

Logikbasierte Systeme der Wissensverarbeitung

Modallogik

Prof. Dr M. Schmidt-Schauß

SoSe 2018

Stand der Folien: 5. Juli 2018

Modallogik (aussagenlogisch)

Zur Formulierung und Repräsentation von Aussagen,
die über die Aussagenlogik hinausgehen.
Meist „modale“ Einschränkung.

„Bald wird es regnen“

„Möglicherweise ist die Erde eine Kugel“ .

„Ich weiß, dass es niemand gibt, der alles weiß “ .

„Es ist verboten, bei roter Ampel über die Kreuzung zu fahren “

(Es gibt auch modallogische Erweiterungen der Prädikatenlogik.)

Modallogik (aussagenlogisch)

Einfachste Variante:

Aussagenlogik und extra Operatoren auf Formeln:

\diamond, \square

\square	\diamond	
„ \forall “	„ \exists “	
Immer gilt:	Irgendwann gilt:	(temporal)
Es ist notwendigerweise:	Es ist möglich:	(modal)
Es ist geboten:	Es ist erlaubt:	(deontic)

Erweiterungen

- Simultan mehrere (auch parametrisierte) Operatoren
 $\square_A, \square_B, \diamond_C$: A glaubt ..., B glaubt ..., C hält für möglich ...
- Prädikatenlogik mit Modaloperatoren

Logikformalismen: Beispiele und Motivation

philosophische Logik

untersucht u.a. Modallogik und Varianten

Fragestellung der philosophischen Logik:

Welche Repräsentation?

Welche Ableitungsverfahren?

sind richtig?

für welche Zwecke/Fragestellungen?

Z.B. „ wenn es nicht regnet, dann Radfahren möglich.“

Diskrete Zeit

Operatoren: „vorher“, „nachher“, „immer“, „manchmal“ usw.

$\Box F$: F gilt immer in der Zukunft

$\Diamond F$: F gilt irgendwann in der Zukunft.

In dieser Modellierung sollte gelten:

$$\Box\Box F \iff \Box F$$

lineare Zeit: deterministische Prozesse

Dann gilt: $(\Diamond\Box F) \implies (\Box\Diamond F)$

verzweigende Zeit: nicht-deterministische Prozesse:

gilt nicht mehr: $(\Diamond\Box F) \implies (\Box\Diamond F)$

Logik CTL* (computation tree logic):

ist Verallgemeinerung einer Modallogik zu verzweigender Zeit mit Anwendung in Hardwareverifikation.

Spezialisierung: LTL: linear time logic.

Modallogik	CTL
Welten	Welten (Zustände)
Erreichbarkeit (nächste Welt)	Erreichbarkeits-Pfade
	Es gibt keine Endwelt

Logik des Erlaubten und Verbotenen (Normative Logik, Deontic Logic)

$\Box F$: F ist geboten; F muss gelten; bzw. F ist obligatorisch.

$\Diamond F$: F ist erlaubt.

In dieser Logik sollte gelten, dass obligatorisches auch erlaubt sein sollte. D.h.

$$\Box F \implies \Diamond F$$

Logik des Wissens (epistemische Logik)

$\Box F$: F ist bekannt.

$\Diamond F$: F ist glaubhaft.

bekannte Fakten sind richtig: D.h.

$$\Box F \implies F$$

Dieses Axiom ist falsch in einer Zeitlogik mit

\Box = im nächsten Zustand

Glauben an gewisse Fakten.

$\Box F$: F wird geglaubt.

$\Diamond F$: F ist möglich ($\neg F$ wird nicht geglaubt).

Die Axiome dazu:

$\Box(F \implies G) \implies (\Box F \implies \Box G)$ (Axiom K)
 $\Box F \implies \Box \Box F$ positive Introspektion
 $\neg \Box F \implies \Box(\neg \Box F)$ negative Introspektion

Modellierungsmöglichkeit: „nichtmonotone“ Logik

parametrisierte Modaloperatoren in einer Logik des Wissens mit mehreren Akteuren:

$\Box A F$ A weiß, dass F gilt

$\Box A (\neg \Box B F)$ A weiß, dass B nicht weiß, dass F wahr ist.

Extremfall: *dynamische Logik* zur Programmverifikation.

z.B. $\Box P F$: nach (jeder) Ausführung des Programms P gilt, falls das Programm terminiert, die Formel F .

Syntax

Semantik

Folgerungen

Wie Aussagenlogik

Zwei Modal-Operatoren \Box und \Diamond ;

Zur Grammatik kommt hinzu:

$F ::= \Box F \mid \Diamond F$ (auch geschachtelt)

Beispiel $\Box((\Diamond X) \vee Y)$

Achtung: \Box und \Diamond sind nicht wahrheitsfunktional.

D.h. es gibt keine Wahrheitstafel für \Box und \Diamond .

Modallogische Semantik:

benötigt strukturierte Menge von aussagenlogischen Interpretationen.

möglichen Welten	Menge W
Erreichbarkeitsrelation R	binäre Relation auf W
Kripke-Rahmen (Kripke-frame)	Paar (W, R)
Kripke-Struktur	Tripel (W, R, I) für $w \in W$ ist $I(w)$ eine aussagenlogische Interpretation

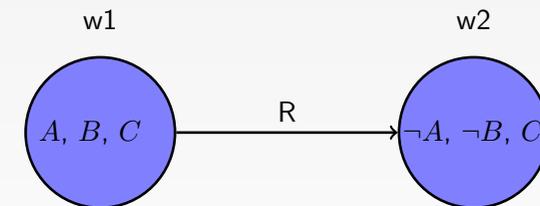
Bei fester Kripkestruktur (W, R, I) :
definiert man \models bzgl dieser Kripkestruktur.
Sei $w \in W$

$w \models 1$	
$w \not\models 0$	
$w \models A$	gdw. $I(w)(A)$ für die Variable A
$w \models F \vee G$	gdw. $w \models F$ oder $w \models G$
$w \models F \wedge G$	gdw. $w \models F$ und $w \models G$
$w \models F \implies G$	gdw. nicht $(w \models F)$ oder $w \models G$
$w \models \neg F$	gdw. nicht $w \models F$
$w \models \Box F$	gdw. $\forall w' : w R w' \implies w' \models F$
$w \models \Diamond F$	gdw. $\exists w' : w R w' \wedge w' \models F$

F gültig in $K = (W, R, I)$, falls für alle $w \in W$: $w \models F$.
Notation: $K \models F$.

F Tautologie, falls für alle $K = (W, R, I)$: $K \models F$.
 F erfüllbar, falls es ein $K = (W, R, I)$ gibt mit: $K \models F$.

F gültig im Kripke-Rahmen (W, R) , falls für alle I gilt: $(W, R, I) \models F$.



Formel	w1	w2
A	1	0
$\Box A$	0	1
$\Diamond A$	0	0
$\Diamond C$	1	0

Formel	w1	w2
$A \implies \Box A$	0	1
$C \implies \Box C$	1	1
$\Box \Box A$	1	1
$\Box 0$	0	1

F ist **semantische Folgerung** (logische Konsequenz) von $\{F_1, \dots, F_n\}$, falls für alle Kripke-Strukturen K gilt:

Wenn $K \models \{F_1, \dots, F_n\}$, dann auch $K \models F$.

Notation: $\{F_1, \dots, F_n\} \models F$.

Beachte: das Kriterium für \models sind Kripkestrukturen, nicht Welten.

Es gibt (inhaltlich) verschiedene Formulierungen:

- $\{F_1, \dots, F_n\} \models F$ ist äquivalent zu $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \implies F$ ist Tautologie.

(Gilt in der aussagenlogischen Modallogik)

- $\{F_1, \dots, F_n\} \vdash F$ ist äquivalent zu $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \implies F$ ist Tautologie.

(Gilt nicht in der aussagenlogischen Modallogik mit Standardherleitung.)

Deduktionstheorem gilt nicht

In der Modallogik gilt das Deduktionstheorem nicht:

Es gilt:

Wenn $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \implies F$ Tautologie,

dann gilt auch $\{F_1, \dots, F_n\} \models F$

Aber Umkehrung ist falsch:

$\diamond X \models \diamond\diamond X$ **gilt immer:**

Sei K Kripkestruktur mit $K \models \diamond X$.

zu $w_1 \text{ ex } w_2$ mit $w_2 \models X$ und zu $w_2 \text{ ex } w_3$ mit $w_3 \models X$

Also: $K \models \diamond\diamond X$

$\diamond X \implies \diamond\diamond X$ **ist keine Tautologie**

Gegenbeispiel K besteht aus genau zwei Welten w_1, w_2 , mit $w_1 R w_2$, aber keine Relation R für w_2 , wobei $w_1 \not\models X$, und $w_2 \models X$.

Dann gilt: $w_1 \models \diamond X$, aber es gibt keine Welt, die von w_1 aus in zwei Schritten erreichbar ist. Also ist $\diamond\diamond X$ falsch in w_1 .

Beispiele für Aussagen

Lemma Wenn F eine Tautologie, dann ist auch $\Box F$ eine Tautologie.

Das entspricht einer oft verwendeten Deduktionsregel: $\frac{F}{\Box F}$

Aber $F \implies \Box F$ ist i.a. keine Tautologie.

- $\Box 0$ bzgl. einer Welt w bedeutet, dass es eine Sackgasse ist:
von w aus ist keine Welt mehr erreichbar, denn in keiner Interpretation ist 0 wahr.
- Wenn $\Box\Box\Box 0$ in einer Welt w wahr ist, dann bedeutet das, dass man von w aus höchstens 2 R -Schritte machen kann.
- $\Box 1$ ist immer eine Tautologie

Alle aussagenlogischen Tautologien gelten und:

$$\begin{aligned} \Box(F \wedge G) &\iff \Box F \wedge \Box G \\ \Diamond(F \vee G) &\iff \Diamond F \vee \Diamond G \\ \neg(\Box F) &\iff \Diamond(\neg F) \\ \neg(\Diamond F) &\iff \Box(\neg F) \\ \Box(F \implies G) &\iff (\Box F \implies \Box G) \end{aligned}$$

Nicht äquivalenzen bzgl. aller Kripke-Strukturen (d.h. K) sind:

$$\begin{aligned} \Diamond(F \wedge G) &\text{ und } \Diamond F \wedge \Diamond G \\ \Box(F \vee G) &\text{ und } \Box F \vee \Box G \end{aligned}$$

Prüfung von Tautologien nicht ausreichend: Also braucht man:

Folgerungssystem für normale Modallogiken

Gegeben $\mathcal{F} = \{F_1, \dots, F_n\}$, dann sind herleitbar:

- 1 Alle aus \mathcal{F} aussagenlogisch herleitbaren Formeln.
- 2 Formeln, die durch Transformationen $\neg\Diamond F \iff \Box\neg F$ aus Formeln aus \mathcal{F} entstehen.
- 3 Notwendigkeitseinführung: Wenn $F \in \mathcal{F}$, dann kann man $\Box F$ herleiten.
- 4 (Axiom K): Wenn $\Box(F \implies G) \in \mathcal{F}$, dann kann man $(\Box F \implies \Box G)$ herleiten.
- 5 **Beweis durch Widerspruch:**
Wenn man aus $\mathcal{F} \cup \{G\}$ einen Widerspruch herleiten kann, dann kann man $\neg G$ aus \mathcal{F} herleiten.

Fragen: korrekt?, vollständig? Komplexität?

Das obige Folgerungssystem erlaubt auch zu folgern

- Alle Tautologien der Modallogik K .
(Der Nachweis ist nicht ganz einfach..)
- Zum Beispiel:
 $(\Box F) \wedge (\Box G) \iff \Box(F \wedge G)$
und
 $\Box 1$.
- Widersprüche sind alle Negationen von Tautologien, z.B. auch:
 $\Diamond 0$ als Negation von $\Box 1$.

- Ist das Folgerungssystem vollständig für K ? vermutlich ja.
- jedenfalls reicht es aus, um z.B. die richtigen Folgerungen im Beispiel der drei Weisen zu ziehen:

Beispiel: Drei Weisen

Drei Weisen sitzen sich gegenüber, so dass jeder den anderen von vorne sieht. Jedem wird ein roter oder blauer Punkt auf die Stirn gemalt. Mindestens einer der Punkte ist rot, was den Weisen bekannt ist. Jeder sieht die Stirn der anderen aber nicht seine eigene.

Nach einer Zeit des Überlegens sagt der erste Weise: „Ich weiß nicht, welche Farbe der Punkt auf meiner Stirn hat.“

Nach weiterem Überlegen sagt der zweite Weise: „Ich weiß auch nicht, welche Farbe der Punkt auf meiner Stirn hat.“

Kurz danach sagt der dritte Weise: „Jetzt weiß ich, welche Farbe der Punkt auf meiner Stirn hat“.

Wie kommt er zu dem Schluss und welche Farbe ist es?

- Folgerungssysteme für **andere Varianten der Modallogik**:
- Weitere bzw. andere Folgerungsregeln
- Benötigen andere Axiome statt K bzw. zusätzliche Axiome
- Hierzu gibt es viele Untersuchungen
- Frage : welche Logik passt zu welcher Anwendung?

Beispiel: Drei Weisen

RA : „A hat roten Punkt“, RB : „B hat roten Punkt“,
 RC : „C hat roten Punkt“.

Formeln:

$$RA \vee RB \vee RC$$

$$RA \implies (\boxed{B}RA) \wedge (\boxed{C}RA)$$

$$\neg RA \implies (\boxed{B}\neg RA) \wedge (\boxed{C}\neg RA)$$

$$RB \implies (\boxed{A}RB) \wedge (\boxed{C}RB)$$

$$\neg RB \implies (\boxed{A}\neg RB) \wedge (\boxed{C}\neg RB)$$

$$RC \implies (\boxed{A}RC) \wedge (\boxed{B}RC)$$

$$\neg RC \implies (\boxed{A}\neg RC) \wedge (\boxed{B}\neg RC)$$

Aussagen

$$\neg \boxed{A}RA \quad (\text{A kennt die Farbe seines Punktes nicht.})$$

$$\neg \boxed{B}RB \quad (\text{B kennt die Farbe seines Punktes nicht.})$$

Beispiel: Herleitung zu \boxed{C} und RC

Beweis durch Widerspruch:

Annahme: $\neg RB \wedge \neg RC$. Aus Axiomen: $\boxed{A}\neg RB$ und $\boxed{A}\neg RC$.

Da auch $(\boxed{A}(RA \vee RB \vee RC))$ gilt, folgt $\boxed{A}RA$,
im Widerspruch zu $\neg\boxed{A}RA$.

Also gilt $RB \vee RC$.

Insbesondere kann man jetzt herleiten: $\boxed{B}(RB \vee RC)$.

Das ist das gleiche wie $\boxed{B}(\neg RC \implies RB)$.

Nächster Widerspruchsbeweis:

Angenommen $\neg RC$ gilt. Dann kann man herleiten: $\boxed{B}\neg RC$,

und damit $\boxed{B}RB$, im Widerspruch zu $\neg\boxed{B}RB$.

Also ist RC hergeleitet durch Widerspruch.

Damit gilt auch $\boxed{C}RC$.

Modallogik: Rahmen-Axiome

Charakterisierung einer Logik durch Rahmenaxiome:

Man definiert Modallogikvarianten mittels Eigenschaften der zulässigen Kripke-Rahmen.

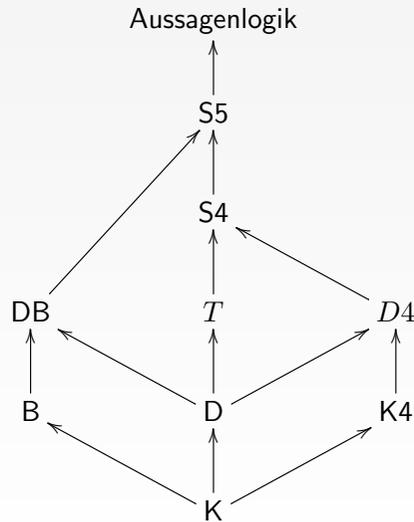
Meist sind das Eigenschaften der Erreichbarkeitsrelation.

Modallogik: Rahmen-Axiome

Name der Modallogik (des Axioms)	Eigenschaft der Relation im Rahmen (W, R)
K	R ist beliebig
T	R ist reflexiv
K4	R ist transitiv
S4	R ist reflexiv und transitiv
B	R ist reflexiv und symmetrisch
S5	R ist reflexiv, transitiv und symmetrisch
5	R ist euklidisch
D	R ist seriell (unbeschränkt)
D4	R ist seriell und transitiv
S4.2	R ist reflexiv, transitiv und konfluent
Grz	R : jede unendliche R -Kette $w_1 R w_2 \dots$ hat nur endliche viele w_i .
Aussagenlogik	es gibt genau eine Welt w_0 , und $w_0 R w_0$ gilt

Relations-Eigenschaften

reflexiv	$\forall w : R(w, w)$
transitiv	$\forall w_1, w_2, w_3 : w_1 R w_2 \wedge w_2 R w_3 \implies w_1 R w_3$
symmetrisch	$\forall w_1, w_2 : w_1 R w_2 \implies w_2 R w_1$
seriell	$\forall w \exists w' : w R w'$
euklidisch	$\forall w_1, w_2, w_3 : w_1 R w_2 \wedge w_1 R w_3 \implies (w_2 R w_3)$
konfluent	(falls R reflexiv und transitiv) $\forall w_1, w_2, w_3 : (w_1 R w_2 \wedge w_1 R w_3) \implies (\exists w_4 : w_2 R w_4) \wedge w_3 R w_4$



Name (alt. N)	Formel (Rahmenaxiom)	Anwendung
K	$\Box(F \Rightarrow G) \Rightarrow (\Box F \Rightarrow \Box G)$	epistemisch deontisch Zeit; Wissen
T (M)	$\Box F \Rightarrow F$	
D	$\Box F \Rightarrow \Diamond F$	
4	$\Box F \Rightarrow \Box\Box F$	
B	$F \Rightarrow \Box\Diamond F$	Wissen
5 (E)	$\Diamond F \Rightarrow \Box\Diamond F$	
M (G)	$\Box\Diamond F \Rightarrow \Diamond\Box F$	
L (H, Lem0)	$\Box((A \wedge \Box A) \Rightarrow B) \vee \Box((B \wedge \Box B) \Rightarrow A)$	
3 (H, H ₀ ⁺ , Lem)	$\Box(\Box A \Rightarrow B) \vee \Box(\Box B \Rightarrow A)$	
2 (G)	$\Diamond\Box F \Rightarrow \Box\Diamond F$	
G (W)	$\Box(\Box F \Rightarrow F) \Rightarrow \Box F$	
Dum	$\Box(\Box(F \Rightarrow \Box F) \Rightarrow F)$	
Grz	$\Box(\Box(F \Rightarrow \Box F) \Rightarrow F) \Rightarrow F$	

epistemische und deontische Logiken

Name	Formel	Erklärung
T	$\Box F \Rightarrow F$	Was ich weiss, das gilt
D	$\Box F \Rightarrow \Diamond F$ $\Box F \Rightarrow \neg\Box\neg F$	Wenn ich F glaube, dann glaube ich das Gegenteil nicht
4	$\Box F \Rightarrow \Box\Box F$	Wenn ich F weiß, dann weiß ich dass ich F weiß (Positive Introspektion)
5	$\Diamond F \Rightarrow \Box\Diamond F$ $\neg\Box F \Rightarrow \Box\neg\Box F$	wenn ich F nicht weiß, dann weiß ich dass ich F nicht weiß. (Negative Introspektion)

(Axiome sind teilweise umgeformt)