

Logikbasierte Systeme der Wissensverarbeitung

Modallogik

Prof. Dr. M. Schmidt-Schauß

SoSe 2023

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.)

Einfachste Variante:

Aussagenlogik und extra Operatoren \square , \diamond (Box, Diamond) auf Formeln:

\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

philosophische Logik

untersucht u.a. Modallogik und Varianten

Fragestellung der philosophischen Logik:

Welche Repräsentation?

Welche Ableitungsverfahren?

sind diese "richtig"?

für welche Zwecke/Fragestellungen?

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

„Wenn Aussage T beweisbar ist, dann ist sie auch gültig.“

(„nichtmonotone“ Logik gibt es auch, betrachten wir hier nicht)

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)

Aus Wikipedia: „Deontische Logik ist der Bereich der Logik, der die logischen Verhältnisse von Begriffen, die sich auf das Sollen beziehen, untersucht. Begriffe, die sich auf das Sollen beziehen, sind Gebot, Verbot, Erlaubnis und andere mehr.“

- $\Box F$: 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. das Axiom:

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

$\Box F$: F ist bekannt.

$\Diamond F$: F ist glaubhaft.

bekannte Fakten sind richtig: D.h.

$$\Box F \implies F$$

ist ein extra Axiom dieser Logikvariante

Dieses Axiom ist falsch in einer Zeitlogik mit

\Box = im nächsten Zustand

Variante einer Logik des Wissens (autoepistemische Logik)

Glauben an gewisse Fakten.

$\Box F$: F wird geglaubt.

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

Die Axiome dazu:

$$\begin{array}{lll} \Box(F \implies G) & \implies & (\Box F \implies \Box G) & \text{(Axiom } K\text{)} \\ \Box F & \implies & \Box \Box F & \text{positive Introspektion} \\ \neg \Box F & \implies & \Box(\neg \Box F) & \text{negative Introspektion} \end{array}$$

parametrisierte Modaloperatoren in einer Logik des Wissens mit mehreren Akteuren:

Akteure und Formeln sind getrennt.

$\boxed{A} F$ A weiß, dass F gilt

$\boxed{A} (\neg \boxed{B} F)$ A weiß, dass B nicht weiß, dass F wahr ist.

Zusätze:

- Formeln die immer gelten (unabhängig von Akteuren)
- extra Axiome

((Eine Kripke-Semantik s.u. ist möglich: Erweiterung um Akteure.
))

Extremfall: *dynamische Logik* zur Programmverifikation.

Es gibt zwei syntaktische Klassen:

- Programme (kann auch nichtterminierend sein)
- Formeln

$\boxed{P}F$: nach (jeder) Ausführung des Programms P gilt, falls das Programm terminiert, die Formel F .

$\wedge, \vee, \neg, \implies$ Logische Operatoren...

Es gibt sehr gut ausgearbeitete (theoretische) Arbeiten dazu.

Syntax

Semantik

Tautologien

Folgerungen

Syntax: wie Aussagenlogik
Und zwei einstellige Modal-Operatoren \Box und \Diamond ;

Zur Grammatik kommt hinzu:

$$F ::= \Box F \mid \Diamond F \quad (\text{auch geschachtelt})$$

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

Achtung: \Box und \Diamond sind nicht wahrheitsfunktional.
D.h. es gibt keine Wahrheitstafel für \Box und \Diamond .

(Bedeutung s.u.)

(benannt nach Saul Aaron Kripke, er war US-Logiker und Philosoph)

Das Kripke Axiom K ist $\Box(A \implies B) \implies (\Box A \implies \Box B)$.

Es gilt: Wenn das (Kripke-) Axiom K gilt, bzw wenn man es annimmt, kann man die Herleitbarkeit auch mittels Modellen charakterisieren

Modallogische Semantik: Basis ist eine strukturierte Menge von aussagenlogischen Interpretationen.

möglichen Welten (Interpretationen)
Erreichbarkeitsrelation

Menge W
 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

Modallogik vor Kripke, D.h. vor ca 1960:
Modallogik wurde rein von den Herleitungen her untersucht.

Wesentlich waren: die Menge der Tautologien,
und der Zusammenhang mit den verschiedenen Herleitungsregeln.

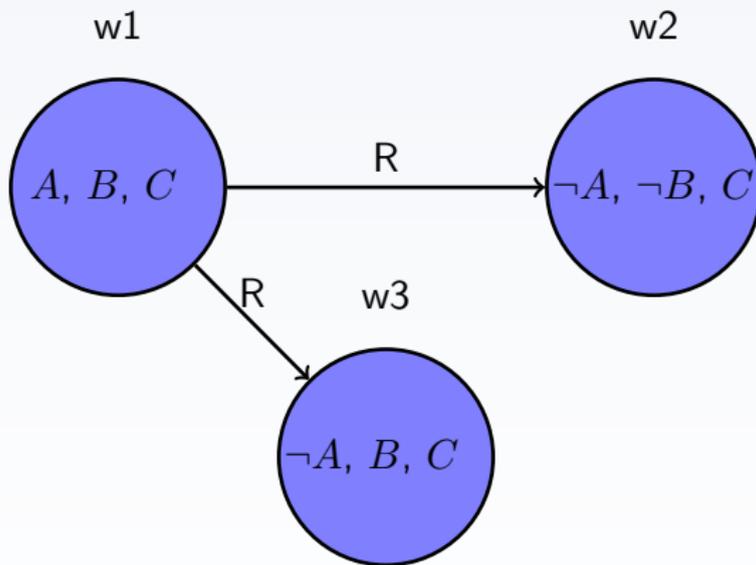
Die Semantik erlaubte es, die Varianten zu verstehen und zu ordnen.

Modallogik vor Kripke, D.h. vor ca 1960:
Modallogik wurde rein von den Herleitungen her untersucht.

Wesentlich waren: die Menge der Tautologien,
und der Zusammenhang mit den verschiedenen Herleitungsregeln.

Die Semantik erlaubte es, die Varianten zu verstehen und zu ordnen.

Vorsicht: Es gibt (exotische) Modallogiken, in den das Axiom K nicht gilt, d.h. es gibt keine Kripke Semantik dazu.



Bei fester Kripke-Struktur (W, R, I) :

definiert man \models bzgl dieser Kripke-Struktur. (eigentlich \models_K)

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**,

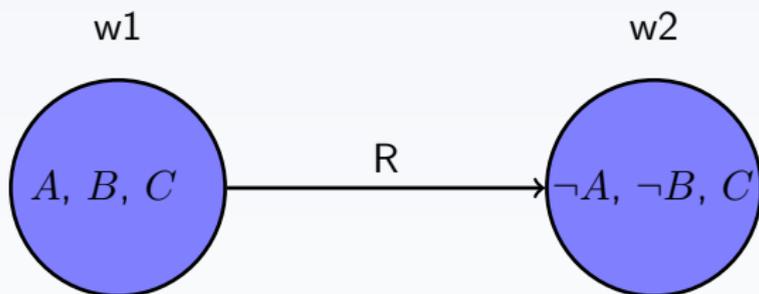
falls für alle $K = (W, R, I)$: $K \models F$.

F **erfüllbar**,

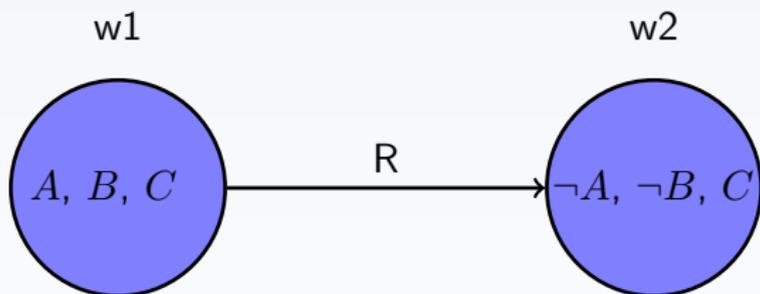
falls es ein $K = (W, R, I)$ gibt mit: $K \models F$.

F **gültig im**

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

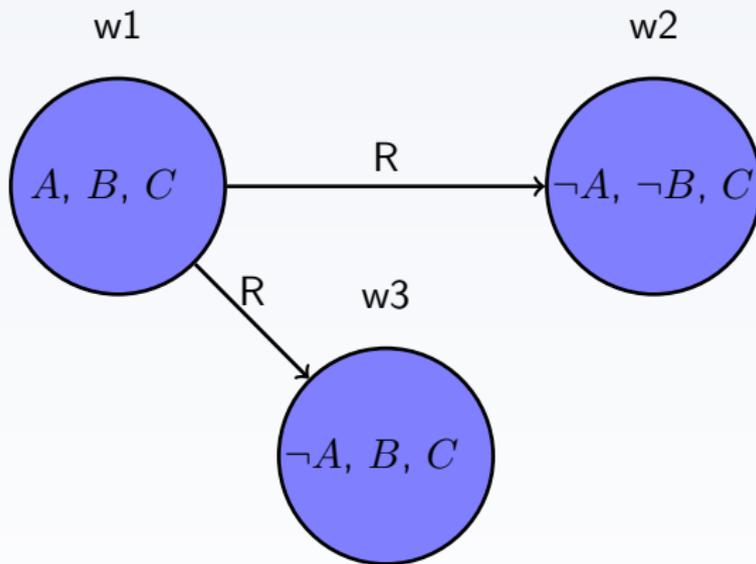


Formel	w1	w2
A	1	0
$\Box A$	0	1
$\Diamond A$	0	0
$\Diamond C$	1	0

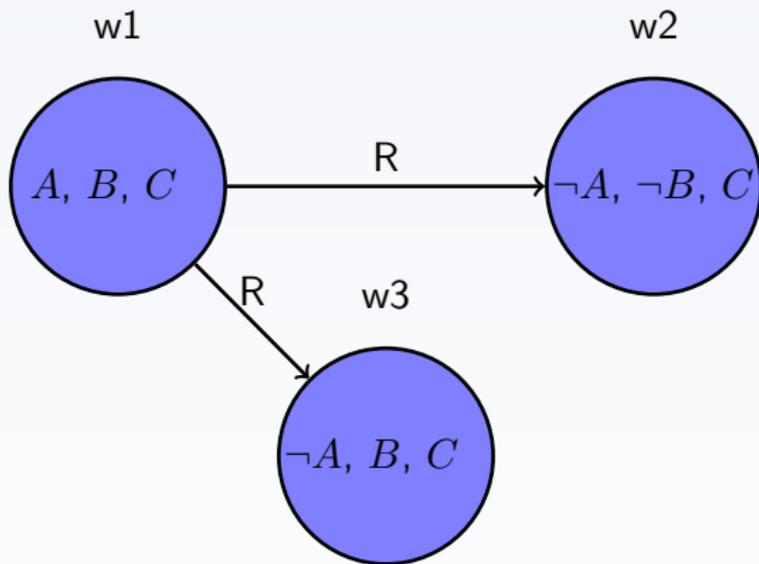


Formel	w1	w2
A	1	0
$\Box A$	0	1
$\Diamond A$	0	0
$\Diamond C$	1	0

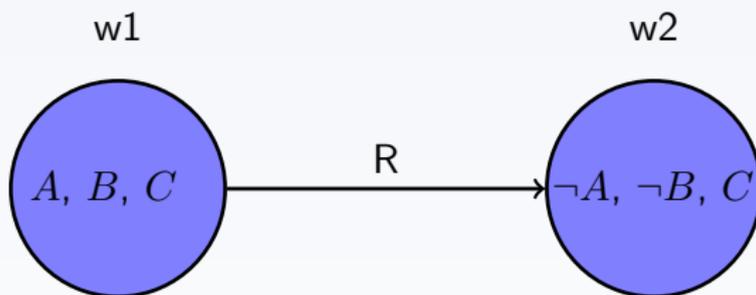
Formel	w1	w2
$A \Rightarrow \Box A$	0	1
$C \Rightarrow \Box C$	1	1
$\Box \Box A$	1	1
$\Box 0$	0	1



Formel	w1	w2	w3
A	1	0	0
$\Box A$	0	1	1
$\Box C$	1	1	1
$\Diamond B$	1	0	0



Formel	w1	w2	w3	Formel	w1	w2
A	1	0	0	$A \Rightarrow \Box A$	0	1
$\Box A$	0	1	1	$C \Rightarrow \Box C$	1	1
$\Box C$	1	1	1	$\Box \Box A$	1	1
$\Diamond B$	1	0	0	$\Box 0$	0	1



Formel	w1	w2
$\Box A \implies \Diamond B$		
$(A \wedge \Diamond \neg C) \implies B \vee \Box B$		

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

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:** Kriterium für \models sind Kripke-Strukturen, nicht Welten.
Einschränkung: Nur Modallogiken mit Kripke-Semantik erlauben den Begriff \models

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 nicht in der aussagenlogischen Modallogik, s.u.)

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

Welche Herleitungsrelation \vdash ??.

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 Kripke-Struktur 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 .

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

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

(die aber nur für Tautologien verwendet werden darf, oder in Herleitungen aus der leeren Menge von Aussagen)

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

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

(die aber nur für Tautologien verwendet werden darf, oder in Herleitungen aus der leeren Menge von Aussagen)

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

- $\diamond 0$???
- Was ist wenn $(\diamond 1) \wedge (\square \diamond 1)$

- Es gibt einige automatische Deduktionssystemem für Modallogiken.
- Diese können Tautologien nachweisen arbeiten analog zu Resolutionsbeweisern.
- Folgerungssysteme; D.h. Berechnen von $F \models G$; benötigen andere Methoden.
- Diese sind parametrisiert mit der benutzten Modallogik-Variante d.h. von der Klasse der benutzte Kripke-Strukturen. (siehe weiter unten).

Alle aussagenlogischen Tautologien gelten und:

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

Nicht äquivalent 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 ist 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 wie $\neg\Diamond F \iff \Box\neg F$ aus Formeln aus \mathcal{F} entstehen.
- 3 Notwendigkeitseinführung: Wenn $F \in \mathcal{F}$, und F wurde nur aus Tautologien (genauer aus dem leeren Anfangs- \mathcal{F}) hergeleitet, 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.
z.B. $\Diamond 0$ ist ein Widerspruch, da Negation der Tautologie $\Box 1$.

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.
- In der Variante für eine parametrisierte Modallogik jedenfalls reicht es aus, um z.B. die richtigen Folgerungen im Beispiel der drei Weisen zu ziehen.

- 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 Modal-Logik passt zu welcher Anwendung?

- 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 Modal-Logik passt zu welcher Anwendung?

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?

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

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

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

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 $RB \vee RC$.

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 $\boxed{B}(\neg RC \implies RB)$.

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.

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 $\boxed{C} RC$.

Kalendereintrag 14.6.2021

Zwei natürliche Zahlen a, b , $2 \leq a \leq b$.

- 1 Susi und Paul kennen a, b nicht.
- 2 Susi kennt die Summe $a + b$
- 3 Paul kennt das Produkt $a * b$

Dann folgende Aussagen in dieser Reihenfolge:

- 1 Susi: „ich weiß nicht was a und b ist.“
- 2 Paul: „ich weiß nicht was a und b ist.“
- 3 Susi: „Aha, jetzt weiss ich was a und b ist.“
- 4 Paul: „Aha, jetzt weiss ich auch was a und b ist.“

Darstellung in Multi-Modallogik?

- 1 Susi und Paul kennen a, b nicht.
- 2 Susi kennt das Produkt $a + b$
- 3 Paul kennt das Produkt $a * b$

Und dann:

- 1 $(\neg \text{Susi } a) \wedge \neg \text{Susi } b$
- 2 $(\neg \text{Paul } a) \wedge \neg \text{Paul } b$
- 3 $\text{Susi}((\neg \text{Paul } a) \wedge \neg \text{Paul } b)$
- 4 $\implies \text{Susi } a \wedge \text{Susi } b$
- 5 $\text{Paul}((\neg \text{Susi } a) \wedge \neg \text{Susi } b)$ und
 $\text{Paul}(\text{Susi } a \wedge \text{Susi } b)$
- 6 $\implies \text{Paul } a \wedge \text{Paul } b$

Was ist die Lösung?

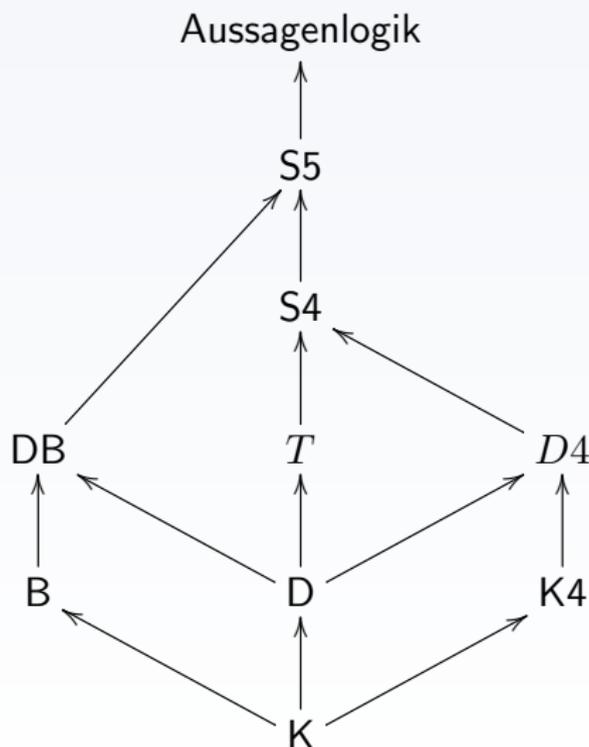
Charakterisierung einer Logik durch Rahmenaxiome:

Man definiert Modallogikvarianten mittels Eigenschaften der zulässigen Kripke-Rahmen.

Meist sind das Eigenschaften der Erreichbarkeitsrelation.

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

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	$\Box(F \implies G) \implies (\Box F \implies \Box G)$	epistemisch deontisch Zeit; Wissen
T (M)	$\Box F \implies F$	
D	$\Box F \implies \Diamond F$	
4	$\Box F \implies \Box \Box F$	
B	$F \implies \Box \Diamond F$	Wissen
5 (E)	$\Diamond F \implies \Box \Diamond F$	
M (G)	$\Box \Diamond F \implies \Diamond \Box F$	
L (H, Lem0)	$\Box((A \wedge \Box A) \implies B) \vee$ $\Box((B \wedge \Box B) \implies A)$	
3 (H, H_0^+, Lem)	$\Box(\Box A \implies B) \vee \Box(\Box B \implies A)$	
2 (G)	$\Diamond \Box F \implies \Box \Diamond F$	
G (W)	$\Box(\Box F \implies F) \implies \Box F$	
Dum	$\Box(\Box(F \implies \Box F) \implies F)$ $\implies (\Diamond \Box F \implies \Box F)$	
Grz	$\Box(\Box(F \implies \Box F) \implies F) \implies F$	

epistemische und deontische Logiken

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

(Axiome sind teilweise umgeformt)

- $\Box F \implies \Diamond F$
- Da das immer gilt, d.h. in allen Welten, kann man folgern:
- Sei w eine Welt.
Dann gilt D und $\Box 1 \implies \Diamond 1$
- In jeder Welt w gilt $\Box 1$,
Und das Axiom, also auch $\Diamond 1$.
Das bedeutet, es gibt einen Nachfolger der Welt w .
- Also: Jede Welt hat eine Nachfolge-Welt.

Es gilt auch die Umkehrung:

Wenn in der semantischen Struktur
jede Welt eine Nachfolge-Welt hat,
dann gilt der Satz: $\Box F \implies \Diamond F$

Mehr Forschung nötig :

- zum Zusammenhang Anwendungen und Modallogik-Varianten.
- und zu Herleitungssystemen für Varianten von Modallogiken.