Theoretische Grundlagen der Logikprogrammierung SS 2011

Übungsblatt 1 (Abgabe am 6.5.) Thomas Piecha

Aufgabe 1 (5 Punkte)

Beweisen Sie: Wenn $\Gamma \vdash_{\mathrm{Res}} S$, dann $\Gamma \vDash S$.

Aufgabe 2 (5 Punkte)

Zeigen Sie durch einen Resolutionsbeweis:

(a) $A \to (B \to C) \vDash B \to (A \to C)$ (2 Punkte)

(b) $\vDash (A \to (B \to C)) \to ((A \to B) \to (A \to C))$ (3 Punkte)

Aufgabe 3 (10 Punkte)

$\mathcal{R}_A(S_1, S_2)$ sei die *Resolvente der Klauseln S_1 und S_2 bezüglich A*, falls eine solche existiert; andernfalls sei $\mathcal{R}_A(S_1, S_2)$ nicht definiert.

Durch $\mathcal{R}_A(\Gamma) := \{\mathcal{R}_A(S_1, S_2) \mid S_1, S_2 \in \Gamma\}$ sei die *Menge aller möglichen Resolutionsresultate bezüglich A* definiert.

Sei Γ_A die Menge aller Klauseln in Γ, in denen A vorkommt.
Es sei $Res_A(\Gamma) := (\Gamma \setminus \Gamma_A) \cup \mathcal{R}_A(\Gamma_A)$.

Betrachte nun folgendes Verfahren, wobei die Klauselmenge Γ genau die Atome $A_1, \ldots, A_n$ enthalte:
Für i von 1 bis n:

(1) Eliminiere tautologische Klauseln aus Γ. Die resultierende Klauselmenge sei Γ'.

(2) Bilde $Res_{A_i}(\Gamma')$.

(3) Setze $\Gamma := Res_{A_i}(\Gamma')$.

Beweisen Sie: Das Verfahren liefert die Klauselmenge $\{\Box\}$ genau dann, wenn es eine Resolutionswiderlegung für Γ gibt.