

Theorie der Programmiersprachen

4. Übung

1. Aufgabe: Geben Sie für

$$F = \{\{A, B, \neg C\}, \{\neg A\}, \{A, B, C\}, \{A, \neg B\}\}$$

die Menge $Res^*(F)$ an und leiten Sie eine Herleitung der leeren Klausel ab.

2. Aufgabe: Sei F eine Klauselmengemenge mit m Klauseln, in der die atomaren Formeln A_1, \dots, A_n vorkommen. Wie groß ist $|Res^*(F)|$ maximal?

3. Aufgabe: Man zeige mittels der Resolutionsmethode:

(a) $H = A \wedge B \wedge C$ ist eine Folgerung aus der Formelmengemenge

$$F = \{\{\neg A, B\}, \{\neg B, C\}, \{A, \neg C\}, \{A, B, C\}\}.$$

(b) Die Formel

$$G = (\neg B \wedge \neg C \wedge D) \vee (\neg B \wedge \neg D) \vee (C \wedge D) \vee B$$

ist eine Tautologie.

4. Aufgabe: Stellen Sie für

$$F = \{\{B, \neg C\}, \{\neg A\}, \{A, C\}, \{A, \neg B\}, \{B, C\}\}$$

einen Backtracking-Baum auf und konstruieren Sie den zugehörigen Resolutionsbeweis!

5. Aufgabe: Beweisen Sie mithilfe der Resolutionsmethode, dass man die Unerfüllbarkeit einer Formel in 2-KNF in polynomieller Zeit zeigen kann.

6. Aufgabe: Zeigen Sie, dass folgende Einschränkung des Resolutionskalküls vollständig ist:

Es darf nur dann ein Resolvent aus den Klauseln K_1 und K_2 gebildet werden, wenn der Resolvent keine Tautologie darstellt.

7. Aufgabe: Wir betrachten den folgenden Satz:

Gegeben sei eine Funktion $f : A \rightarrow B$, wobei $|A| = n + 1$ und $|B| = n$ gilt. Also z.B. $A = \{1, 2, \dots, n + 1\}$ und $B = \{1, 2, \dots, n\}$. Dann gibt es Elemente $i_1, i_2 \in A, i_1 \neq i_2$ und ein $j \in B$ mit der Eigenschaft $j = f(i_1) = f(i_2)$.

Mit anderen Worten: Mindestens zwei verschiedenen Elementen aus A muss dasselbe Element aus B zugeordnet werden.

Als aussagenlogische Formel kann dieser Satz folgendermaßen formuliert werden. Wir benutzen $(n + 1) \cdot n$ Variablen $x_{i,j}, i \in A, j \in B$ mit der gedachten Bedeutung

$$\mathcal{A}(x_{i,j}) = 1 \Leftrightarrow i \text{ wird auf } j \text{ abgebildet.}$$

Dann ist $(\bigwedge_{i \in A} \bigvee_{j \in B} x_{i,j}) \rightarrow (\bigvee_{k \in B} \bigvee_{i,j \in A, i \neq j} (x_{i,k} \wedge x_{j,k}))$ oder ausgeschrieben

$$\begin{aligned} & ((x_{1,1} \vee x_{1,2} \vee \dots \vee x_{1,n}) \wedge \\ & (x_{2,1} \vee x_{2,2} \vee \dots \vee x_{2,n}) \wedge \\ & \dots \wedge \\ & (x_{n+1,1} \vee x_{n+1,2} \vee \dots \vee x_{n+1,n})) \rightarrow ((x_{1,1} \wedge x_{2,1}) \vee \dots \vee (x_{1,1} \wedge x_{n+1,1}) \vee \\ & (x_{2,1} \wedge x_{3,1}) \vee \dots \vee (x_{2,1} \wedge x_{n+1,1}) \vee \\ & \dots \vee (x_{n,1} \wedge x_{n+1,1}) \vee \\ & (x_{1,n} \wedge x_{2,n}) \vee \dots \vee (x_{1,n} \wedge x_{n+1,n}) \vee \\ & (x_{2,n} \wedge x_{3,n}) \vee \dots \vee (x_{2,n} \wedge x_{n+1,n}) \vee \\ & \dots \vee (x_{n,n} \wedge x_{n+1,n})) \end{aligned}$$

eine Tautologie. Die Negation dieser Formel läßt sich leicht als KNF schreiben und muss widersprüchlich sein.

- (a) Leiten Sie den Resolutionsbeweis für $n = 3$ her. (Gehen Sie dazu spaltenweise vor.)
- (b) Machen Sie sich klar, dass am Ende des Beweises alle $n + 1$ Klauseln der Art

$$\begin{array}{c} x_{1,n} \vee x_{2,n} \vee \dots \vee x_{n,n} \\ x_{1,n} \vee x_{2,n} \vee \dots \vee x_{n-1,n} \vee x_{n+1,n} \\ \vdots \\ x_{2,n} \vee x_{3,n} \vee \dots \vee x_{n+1,n} \end{array}$$

benötigt werden. Wieviele Resolutionsschritte werden im Allgemeinen benötigt?