

Philipps



Universität
Marburg

inoffizielles Vorlesungsskript zur Vorlesung „Logik“, WS 2013/2014

gehalten von Prof. Volkmar Welker

19. Oktober 2013

Die offizielle Vorlesungsseite:

http://www.mathematik.uni-marburg.de/~welker/logik_ws2013.html

Fehler und Verbesserungsvorschläge bitte melden an:

beckers4@mathematik.uni-marburg.de

empfohlenes Buch zur Vorlesung:

„Schöning, Logik für Informatiker“

Inhaltsverzeichnis

1	Aussagenlogik
---	---------------

3

1 Aussagenlogik

Vorlesung vom 14.10.2013

Logische Systeme haben immer zwei Teile:

- Syntax (Formeln)
- Semantik (Wahrheitswerte der Formeln)

Def.: (Syntax der Aussagenlogik)

- Menge $A = \{A_1, A_2, \dots\}$ von atomaren Formeln
- Wir definieren induktiv die Menge der Formeln der Aussagenlogik
 - jede atomare Formel ist Formel
 - sind G und H Formel, so auch $(G \wedge H)$ „ G und H “ $(G \vee H)$ „ G oder H “ $\neg G$ „nicht G “

Bem.: Die Menge der Formeln der Aussagenlogik ist Sprache (= Menge von Wörtern) über Alphabet $A \cup \{\wedge, \vee, \neg, (,)\}$

Bsp.:

- $((A_{17} \vee A_2) \wedge \neg(A_3 \wedge A_4))$
Formel der Aussagenlogik
- reine syntaktische Objekte
 $\neg\neg A \neq A$

Bew.: Sei G eine Formel der Aussagenlogik

$T(G)$ die Menge der Teilformeln von G induktiv definiert als

$T(G) = \{G\}$ falls G atomare Formel

$T(G) = T(G_1) \cup T(G_2) \cup \{G\}$

falls $G = (G_1 \vee G_2)$ oder $G = (G_1 \wedge G_2)$

$T(G) = T(G_1) \cup \{G\}$

Bsp.: $G = ((A_{17} \wedge A_2) \vee \neg(A_3 \wedge A_4))$

$T(G) = T((A_{17} \vee A_2)) \cup T(\neg(A_3 \wedge A_4)) \cup \{G\}$

$= \{A_{17}, A_2, (A_{17} \vee A_2)\} \cup T((A_3 \wedge A_4)) \cup \{\neg(A_3 \wedge A_4)\} \cup \{G\}$

$= \{A_{17}, A_2, (A_{17} \vee A_2), A_3, A_4, (A_3 \wedge A_4), \neg(A_3 \wedge A_4), ((A_{17} \vee A_2) \wedge \neg(A_3 \wedge A_4))\}$

Bem.: $T(G)$ ist die Menge der Formeln, die bei der induktiven Konstruktion von G auftauchen.

Sprechweisen:

Für $(G \wedge H)$ sagt man auch „Konjunktion von G und H “

Für $(G \vee H)$ sagt man auch „Disjunktion von G und H “

Für $\neg G$ sagt man auch „Negation von G “.

Abkürzende Schreibweisen:

G, H Formeln der Aussagenlogik

$(G \rightarrow H)$ aus G folgt H , für $(\neg G \wedge H)$; G impliziert H ; Implikation

$(G \leftrightarrow H)$ G äquivalent zu H , für $(G \rightarrow H) \wedge (H \rightarrow G)$; Äquivalenz

$(\bigvee_{i=1}^n G_i)$ für $(\dots (G_1 \vee G_2) \vee G_3) \dots \vee G_n$ mit G_1, \dots, G_n Formeln

$(\bigwedge_{i=1}^n G_i)$ für $(\dots (G_1 \wedge G_2) \wedge G_3) \dots \wedge G_n$ mit G_1, \dots, G_n Formeln

Def.: (Semantik der Aussagenlogik)

- Sei $\emptyset \neq A' \subseteq A$ eine Teilmenge der atomaren Formeln
- Eine Abbildung $f : A' \rightarrow \{W, F\}$ (wahr, falsch) heißt Interpretation von A'
- Eine Formel G heißt Formel über A' falls $T(G) \cap A \subseteq A'$
- eine Interpretation $f : A \rightarrow \{W, F\}$ heißt passend zu Formel G , falls G Formel über A' ist.
- Sei $f : A' \rightarrow \{W, F\}$ eine zur Formel G passende Interpretation. Dann definieren wir $f(G)$ induktiv.

$$f(G) = f((G_1 \wedge G_2)) = \begin{cases} W & \text{falls } f(G_1) = f(G_2) = W \\ F & \text{sonst} \end{cases}$$

$$f(G) = f((G_1 \vee G_2)) = \begin{cases} W & \text{sonst} \\ F & \text{falls } f(G_1) = f(G_2) = F \end{cases}$$

$$f(G) = f(\neg G_1) = \begin{cases} W & \text{falls } f(G_1) = F \\ F & \text{falls } f(G_1) = W \end{cases}$$

für $G = \neg G_1$

Bsp.: Semantik der abkürzenden Schreibweisen

G	H	$(G \rightarrow H)$	$(G \leftrightarrow H)$
F	F	W	W
F	W	W	F
W	F	F	F
W	W	W	W

Lemma.: 1.1 Sei A' eine Menge von n atomaren Formeln. Dann gibt es 2^n Interpretationen von A'

Bew.: Für jede atomare Formel mit A' gibt es 2 Möglichkeiten für das Bild unter f
 \rightarrow Die atomaren Formeln A' können unabhängig voneinander interpretiert werden
 $\Rightarrow \# \text{ Interpretationen} = \underbrace{2 \cdot 2 \cdot 2}_n = 2^n \quad \square$

Def.: Sei G eine Formel über $A' = \{A_1, \dots, A_n\}$

seien f_1, \dots, f_{2^n} die 2^n Interpretationen von A'

Dann heißt das Schema

A_1	\dots	A_n	G
$f_1(A_1)$	\dots	$f_1(A_n)$	$f_1(G)$
\dots			
$f_{2^n}(A_1)$	\dots	$f_{2^n}(A_n)$	$f_{2^n}(G)$

Wahrheitstabelle von G

Bsp.: $(A_1 \vee (A_2 \wedge \neg A_3))$

A_1	A_2	A_3	$(A_1 \vee (A_2 \wedge \neg A_3))$
F	F	F	F
F	F	W	F
F	W	F	W
W	F	F	W
F	W	W	F
W	F	W	W
W	W	F	W
W	W	W	W

Def.: Sei $F_{A'}$ die Menge aller Formeln über A'

Für $G, H \in F_{A'}$ sagen wir G ist semantisch äquivalent zu H , falls $f(G) = f(H)$ für alle Interpretationen $f : A' \rightarrow \{W, F\}$

Wir schreiben $G \equiv H$

Vorlesung vom 17.10.2013

Def.: Sei F_n die Menge aller Formeln über $\{A_1, \dots, A_n\}$ eine Teilmenge $K \subseteq F_n$ heißt semantische Klasse, falls $G \equiv H$ für $G, H \in K$ und $G \not\equiv H$ für $G \in K \quad H \in F_n \setminus K$

Bsp.: $F_1 = \{A_1, \neg A_1, A_1 \vee A_1, A_1 \wedge A_1, \dots\}$

A_1	A_1	A_1	$\neg A_1$	A_1	$A_1 \vee A_1$	A_1	$A_1 \vee \neg A_1$	A_1	A
F	F	F	W	F	F	F	W	F	F
W	W	W	F	W	W	W	F	W	F

$A_1 \equiv A_1 \vee A_1$

Das sind alle Wahrheitstabellen, die bei einer atomaren Formel möglich sind.

Die semantischen Klassen sind:

$$K_1 = \{G \in F_1 \mid G \equiv A_1\}$$

$$K_2 = \{G \in F_1 \mid G \equiv \neg A_1\}$$

$$K_3 = \{G \in F_1 \mid G \equiv A_1 \vee \neg A_1\}$$

$$K_4 = \{G \in F_1 \mid G \equiv A_1 \wedge \neg A_1\}$$

Bem.: „ \equiv “ ist Äquivalenzrelation auf F_n und die semantischen Klassen sind die Äquivalenzklasse bzgl „ \equiv “

Bem.:

- Die Elemente einer semantischen Klasse sind alle Formeln mit der gleichen Wahrheitstabellen
- Jede semantische Klasse enthält unendlich viele Formeln
($G \equiv \neg\neg G \equiv \neg\neg\neg\neg G \equiv \dots$)

Def.:

- Eine Formel G heißt gültig oder Tautologie, falls $f(G) = W$ für jede Interpretation f
- Eine Formel G heißt erfüllbar, falls es eine Interpretation f gibt mit $f(G) = W$
- Eine Formel G heißt nicht erfüllbar, unerfüllbar oder Antilogie, falls $f(G) = F$ für alle Interpretation f

Bsp.:
$$\left. \begin{array}{l} A_1 \vee A_1 \text{ gültig} \\ A_1 \\ \neg A_1 \end{array} \right\} \text{erfüllbar}$$

 $A_1 \wedge \neg A_1$ unerfüllbar

Ein zentrales Ziel der Vorlesung wird es sein Algorithmen zu entwickeln, die zur Gegebenen Formel G entscheiden, da diese erfüllbar ist.

Bem.:

- G gültig $\Rightarrow G$ ist er erfüllbar
- G ist unerfüllbar $\Leftrightarrow \neg G$ gültig
- G, H gültig $\Rightarrow G \equiv H$
- G, H nicht erfüllbar $\Rightarrow G \equiv H$

Wir untersuchen nun Ausdruckskraft der Aussagenlogik:

Gegeben eine Wahrheitstabelle

z. B.

A_1	A_2	A_3	?
F	F	F	W
F	F	W	F
F	W	F	F
W	F	F	W
F	W	W	F
W	F	W	F
W	W	F	W
W	W	W	F

Gibt es Formel G mit dieser Wahrheitstabelle?

Lemma.: 1.2 Über eine Menge von n atomaren Formeln gibt es 2^{2^n} semantische Klassen. Insbesondere gibt es zu jeder Wahrheitstabelle eine Formel mit dieser Wahrheitstabelle.

Bew.: → Zeige: Es gibt 2^{2^n} Wahrheitstabellen über n atomare Formeln. Die 2^n Interpretationen (Lemma 1.1) legen die Wahrheitstabelle bis auf die letzte Spalte fest. Für jede Zeile gibt es zwei Möglichkeiten für den Eintrag in die letzte Spalte

$$2 \cdot 2 \cdot \dots \cdot 2 = 2^{2^n} \text{ Möglichkeiten}$$

→ Zeige: Zu jeder Wahrheitstabelle gibt es Formel mit dieser Wahrheitstabelle

Konstruktion

A_1		A_n	
$f_1 F$		F	W_1
\dots			\dots
$f_n W$	\dots	W	W_{2^n}

$$W_1, \dots, W_{2^n} \in \{W, F\}$$

Seien i_1, \dots, i_l die Indizes mit $W_{i_j} = W$ für $1 \leq j \leq l$

$$G_k = \bigwedge_{m=1}^n H_{k,m}, H_{k,m} = \begin{cases} A_m & \text{falls } f_{i_k}(A_m) = W \\ \neg A_m & \text{falls } f_{i_k}(A_m) = F \end{cases}$$

$$\text{Setz } G = \bigvee_{k=1}^l G_k$$

Sei f Interpretation

$$G(G_k) = W \Leftrightarrow f(H_{2,m}) = W \text{ fr } m = 1, \dots, m$$

$$\Leftrightarrow f(f_m) = W \text{ fr } W \text{ mit } f_{i,k}(A_m) = W$$

$$f(\neg A_m) = W \text{ fr } W \text{ mit } f_{i,k}(A_m) = F$$

$$\Leftrightarrow f = f_{i,k}$$

$$f(G) = W \Leftrightarrow \exists k : f(G_k) = W$$

$$\Leftrightarrow \exists k : f = f_{i,k}$$

$\Rightarrow G$ hat die gegebene Wahrheitstabelle

Bsp.:

		A_1	A_2	
\rightarrow	f_1	F	F	W
\rightarrow	f_2	W	F	W
	f_3	F	W	F
	f_4	W	W	F

(suche Zeilen, die hinten W sind)

$$i_1 = 1, i_2 = 2, l = 2$$

$$G_1 = \neg A_1 \wedge \neg A_2$$

$$G_2 = A_1 \wedge \neg A_2$$

$$G = G_1 \vee G_2 = ((\neg A_1 \wedge \neg A_2) \vee (A_1 \wedge \neg A_2))$$