, \{v_1, v_6\}, \{v_2\}, \{v_3\}, \{v_4\}, \{v_5\} \,\}$ ist abgeschlossen
- **Hinzunahme von $g(g(g(a))) = a$**

MERGE(R,v_3,v_6):
– $P_{v_3} := \{v_2\}$, $P_{v_6} := \{v_5\}$, $R := \{\, \{v_1, v_6, v_3\}, \{v_2\}, \{v_4\}, \{v_5\} \,\}$
– Wegen $(v_3, v_6) \in R$ gilt $v_2 \sim_R v_5$ aber $[v_2]_R \neq [v_5]_R$

MERGE(R,v_2,v_5):
– $P_{v_2} := \{v_1\}$, $P_{v_5} := \{v_4\}$, $R := \{\, \{v_1, v_6, v_3\}, \{v_2, v_5\}, \{v_4\} \,\}$
– Wegen $(v_2, v_5) \in R$ gilt $v_1 \sim_R v_4$ aber $[v_1]_R \neq [v_4]_R$

MERGE(R,v_1,v_4):
– $P_{v_1} := \{v_2, v_5\}$, $P_{v_4} := \{v_3\}$, $R := \{\, \{v_1, v_6, v_3, v_4\}, \{v_2, v_5\} \,\}$
– Wegen $(v_6, v_4) \in R$ gilt $v_5 \sim_R v_3$ aber $[v_5]_R \neq [v_3]_R$

MERGE(R,v_5,v_3):
– $P_{v_5} := \{v_1, v_4\}$, $P_{v_3} := \{v_2, v_5, v_3\}$, $R := \{\, \{v_1, v_6, v_3, v_4, v_2, v_5\} \,\}$

Alle Knoten sind äquivalent: $R{=}R^*$

$$\begin{tikzcd}
\boldsymbol{g}\ (v_1) \arrow[d] \\
\boldsymbol{g}\ (v_2) \arrow[d] \\
\boldsymbol{g}\ (v_3) \arrow[d] \\
\boldsymbol{g}\ (v_4) \arrow[d] \\
\boldsymbol{g}\ (v_5) \arrow[d] \\
\boldsymbol{a}\ (v_6)
\end{tikzcd}$$

Grenzen von Entscheidungsverfahren

- **Weitere Theorien sind effektiv entscheidbar**
  - Schließen über Listenstrukturen
  - Geometrische Probleme
  - Aussagenlogik mit uninterpretierten Funktionssymbolen
- **Einbettung in Typentheorie aufwendig**
  - Teilterme im Entscheidungsvorgang müssen Typbedingungen erfüllen
  - Korrektheitsbeweis schwierig zu führen
- **Kein Ersatz für Taktik-Konzept**
  - Implementierung immer auf Systemebene
  - Benutzer kann Prozedur nicht selbst bei Bedarf erweitern
  - Anpassungen an Benutzerwünsche machen Prozeduren oft unvorhersagbar