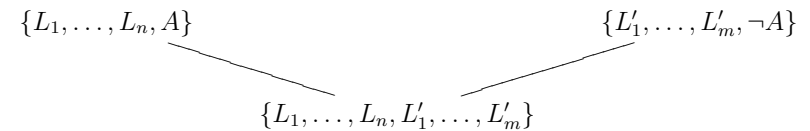


Der Algorithmus von Gilmore funktioniert zwar, ist in der Praxis aber unbrauchbar.

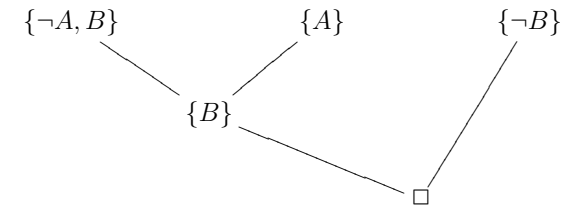
Daher ist unser Programm der nächsten Stunden:

Wie sieht Resolution in der Prädikatenlogik aus?

Resolutionsschritt:



Mini-Beispiel:



Eine Klauselmeng ist unerfüllbar genau dann, wenn die leere Klausel abgeleitet werden kann.

Anpassung des Algorithmus von Gilmore

Definition von $Res(F)$ (Wiederholung)

Algorithmus von Gilmore:

Sei F eine prädikatenlogische Aussage in Skolemform und sei $\{F_1, F_2, F_3, \dots\}$ eine Aufzählung von $E(F)$.

Eingabe: F

$n := 0$;

repeat $n := n + 1$;

until $(F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_n)$ ist unerfüllbar;

(dies kann mit Mitteln der Aussagenlogik, z.B. Wahrheitstafeln, getestet werden)

Gib "unerfüllbar" aus und stoppe.

"Mittel der Aussagenlogik" \rightsquigarrow wir verwenden Resolution für den Unerfüllbarkeitstest

Definition: Sei F eine Klauselmeng. Dann ist $Res(F)$ definiert als

$$Res(F) = F \cup \{R \mid R \text{ ist Resolvent zweier Klauseln in } F\}.$$

Außerdem setzen wir:

$$\begin{aligned} Res^0(F) &= F \\ Res^{n+1}(F) &= Res(Res^n(F)) \quad \text{für } n \geq 0 \end{aligned}$$

und schließlich sei

$$Res^*(F) = \bigcup_{n \geq 0} Res^n(F).$$

Sei F_1, F_2, F_3, \dots weiterhin die Aufzählung der Herbrand-Expansion.

Eingabe: eine Aussage F in Skolemform mit der Matrix F^* in **KNF**

$i := 0$;

$M := \emptyset$;

repeat

$i := i + 1$; $M := M \cup \{F_i\}$; $M := \text{Res}^*(M)$

until $\square \in M$

Gib "unerfüllbar" aus und stoppe.

Warum der Name **Grundresolution**? Im Gegensatz zu späteren Verfahren werden Terme ohne Variable (= Grundterme) substituiert, um die Formeln der Herbrand-Expansion zu erhalten.

5/22

Wiederholung: Substitutionen

Eine **Substitution** sub ist eine Abbildung von Variablen auf Terme.

$F\ sub$: Anwendung der Substitution sub auf die Formel F

$t\ sub$: Anwendung der Substitution sub auf den Term t

Eine Substitution kann auch als **Folge von Ersetzungen** beschrieben werden:

$$[x/f(z)] [y/g(a, z)] [z/h(w)]$$

entspricht folgender Abbildung (entflochtene Substitution):

$$x \mapsto f(h(w)) \quad y \mapsto g(a, h(w)) \quad z \mapsto h(w).$$

Ersetzungen werden von links nach rechts durchgeführt!

Verknüpfung von Substitutionen: $sub_1 sub_2$ (zuerst wird sub_1 angewandt, anschließend sub_2).

7/22

Den Grundresolutionsalgorithmus kann man auch in folgenden Grundresolutionssatz umformulieren:

Grundresolutionssatz: Eine Aussage in Skolemform $F = \forall y_1 \dots \forall y_k F$ mit der Matrix F^* in **KNF** ist unerfüllbar genau dann, wenn es eine Folge von Klauseln K_1, \dots, K_n gibt mit der Eigenschaft:

- K_n ist die leere Klausel
- Für $i = 1, \dots, n$ gilt:
 - *entweder* ist K_i eine Grundinstanz einer Klausel $K \in F^*$, d.h. $K_i = K[y_1/t_1] \dots [y_k/t_k]$ mit $t_i \in D(F)$
 - *oder* K_i ist (aussagenlogischer) Resolvent zweier Klauseln K_a, K_b mit $a < i$ und $b < i$

Weglassen von Klauseln und Resolutionsschritten, die nicht zur Herleitung der leeren Klausel beitragen.

6

Vertauschen von Substitutionen

Regel für das **Vertauschen** von Substitutionen:

$$[x/t]sub = sub[x/t\ sub],$$

falls x in sub nicht ersetzt wird.

Beispiele:

- $[x/f(y)] \underbrace{[y/g(z)]}_{sub} = [y/g(z)][x/f(g(z))]$
- **aber** $[x/f(y)] \underbrace{[x/g(z)]}_{sub} \neq [x/g(z)][x/f(y)]$

8

Gegeben sei eine Menge $\mathbf{L} = \{L_1, \dots, L_k\}$ von Literalen. Eine Substitution sub heißt **Unifikator** von \mathbf{L} , falls

$$L_1 sub = L_2 sub = \dots = L_k sub$$

Das ist gleichbedeutend mit $|\mathbf{L} sub| = 1$, wobei $\mathbf{L} sub = \{L_1 sub, \dots, L_k sub\}$.

Ein Unifikator sub von \mathbf{L} heißt **allgemeinster Unifikator** von \mathbf{L} , falls für jeden Unifikator sub' von \mathbf{L} gilt, daß es eine Substitution s gibt mit $sub' = sub s$.

Unifizierbar?		Ja	Nein
$P(f(x))$	$P(g(y))$		
$P(x)$	$P(f(y))$		
$P(x, f(y))$	$P(f(u), z)$		
$P(x, f(y))$	$P(f(u), f(z))$		
$P(x, f(x))$	$P(f(y), y)$		
$P(x, g(x), g^2(x))$	$P(f(z), w, g(w))$		
$P(x, f(y))$	$P(g(y), f(a))$	$P(g(a), z)$	

9/22

Unifikationsalgorithmus

Eingabe: eine Literalmenge $\mathbf{L} \neq \emptyset$

$sub := []$; (leere Substitution)

while $|\mathbf{L} sub| > 1$ **do**

Suche die erste Position, an der sich zwei Literale L_1, L_2 unterscheiden

if keines der beiden Zeichen ist eine Variable

then stoppe mit "nicht unifizierbar"

else Sei x die Variable und t der Term in anderen Literal (möglicherweise auch eine Variable)

if x kommt in t vor

then stoppe mit "nicht unifizierbar"

else $sub := sub [x/t]$

Ausgabe: sub

11/22

10

Korrektheit des Unifikationsalgorithmus

Der Unifikationsalgorithmus terminiert immer und gibt bei Eingabe einer nicht-unifizierbaren Literalmenge "nicht unifizierbar" aus.

Wenn eine Menge \mathbf{L} von Literalen unifizierbar ist, dann findet der Unifikationsalgorithmus immer den allgemeinsten Unifikator von \mathbf{L} .

Das bedeutet unter anderem auch, daß jede unifizierbare Menge von Literalen einen allgemeinsten Unifikator hat.

12

Eine Klausel R heißt *prädikatenlogischer Resolvent* zweier Klauseln K_1, K_2 , wenn folgendes gilt:

- Es gibt Substitutionen s_1, s_2 , die Variablenumbenennungen sind, so dass K_1s_1 und K_2s_2 keine gemeinsamen Variablen enthalten.
- Es gibt Literale L_1, \dots, L_m aus K_1s_1 und Literale L'_1, \dots, L'_n aus K_2s_2 , so dass

$$\mathbf{L} = \{\overline{L}_1, \dots, \overline{L}_n, L'_1, \dots, L'_n\}$$

unifizierbar ist. Sei sub der allgemeinste Unifikator von \mathbf{L} . (\overline{L} bezeichnet das negierte Literal L .)

- Es gilt

$$R = ((K_1s_1 - \{L_1, \dots, L_m\}) \cup (K_2s_2 - \{L'_1, \dots, L'_n\}))sub.$$

Zwei Fragen:

- Wenn man mit prädikatenlogischer Resolution aus einer Formel F die leere Klausel \square ableiten kann, ist F dann unerfüllbar? (Korrektheit)
- Kann man für eine unerfüllbare Formel F immer durch prädikatenlogische Resolution die leere Klausel herleiten? (Vollständigkeit)

13/22

Aufgabe

Sind diese Klauseln resolvierbar?
Wieviele mögliche Resolventen gibt es?

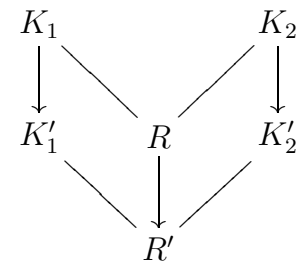
K_1	K_2	Möglichkeiten
$\{P(x), Q(x, y)\}$	$\{\neg P(f(x))\}$	
$\{Q(g(x)), R(f(x))\}$	$\{\neg Q(f(x))\}$	
$\{P(x), P(f(x))\}$	$\{\neg P(y), Q(y, z)\}$	

15/22

Lifting-Lemma

Seien K_1, K_2 zwei prädikatenlogische Klauseln und seien K'_1, K'_2 zwei Grundinstanzen hiervon, die *aussagenlogisch resolvierbar* sind und den Resolventen R' ergeben.

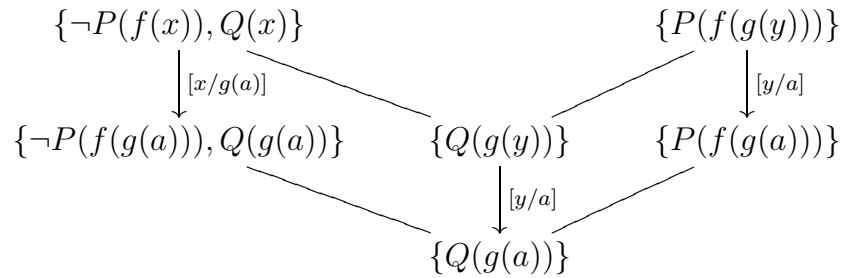
Dann gibt es einen *prädikatenlogischen Resolventen* R von K_1, K_2 , so daß R' eine Grundinstanz von R ist.



—: Resolution
→: Substitution

14

16



Resolutionssatz der Prädikatenlogik:

Sei F eine Aussage in Skolemform mit einer Matrix F^* in **KNF**.
 Dann gilt: F ist unerfüllbar genau dann, wenn $\square \in Res^*(F^*)$.

17/22

Allabschluss

Für eine Formel H mit freien Variablen x_1, \dots, x_n bezeichnen wir mit

$$\forall H = \forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_n H$$

ihren **Allabschluss**.

Sei F eine Aussage in Skolemform und sei F^* deren Matrix in **KNF**,
 so gilt:

$$F \equiv \forall F^* \equiv \bigwedge_{K \in F^*} \forall K$$

Beispiel:

$$F^* = P(x, y) \wedge \neg Q(y, x)$$

$$F \equiv \forall x \forall y (P(x, y) \wedge \neg Q(y, x)) \equiv \forall x \forall y P(x, y) \wedge \forall x \forall y (\neg Q(y, x))$$

19/22

18

Beispiel

Ist die Klauselmenge

$$\{\{P(f(x))\}, \{\neg P(f(x)), Q(f(x), x)\}, \{\neg Q(f(a), f(f(a)))\}, \{\neg P(x), Q(x, f(x))\}\}$$

unerfüllbar?

20

Wir betrachten folgende Klauselmenge (Beispiel aus dem Schöning):

$$F = \{\{\neg P(x), Q(x), R(x, f(x))\}, \{\neg P(x), Q(x), S(f(x))\}, \{T(a)\}, \\ \{P(a)\}, \{\neg R(a, x), T(x)\}, \{\neg T(x), \neg Q(x)\}, \{\neg T(x), \neg S(x)\}\}$$

und zeigen ihre Unerfüllbarkeit mit Hilfe von otter.

Probleme bei der prädikatenlogischen Resolution:

- Zu viele Wahlmöglichkeiten
- Immer noch zu viele Sackgassen
- Kombinatorische Explosion des Suchraums

Lösungsansätze:

Strategien und **Heuristiken**: Verboten bestimmter Resolutionsschritte
Suchraum wird dadurch eingeschränkt

Vorsicht: Die Vollständigkeit darf dadurch nicht verloren gehen!