

# Theoretische Grundlagen der Informatik 3: Hausaufgabenabgabe 4

Tutorium: Sebastian , Mi 14.00 - 16.00 Uhr

Tom Nick - 340528  
Maximilian Bachl - 341455  
Marius Liwotto - 341051

## Aufgabe 1

## Aufgabe 2

- (i) Damit eine Klauselmeng e nicht erfüllbar ist, muss eine Resolutionswiderlegung geben, d.h. man muss aus der Klauselmeng e die leere Klausel herleiten können.  
Die leere Klausel lässt sich wiederum nur herleiten, wenn 2 Klauseln der Form  $\{V\} \{ \neg V \}$  aus der Klauselmeng e hergeleitet werden können, d.h., dass es möglich sein muss eine pos. Klausel herzuleiten.

Ich werde nun beweisen, dass es nicht möglich ist eine positive Klausel herzuleiten, wenn man eine Klauselmeng e gegeben hat, die keine positiven Klauseln enthält.

$\mathcal{C}$  ist eine Klauselmeng e ohne positive Klauseln.

Fall 1: Es können keine Resolventen gebildet werden  
Hier ist nichts zu beweisen.

Fall 2: Es können Resolventen gebildet werden  
Es existieren 2 Klauseln  $C_1, C_2 \in \mathcal{C}$  mit  $C_1 = \{X_1, \dots, X_n\}, C_2 = \{\neg X_1, \dots, \neg X_m\}$ , sodass:

$$R := C_1 \setminus \{X_1\} \cup C_2 \setminus \{\neg X_1\}$$

$$\mathcal{C} \stackrel{res(C_1, C_2)}{=} \mathcal{C} \cup \{R\}$$

Es gilt wegen  $\mathcal{C}$  enthält keine pos. Klauseln:

$(\exists i \in [1, n]. \neg X_i \in C_1) \Rightarrow \neg X_i \in R \Rightarrow R$  ist keine pos. Klausel

$\Rightarrow$  es können keine pos. Klauseln durch das Resolvieren der Klauseln aus  $\mathcal{C}$  entstehen

$\Rightarrow$  es nicht möglich eine pos. Klausel aus  $\mathcal{C}$  herzuleiten

Da es notwendig ist eine positive Klausel herzuleiten, damit die leere Klausel hergeleitet werden kann, folgt, dass es keine Resolutionswiderlegung für eine Klauselmeng e ohne pos. Klauseln gibt.

Daraus folgt, wegen dem Resolutionskalkül, dass jede Klauselmeng e ohne pos. Klauseln erfüllbar ist.

$$\begin{aligned} \text{(ii)} \quad & \{\{\neg Z, Y\}, \{V, Y, Z\}, \{\neg X, V\}, \{\neg V, Y\}, \{\neg Y\}\} \stackrel{res(\{\neg Z, Y\}, \{V, Y, Z\})}{=} \mathcal{C} \cup \{\{Y, V\}\} \stackrel{res(\{\neg V, Y\}, \{V, Y, Z\})}{=} \\ & \mathcal{C} \cup \{\{Y, V\}\} \cup \{\{Y, Z\}\} \stackrel{res(\{\neg Z, Y\}, \{Y, Z\})}{=} \mathcal{C} \cup \{\{Y, V\}\} \cup \{\{Y, Z\}\} \cup \{\{Y\}\} \stackrel{res(\{\neg Y\}, \{Y\})}{=} \mathcal{C} \cup \{\{Y, V\}\} \cup \\ & \{\{Y, Z\}\} \cup \{\{Y\}\} \cup \{\emptyset\} \end{aligned}$$

Aus dem Resolutionskalkül folgt, dass  $\mathcal{C}$  nicht erfüllbar ist, da es die leere Klausel enthält.

- (iii) Die P-Resolution muss korrekt sein, da alle von der P-Resolution gebildeten Resolventen auch mit der normalen Resolution gebildet werden können.  
Wenn also die leere Klausel mit der P-Resolution gebildet werden kann, dann kann man mit der normalen Resolution ebenfalls die leere Klausel herleiten.  
Aus der VL wissen wir, dass wenn man mit der Resolution die leere Klausel herleiten kann, so ist die Klauselmeng e unerfüllbar.  
Daraus folgt unweigerlich, dass die Herleitung der leeren Klausel mit der P-Resolution, bedeutet, dass die Klauselmeng e unerfüllbar ist.

## Aufgabe 3

Rückrichtung:

Den Kanten  $\{u, v\} \in E$  werden die Variablen  $X_{u,v,col}$  und  $col \in [0, 3]$  zugeordnet.

$$\text{proper-colour} = \left\{ \bigvee_{col \in [0,3]} (X_{u,v,col} \wedge \bigwedge_{col \in [0,3] \setminus \{col\}} \neg X_{u,v,col}) \mid u, v \in V \right\}$$

Die Funktion proper-colour stellt sicher, dass jeder Kante nur eine Farbe zugewiesen wird.

different-colour =

$$\{X_{u,v,col} \wedge \neg X_{u',v',col} \mid \{u, v\} \cap \{u', v'\} \neq \emptyset \wedge \{u, v\} \neq \{u', v'\} \wedge c(\{u, v\}) = col \wedge \{u, v\}, \{u', v'\} \in E\}$$

$$\Phi = \text{proper-colour} \cup \text{different-colour}$$

Sei  $\Phi_0 \subset \Phi$  endlich.

$$E' = \{\{u, v\} \in E \mid \text{es existiert ein } col \in [0, 3], \text{ sodass } X_{u,v,col} \in \text{var}(\Phi_0)\}$$

Der von  $E'$  induzierte Untergraph ist endlich, da  $\text{var}(\Phi_0)$  endlich ist.

Daraus folgt nach Annahme, dass der Untergraph 4-kantenfärbbar ist.

Sei  $f: E' \rightarrow [0, 3]$  eine 4-Kantenfärbung von  $G' \upharpoonright_{E'}$

Sei  $\beta$  wie folgt definiert:

$$\beta(X_{u,v,f(\{u,v\})}) = 1, \beta(X_{u,v,col}) = 0 \text{ mit } f(\{u, v\}) \neq col$$

Somit erfüllt  $\beta \models \Phi_0$ .

Nach dem Kompaktheitssatz gilt nun, dass  $\Phi$  ebenfalls erfüllbar ist, da alle endlichen Teilmengen  $\Phi_0$  erfüllbar sind.

Daraus folgt auch, dass  $G$  4-kantenfärbbar ist, wenn es alle endlichen Untergraphen sind.

### Hinrichtung:

Die Hinrichtung ist trivial.