TECHNISCHE UNIVERSITÄT DRESDEN

FORMALE SYSTEME

ÜBUNG 13

Eric Kunze

eric.kunze@tu-dresden.de

TU Dresden, 28. Januar 2022

letzte Änderung:
01.02.2022, 11:40

ÜBUNGSBLATT 13

Aufgabe 1

Resolution

Aufgabe 2

k-Färbbarkeit

Aufgabe 3

Aussagenlogik nur mit $\rightarrow$?

Aufgabe 4

Polynomielle Abschlüsse

Aufgabe 5

Komplexität co-endlicher Sprachen

Aufgabe 1
Resolution

KLAUSELFORM & RESOLUTION

- Eine Klausel $L_1 \vee \ldots \vee L_n$ wir dargestellt als Menge $\{L_1, \ldots, L_n\}$
- Eine Konjunktion von Klauseln $K_1 \wedge \ldots \wedge K_\ell$ wird dargestellt als Menge $\{K_1, \ldots, K_\ell\}$

Eine Menge von Mengen von Literalen unter dieser Interpretation heißt Klauselform.

KLAUSELFORM & RESOLUTION

- Eine Klausel $L_1 \vee \ldots \vee L_n$ wir dargestellt als Menge $\{L_1, \ldots, L_n\}$
- Eine Konjunktion von Klauseln $K_1 \wedge \ldots \wedge K_\ell$ wird dargestellt als Menge $\{K_1, \ldots, K_\ell\}$

Eine Menge von Mengen von Literalen unter dieser Interpretation heißt Klauselform.

Gegeben seien zwei Klauseln K_1 und K_2 für die es ein Atom $p \in \mathbf{P}$ gibt mit $p \in K_1$ und $\neg p \in K_2$.
Die Resolvente von K_1 und K_2 bezüglich p ist die Klausel

$$(K_1 \setminus \{p\}) \cup (K_2 \setminus \{\neg p\})$$

Eine Klausel R ist eine Resolvente einer Klauselmenge $\mathcal{K}$ wenn R Resolvente zweier Klauseln $K_1, K_2 \in \mathcal{K}$ ist.

BEDEUTUNG VON RESOLUTIONSSCHRITTEN

Wir betrachten Klauseln $\{L_1, \ldots, L_n, p\}$ und $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\}$:

BEDEUTUNG VON RESOLUTIONSSCHRITTEN

Wir betrachten Klauseln $\{L_1, \ldots, L_n, p\}$ und $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\}$:

- $\{L_1, \ldots, L_n, p\} \equiv (L_1 \vee \ldots \vee L_n \vee p) \equiv (\neg L_1 \wedge \ldots \wedge \neg L_n) \to p$

BEDEUTUNG VON RESOLUTIONSSCHRITTEN

Wir betrachten Klauseln $\{L_1, \dots, L_n, p\}$ und $\{\neg p, M_1, \dots, M_\ell\}$:

- $\{L_1, \dots, L_n, p\} \equiv (L_1 \vee \dots \vee L_n \vee p) \equiv (\neg L_1 \wedge \dots \wedge \neg L_n) \to p$
- $\{\neg p, M_1, \dots, M_\ell\} \equiv (\neg p \vee M_1 \vee \dots \vee M_\ell) \equiv p \to (M_1 \vee \dots \vee M_\ell)$

BEDEUTUNG VON RESOLUTIONSSCHRITTEN

Wir betrachten Klauseln $\{L_1, \ldots, L_n, p\}$ und $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\}$:

- $\{L_1, \ldots, L_n, p\} \equiv (L_1 \vee \ldots \vee L_n \vee p) \equiv (\neg L_1 \wedge \ldots \wedge \neg L_n) \to p$
- $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\} \equiv (\neg p \vee M_1 \vee \ldots \vee M_\ell) \equiv p \to (M_1 \vee \ldots \vee M_\ell)$

Daraus folgt unmittelbar $(\neg L_1 \wedge \ldots \wedge \neg L_n) \to (M_1 \vee \ldots \vee M_\ell)$
$\leadsto$ dies entspricht der Klausel $\{L_1, \ldots, L_n, M_1, \ldots, M_\ell\}$

BEDEUTUNG VON RESOLUTIONSSCHRITTEN

Wir betrachten Klauseln $\{L_1, \ldots, L_n, p\}$ und $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\}$:

- $\{L_1, \ldots, L_n, p\} \equiv (L_1 \vee \ldots \vee L_n \vee p) \equiv (\neg L_1 \wedge \ldots \wedge \neg L_n) \rightarrow p$
- $\{\neg p, M_1, \ldots, M_\ell\} \equiv (\neg p \vee M_1 \vee \ldots \vee M_\ell) \equiv p \rightarrow (M_1 \vee \ldots \vee M_\ell)$

Daraus folgt unmittelbar $(\neg L_1 \wedge \ldots \wedge \neg L_n) \rightarrow (M_1 \vee \ldots \vee M_\ell)$
$\rightsquigarrow$ dies entspricht der Klausel $\{L_1, \ldots, L_n, M_1, \ldots, M_\ell\}$

Satz: Wenn R Resolvente der Klauseln K_1 und K_2 ist, dann gilt $\{K_1, K_2\} \models R$.

- Die leere Klausel ist eine Disjunktionen von 0 Literalen, also gerade $\perp$ (neutrales Element von $\vee$)
- $\perp$ in einer Konjunktion macht die gesamte Formel falsch (unerfüllbar).
- Lässt sich $\perp$ ableiten, so ist die Formel unerfüllbar.

DAS RESOLUTIONSKALKÜL

Resolution

Gegeben: Formel $\mathcal{F}$ in Klauselform
Gesucht: Ist $\mathcal{F}$ erfüllbar oder unerfüllbar?

(1) Finde ein Klauselpaar $K_1, K_2 \in \mathcal{F}$ mit Resolvente $R \notin \mathcal{F}$

(2) Setze $\mathcal{F} := \mathcal{F} \cup \{R\}$

(3) Wiederhole Schritt (1) und (2) bis keine neuen Resolventen gefunden werden können

(4) Falls $\perp \in \mathcal{F}$, dann gib „unerfüllbar“ aus;
andernfalls gib „erfüllbar“ aus

DAS RESOLUTIONSKALKÜL

Resolution
Gegeben: Formel $\mathcal{F}$ in Klauselform
Gesucht: Ist $\mathcal{F}$ erfüllbar oder unerfüllbar?

(1) Finde ein Klauselpaar $K_1, K_2 \in \mathcal{F}$ mit Resolvente $R \notin \mathcal{F}$

(2) Setze $\mathcal{F} := \mathcal{F} \cup \{R\}$

(3) Wiederhole Schritt (1) und (2) bis keine neuen Resolventen gefunden werden können

(4) Falls $\perp \in \mathcal{F}$, dann gib „unerfüllbar“ aus;
andernfalls gib „erfüllbar“ aus

Beobachtung: Unerfüllbarkeit steht fest, sobald $\perp$ abgeleitet wurde
$\rightsquigarrow$ dann kann man das Verfahren frühzeitig abbrechen

Erfüllbarkeit kann dagegen erst erkannt werden, wenn alle Resolventen erschöpfend gebildet worden sind

AUFGABE 1

Prüfen Sie mittels Resolution die folgenden Formeln jeweils auf Erfüllbarkeit:

a) $a \land \Big((c \land b) \land \big((\neg c \lor \neg b) \lor (a \land (c \land b))\big)\Big)$

b) $$\begin{aligned} &(\neg a \lor \neg b) \land (a \lor b) \land (\neg a \lor c) \land (a \lor \neg c) \\ \land\ &(b \lor \neg d) \land (\neg b \lor d) \land (\neg c \lor d) \land (c \lor \neg d) \end{aligned}$$

Aufgabe 2

k-Färbbarkeit

AUFGABE 2

Eine k-Färbung für einen endlichen Graphen G ist eine Zuordnung der Knoten von G zu Werten („Farben“) in $\{ 1, \ldots, k \}$, so dass Knoten, die in G durch eine Kante verbunden sind, nicht denselben Wert zugeordnet bekommen.

Geben Sie für einen endlichen Graphen $G = (V, E)$ mit n Knoten und einen Wert k eine aussagenlogische Formel $\varphi_{G,k}$ an, so dass $\varphi_{G,k}$ genau dann erfüllbar ist, wenn es eine k-Färbung von G gibt.

Lösung

Wir bezeichnen die Menge aller Farben mit $C_k = \{1, \ldots, k\}$. Wir verwenden die aussagenlogischen Variablen $p_{v,c}$ für $v \in V$ und $c \in C_k$ um auszudrücken, dass der Knoten v mit der Farbe c gefärbt wird.

- Jeder Knoten hat mindestens eine Farbe:

$$\varphi_{\geq 1} := \bigwedge_{v \in V} \bigvee_{c \in C_k} p_{v,c}$$

- Jeder Knoten hat höchstens eine Farbe:

$$\varphi_{\leq 1} := \bigwedge_{v \in V} \bigwedge_{\substack{c_1, c_2 \in C_k \\ c_1 \neq c_2}} \neg\left(p_{v,c_1} \wedge p_{v,c_2}\right)$$

- Benachbarte Knoten haben unterschiedliche Farben

$$\varphi_{\neq} := \bigwedge_{\substack{v_1, v_2 \in V \\ (v_1, v_2) \in E}} \bigwedge_{c \in C_k} \neg\left(p_{v_1,c} \wedge p_{v_2,c}\right)$$

Die Formel $\varphi_{G,k}$ ergibt sich dann als

$$\varphi_{G,k} := \varphi_{\geq 1} \wedge \varphi_{\leq 1} \wedge \varphi_{\neq}.$$

Aufgabe 3

Aussagenlogik nur mit $\to$?

AUFGABE 3

a) Es sei φ eine Formel, die ausschließlich den Junktor $\rightarrow$ verwendet. Zeigen Sie: Wenn $w(p_i) = 1$ für alle $p_i \in \mathrm{Var}(\varphi)$ ist, dann ist auch $w(\varphi) = 1$.

b) Es sei φ eine allgemeine aussagenlogische Formel. Beweisen oder widerlegen Sie: φ ist äquivalent zu einer Formel, die ausschließlich den Junktor $\rightarrow$ verwendet.

(a) Induktion über den Aufbau von Formeln.

(IA) Sei $\varphi = p \in \mathbf{P}$ ein Atom. Dann gilt $w(p) = 1 \implies w(\varphi) = 1$.

(IV) Seien φ_1, φ_2 Formeln, die nur den Junktor $\rightarrow$ verwenden und Folgendes erfüllen: Gilt $w(p_1) = 1$ für alle $p_1 \in \mathrm{Var}(\varphi_1)$, dann gilt $w(\varphi_1) = 1$; sowie gilt $w(p_2) = 1$ für alle $p_2 \in \mathrm{Var}(\varphi_2)$, dann gilt $w(\varphi_2) = 1$.

(IS) Sei $\varphi := (\varphi_1 \rightarrow \varphi_2)$. Es gilt $\mathrm{Var}(\varphi) = \mathrm{Var}(\varphi_1) \cup \mathrm{Var}(\varphi_2)$. Ist $w(p) = 1$ für alle $p \in \mathrm{Var}(\varphi)$, so auch $w(p) = 1$ für alle $p \in \mathrm{Var}(\varphi_1)$ und $w(p) = 1$ für alle $p \in \mathrm{Var}(\varphi_2)$. Per Induktionsvoraussetzung gilt dann auch $w(\varphi_1) = 1$ und $w(\varphi_2) = 1$; und somit schließlich $w(\varphi) = w(\varphi_1 \rightarrow \varphi_2) = 1$.

(b) Die Aussage ist falsch. Sei $p \in \mathbf{P}$ ein Atom mit $w(p) = 1$. Dann gibt es keine zu $\neg p$ äquivalente Formel mit nur dem Junktor $\rightarrow$.

Achtung: auch die „Abkürzungen“ $\top$ und $\bot$ dürfen nicht verwendet werden, d.h. $p \rightarrow \bot$ ist keine Formel, die nur den Junktor $\rightarrow$ verwendet.

Aufgabe 4

Polynomielle Abschlüsse

AUFGABE 4

Seien Σ ein Alphabet und $L, L_1, L_2 \subseteq \Sigma^*$ Sprachen mit $L, L_1, L_2 \in \mathbf{P}$.

Zeigen Sie:

a) $L_1 \cup L_2, L_1 \circ L_2$ und $\bar{L}$ sind in polynomieller Zeit entscheidbar.

b) $L^R = \{w^R : w \in L\}$ ist in polynomieller Zeit entscheidbar, wobei für $w = a_1 \dots a_n \in \Sigma^*$ das Rückwärtswort w^R definiert ist durch

$$w^R = a_n a_{n-1} \dots a_1$$

(und $\varepsilon^R = \varepsilon$, $a^R = a$ für $a \in \Sigma$).

Lösung

(a) Seien $\mathcal{M}$, $\mathcal{M}_1$ und $\mathcal{M}_2$ polynomiell zeitbeschränkte Turingmaschinen.

$\overline{L}$: Die folgende Turingmaschine $\overline{\mathcal{M}}$ entscheidet $\overline{L}$:

Eingabe w

Simuliere $\mathcal{M}$ auf w.

falls $\mathcal{M}$ akzeptiert: verwerfe

falls $\mathcal{M}$ verwirft: akzeptiere

Da $\mathcal{M}$ in polynomieller Zeit entscheidet, entscheidet auch $\overline{\mathcal{M}}$ in polynomieller Zeit. Es gilt also $\overline{L} \in \mathbf{P}$.

$L_1 \cup L_2$: Die folgende Turingmaschine $\mathcal{M}_\cup$ entscheidet $L_1 \cup L_2$:

Eingabe w

Simuliere $\mathcal{M}_1$ auf w.

falls $\mathcal{M}_1$ akzeptiert: akzeptiere

falls $\mathcal{M}_1$ verwirft:

Simuliere $\mathcal{M}_2$ auf w.

falls $\mathcal{M}_2$ akzeptiert: akzeptiere

falls $\mathcal{M}_2$ verwirft: verwerfe

Sowohl $\mathcal{M}_1$ als auch $\mathcal{M}_2$ entscheiden ihren Teil in polynomieller Zeit und „polynomiell + polynomiell = polynomiell“, d.h. auch $\mathcal{M}_\cup$ entscheidet in polynomieller Zeit. Somit gilt $L_1 \cup L_2 \in \mathbf{P}$.

Lösung

(a) Seien weiterhin $\mathcal{M}$, $\mathcal{M}_1$ und $\mathcal{M}_2$ polynomiell zeitbeschränkte Turingmaschinen.

$L_1 \circ L_2$: Die folgende Turingmaschine $\mathcal{M}_\circ$ entscheidet $L_1 \circ L_2$:

Eingabe $w = a_1 \dots a_n$
Für alle $1 \leq k \leq n$*:*
  Simuliere $\mathcal{M}_1$ *auf* $a_1 \dots a_k$.
    falls $\mathcal{M}_1$ *verwirft: wähle nächstes* k
    falls $\mathcal{M}_1$ *akzeptiert:*
      Simuliere $\mathcal{M}_2$ *auf* $a_{k+1} \dots a_n$.
        falls $\mathcal{M}_2$ *akzeptiert: akzeptiere*
        falls $\mathcal{M}_2$ *verwirft: wähle nächstes* k

Sowohl $\mathcal{M}_1$ als auch $\mathcal{M}_2$ entscheiden ihren Teil in polynomieller Zeit. Die äußere Schleife wird maximal n mal durchlaufen, d.h. der Aufwand lässt sich salopp mit

$$n \cdot (\text{polynomiell} + \text{polynomiell}) = \text{polynomiell}$$

angeben. Daher ist $L_1 \circ L_2 \in \mathbf{P}$.

(b) *Eingabe:* $w \in \Sigma^*$.
Transformiere w *zu* w^R.
Simuliere $\mathcal{M}$ *auf* w^R.
falls $\mathcal{M}$ *akzeptiert: akzeptiere*
falls $\mathcal{M}$ *verwirft: verwerfe*
Die Simulation von $\mathcal{M}$ ist polynomiell nach Voraussetzung und die Transformation von w zu w^R ist offensichtlich auch polynomiell.
Somit ist $L^R \in \mathbf{P}$.

Aufgabe 5
Komplexität co-endlicher Sprachen

AUFGABE 5

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist *co-endlich* genau dann, wenn $\overline{L}$ (also $\Sigma^* \setminus L$) endlich ist.

Beweisen oder widerlegen Sie:

a) Jede co-endliche Sprache ist in $\mathrm{DTIME}(n)$.
b) Jede co-endliche Sprache ist in $\mathrm{DTIME}(1)$.

Lösung

(a) Die Aussage gilt. Jede endliche Sprache ist regulär und reguläre Sprachen sind unter Komplement abgeschlossen. Daher ist jede co-endliche Sprache regulär.

Da das Wortproblem für reguläre Sprachen in linearer Zeit entscheidbar ist, ist jede co-endliche Sprache in DTIME(n).

(b) Auch diese Aussage gilt. Sei $L \subseteq \Sigma^*$ co-endlich. Dann ist per Definition $\overline{L}$ endlich.

- ▷ Ist $\overline{L} = \emptyset$, so ist $L = \Sigma^*$ und damit offensichtlich in konstanter Zeit entscheidbar (akzeptiere alle Eingaben).
- ▷ Ist $\overline{L} \neq \emptyset$, so existiert (da $\overline{L}$ endlich ist) ein längstes Wort $w_{\max}$ mit $|w_{\max}| = m$. Somit muss jede Turingmaschine $\mathcal{M}$ höchstens m Zeichen der Eingabe lesen (unabhängig von der Eingabe) und kann dann sofort $w \in \overline{L}$ und damit $w \in L$ entscheiden. Damit gilt nun: die Anzahl der Schritte von $\mathcal{M}$ bei Eingabe $w \in \Sigma^*$ sind durch $f : \mathbb{N} \to \mathbb{R}$ mit $f(n) = c_m$ charakterisiert, wobei $c_m \in \mathbb{R}$ eine positive Konstante ist, die nur von m abhängt. Für dieses f gilt $f \in \mathcal{O}(1)$, da $f(n) \leq c_m \cdot 1$ für alle $n \geq 0$ gilt. Damit folgt $L \in \text{DTIME}(1)$.