

Formale Systeme

Aussagenlogik: Tableaukalkül

Prof. Dr. Bernhard Beckert | WS 2010/2011

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



- 1 Hilbert-Kalkül
- 2 Resolutionskalkül
- 3 **Tableaukalkül**
- 4 Sequenzenkalkül

- 1 Hilbert-Kalkül
- 2 Resolutionskalkül
- 3 **Tableaukalkül**
- 4 Sequenzenkalkül

- 1 Hilbert-Kalkül
- 2 Resolutionskalkül
- 3 **Tableaukalkül**
- 4 Sequenzenkalkül

- 1 Hilbert-Kalkül
- 2 Resolutionskalkül
- 3 **Tableaukalkül**
- 4 Sequenzenkalkül

Wesentliche Eigenschaften

- **Widerlegungskalkül: Testet auf Unerfüllbarkeit**

$$M \models A \quad \Leftrightarrow \quad M \cup \{\neg A\} \vdash_{\text{TO}} \mathbf{0}.$$

- Beweis durch Fallunterscheidung
- Top-down-Analyse der gegebenen Formeln

Wesentliche Eigenschaften

- Widerlegungskalkül: Testet auf Unerfüllbarkeit

$$M \models A \quad \Leftrightarrow \quad M \cup \{\neg A\} \vdash_{\text{TO}} \mathbf{0}.$$

- **Beweis durch Fallunterscheidung**
- Top-down-Analyse der gegebenen Formeln

Wesentliche Eigenschaften

- Widerlegungskalkül: Testet auf Unerfüllbarkeit

$$M \models A \quad \Leftrightarrow \quad M \cup \{\neg A\} \vdash_{\text{TO}} \mathbf{0}.$$

- Beweis durch Fallunterscheidung
- **Top-down-Analyse der gegebenen Formeln**

Vorteile

- **Intuitiver als Resolution**
- Formeln müssen nicht in Normalform sein
- Falls Formelmenge erfüllbar ist (Test schlägt fehl), wird ein Gegenbeispiel (eine erfüllende Interpretation) konstruiert

Nachteil

- Mehr als eine Regel

Vorteile

- Intuitiver als Resolution
- **Formeln müssen nicht in Normalform sein**
- Falls Formelmenge erfüllbar ist (Test schlägt fehl), wird ein Gegenbeispiel (eine erfüllende Interpretation) konstruiert

Nachteil

- Mehr als eine Regel

Vorteile

- Intuitiver als Resolution
- Formeln müssen nicht in Normalform sein
- Falls Formelmenge erfüllbar ist (Test schlägt fehl), wird ein Gegenbeispiel (eine erfüllende Interpretation) konstruiert

Nachteil

- Mehr als eine Regel

Vorteile

- Intuitiver als Resolution
- Formeln müssen nicht in Normalform sein
- Falls Formelmenge erfüllbar ist (Test schlägt fehl), wird ein Gegenbeispiel (eine erfüllende Interpretation) konstruiert

Nachteil

- Mehr als eine Regel

Vorteile

- Intuitiver als Resolution
- Formeln müssen nicht in Normalform sein
- Falls Formelmenge erfüllbar ist (Test schlägt fehl), wird ein Gegenbeispiel (eine erfüllende Interpretation) konstruiert

Nachteil

- Mehr als eine Regel

Kleine Deutsch- und Englischsstunde

Deutsch

das	Tableau	
des	Tableaus	(Gen.)
die	Tableaus	(pl.)
der	Tableaukalkül	(<i>nicht</i> das)

Englisch

the	tableau	(sing.)
the	tableaux	(pl.)
the	tableau calculus	

Kleine Deutsch- und Englischsstunde

Deutsch

das	Tableau	
des	Tableaus	(Gen.)
die	Tableaus	(pl.)
der	Tableaukalkül	(<i>nicht</i> das)

Englisch

the	tableau	(sing.)
the	tableaux	(pl.)
the	tableau calculus	

Kleine Deutsch- und Englischsstunde

Deutsch

das	Tableau	
des	Tableaus	(Gen.)
die	Tableaus	(pl.)
der	Tableaukalkül	(<i>nicht</i> das)

Englisch

the	tableau	(sing.)
the	tableaux	(pl.)
the	tableau calculus	

Definition (Vorzeichenformel)

Eine **Vorzeichenformel** ist eine Zeichenkette der Gestalt

$$0A \text{ oder } 1A \quad \text{mit } A \in \text{For}0.$$

0, 1 sind neue Sonderzeichen (die Vorzeichen) im Alphabet der Objektsprache.

Definition

Wir setzen val_j fort auf die Menge aller Vorzeichenformeln durch

$$val_j(0A) = val_j(\neg A),$$

und

$$val_j(1A) = val_j(A).$$

Definition (Vorzeichenformel)

Eine **Vorzeichenformel** ist eine Zeichenkette der Gestalt

$$0A \text{ oder } 1A \quad \text{mit } A \in \text{For}0.$$

0, 1 sind neue Sonderzeichen (die Vorzeichen) im Alphabet der Objektsprache.

Definition

Wir setzen val_j fort auf die Menge aller Vorzeichenformeln durch

$$val_j(0A) = val_j(\neg A),$$

und

$$val_j(1A) = val_j(A).$$

Definition (Vorzeichenformel)

Eine **Vorzeichenformel** ist eine Zeichenkette der Gestalt

$$0A \text{ oder } 1A \quad \text{mit } A \in \text{For}0.$$

0, 1 sind neue Sonderzeichen (die Vorzeichen) im Alphabet der Objektsprache.

Definition

Wir setzen val_I fort auf die Menge aller Vorzeichenformeln durch

$$val_I(0A) = val_I(\neg A),$$

und

$$val_I(1A) = val_I(A).$$

Konjunktive Formeln: Typ α

- $1(A \wedge B)$
- $0(A \vee B)$
- $0(A \rightarrow B)$
- $0\neg A$
- $1\neg A$

Disjunktive Formeln: Typ β

- $0(A \wedge B)$
- $1(A \vee B)$
- $1(A \rightarrow B)$

Konjunktive Formeln: Typ α

- $1(A \wedge B)$
- $0(A \vee B)$
- $0(A \rightarrow B)$
- $0\neg A$
- $1\neg A$

Disjunktive Formeln: Typ β

- $0(A \wedge B)$
- $1(A \vee B)$
- $1(A \rightarrow B)$

Konjunktive Formeln: Typ α

- $1(A \wedge B)$
- $0(A \vee B)$
- $0(A \rightarrow B)$
- $0\neg A$
- $1\neg A$

Disjunktive Formeln: Typ β

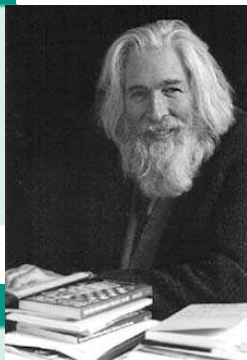
- $0(A \wedge B)$
- $1(A \vee B)$
- $1(A \rightarrow B)$

Konjunktive Formeln: Typ α

- $1(A \wedge B)$
- $0(A \vee B)$
- $0(A \rightarrow B)$
- $0\neg A$
- $1\neg A$

Disjunktive Formeln: Typ β

- $0(A \wedge B)$
- $1(A \vee B)$
- $1(A \rightarrow B)$



Raymond Smullyan

Zuordnungsregeln Formeln / Unterformeln

α	α_1	α_2
$1(A \wedge B)$	$1A$	$1B$
$0(A \vee B)$	$0A$	$0B$
$0(A \rightarrow B)$	$1A$	$0B$
$0\neg A$	$1A$	$1A$
$1\neg A$	$0A$	$0A$

β	β_1	β_2
$0(A \wedge B)$	$0A$	$0B$
$1(A \vee B)$	$1A$	$1B$
$1(A \rightarrow B)$	$0A$	$1B$

Zuordnungsregeln Formeln / Unterformeln

α	α_1	α_2
$1(A \wedge B)$	$1A$	$1B$
$0(A \vee B)$	$0A$	$0B$
$0(A \rightarrow B)$	$1A$	$0B$
$0\neg A$	$1A$	$1A$
$1\neg A$	$0A$	$0A$

β	β_1	β_2
$0(A \wedge B)$	$0A$	$0B$
$1(A \vee B)$	$1A$	$1B$
$1(A \rightarrow B)$	$0A$	$1B$

Regeln des (aussagenlogischen) Tableaukalküls

$$\frac{\alpha}{\alpha_1 \alpha_2}$$

konjunktiv

$$1(p \wedge q) \\ \vdots \\ 1p \\ \vdots \\ 1q$$

$$\frac{\beta}{\beta_1 \mid \beta_2}$$

disjunktiv

1F

0F

01

10

*

*

*

Widerspruch

Regeln des (aussagenlogischen) Tableauealküls

$$\frac{\alpha}{\alpha_1 \alpha_2}$$

konjunktiv

$$1(p \wedge q) \\ \begin{array}{c} | \\ 1p \\ | \\ 1q \end{array}$$

$$\frac{\beta}{\beta_1 \mid \beta_2}$$

disjunktiv

$$1(p \vee q) \\ \begin{array}{c} / \quad \backslash \\ 1p \quad 1q \end{array}$$

$$\frac{1F}{*} \quad \frac{0F}{*} \quad \frac{01}{*} \quad \frac{10}{*}$$

Widerspruch

Regeln des (aussagenlogischen) Tableauealküls

$$\frac{\alpha}{\alpha_1 \alpha_2}$$

konjunktiv

$$1(p \wedge q)$$

$$\begin{array}{c} | \\ 1p \\ | \\ 1q \end{array}$$

$$\frac{\beta}{\beta_1 \mid \beta_2}$$

disjunktiv

$$1(p \vee q)$$

$$1p \quad \vee \quad 1q$$

$$\frac{1F}{*} \quad \frac{0F}{*} \quad \frac{01}{*} \quad \frac{10}{*}$$

Widerspruch

$$\frac{1F}{0F} \quad \frac{01}{*} \quad \frac{10}{*}$$

$$\begin{array}{c} | \\ * \end{array}$$

Instanzen der α - und β -Regel

Instanzen der α -Regel

$\frac{1(P \wedge Q)}{1P}$	$\frac{0(P \vee Q)}{0P}$	$\frac{0(P \rightarrow Q)}{1P}$	$\frac{0\neg P}{1P}$	$\frac{1\neg P}{0P}$
$1Q$	$0Q$	$0Q$		

Instanzen der β -Regel

$\frac{1(P \vee Q)}{1P \mid 1Q}$	$\frac{0(P \wedge Q)}{0P \mid 0Q}$	$\frac{1(P \rightarrow Q)}{0P \mid 1Q}$
----------------------------------	------------------------------------	---

Instanzen der α -Regel

$$\frac{1(P \wedge Q)}{1P}$$
$$1Q$$

$$\frac{0(P \vee Q)}{0P}$$
$$0Q$$

$$\frac{0(P \rightarrow Q)}{1P}$$
$$0Q$$

$$\frac{0\neg P}{1P}$$

$$\frac{1\neg P}{0P}$$

Instanzen der β -Regel

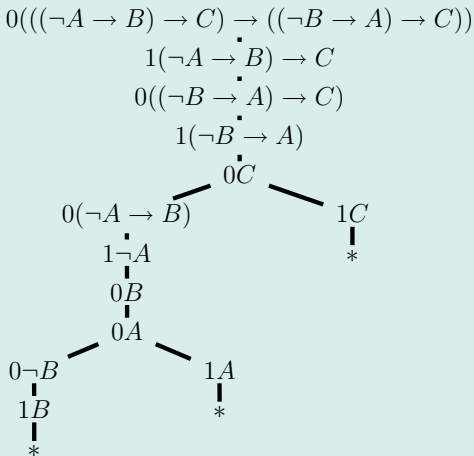
$$\frac{1(P \vee Q)}{1P \mid 1Q}$$

$$\frac{0(P \wedge Q)}{0P \mid 0Q}$$

$$\frac{1(P \rightarrow Q)}{0P \mid 1Q}$$

Beispiel:

$$\models (((\neg A \rightarrow B) \rightarrow C) \rightarrow ((\neg B \rightarrow A) \rightarrow C))$$



Determinismus

- Die Regeln sind alle deterministisch
- Der Kalkül aber nicht:
Wahl der nächsten Formel, auf die Regel angewendet wird

Heuristik

Nicht-verzweigende Regeln zuerst: „ α vor β “

Nota bene

Selbe Formel kann mehrfach (auf verschiedenen Ästen) verwendet werden – unter Umständen ist das auch notwendig!

Determinismus

- Die Regeln sind alle deterministisch
- **Der Kalkül aber nicht:**
Wahl der nächsten Formel, auf die Regel angewendet wird

Heuristik

Nicht-verzweigende Regeln zuerst: „ α vor β “

Nota bene

Selbe Formel kann mehrfach (auf verschiedenen Ästen) verwendet werden – unter Umständen ist das auch notwendig!

Determinismus

- Die Regeln sind alle deterministisch
- Der Kalkül aber nicht:
Wahl der nächsten Formel, auf die Regel angewendet wird

Heuristik

Nicht-verzweigende Regeln zuerst: „ α vor β “

Nota bene

Selbe Formel kann mehrfach (auf verschiedenen Ästen) verwendet werden – unter Umständen ist das auch notwendig!

Determinismus von Kalkül und Regeln

Determinismus

- Die Regeln sind alle deterministisch
- Der Kalkül aber nicht:
Wahl der nächsten Formel, auf die Regel angewendet wird

Heuristik

Nicht-verzweigende Regeln zuerst: „ α vor β “

Nota bene

Selbe Formel kann mehrfach (auf verschiedenen Ästen) verwendet werden – unter Umständen ist das auch notwendig!

Determinismus

- Die Regeln sind alle deterministisch
- Der Kalkül aber nicht:
Wahl der nächsten Formel, auf die Regel angewendet wird

Heuristik

Nicht-verzweigende Regeln zuerst: „ α vor β “

Nota bene

Selbe Formel kann mehrfach (auf verschiedenen Ästen) verwendet werden – unter Umständen ist das auch notwendig!

Definition: Tableau

Binärer Baum, dessen Knoten mit Formeln markiert sind

Definition: Tableauast

Maximaler Pfad in Einem Tableau (von Wurzel zu Blatt)

Definition: Tableau

Binärer Baum, dessen Knoten mit Formeln markiert sind

Definition: Tableauast

Maximaler Pfad in Einem Tableau (von Wurzel zu Blatt)

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)

Dann ist T' ein Tableau für A über M

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)

Dann ist T' ein Tableau für A über M

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)

Dann ist T' ein Tableau für A über M

Sei M eine Formelmengende, sei A eine Formel

Initialisierung

Das Tableau, das nur aus dem Knoten $0A$ besteht, ist ein Tableau für A über M (d.h., für $M \models A$)

Erweiterung

- T ein Tableau für A über M
- B ein Ast von T
- F eine Formel auf B , die kein Literal ist

T' entstehe durch Erweiterung von B gemäß der auf F anwendbaren Regel (α oder β)
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Voraussetzungsregel

- T ein Tableau für A über M
- F eine Formel in M

T' entstehe durch Erweiterung eines beliebigen Astes durch $\perp F$
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Voraussetzungsregel

- T ein Tableau für A über M
- F eine Formel in M

T' entstehe durch Erweiterung eines beliebigen Astes durch $1F$
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Voraussetzungsregel

- T ein Tableau für A über M
- F eine Formel in M

T' entstehe durch Erweiterung eines beliebigen Astes durch $1F$
Dann ist T' ein Tableau für A über M

Definition: Geschlossener Ast

Ast B eines Tableaus ist geschlossen, wenn

$$1F, 0F \in B \text{ oder } 10 \in B \text{ oder } 01 \in B$$

Definition: Geschlossenes Tableau

Ein Tableau ist geschlossen, wenn jeder seiner Äste geschlossen ist

Definition: Tableaubeweis

Ein Tableau für A über M , das geschlossen ist, ist ein Tableaubeweis für $M \cup \{\neg A\} \vdash_{T0} \mathbf{0}$ und damit für $M \models A$

Definition: Geschlossener Ast

Ast B eines Tableaus ist geschlossen, wenn

$$1F, 0F \in B \text{ oder } 10 \in B \text{ oder } 01 \in B$$

Definition: Geschlossenes Tableau

Ein Tableau ist geschlossen, wenn jeder seiner Äste geschlossen ist

Definition: Tableaubeweis

Ein Tableau für A über M , das geschlossen ist, ist ein Tableaubeweis für $M \cup \{\neg A\} \vdash_{T0} \mathbf{0}$ und damit für $M \models A$

Definition: Geschlossener Ast

Ast B eines Tableaus ist geschlossen, wenn

$$1F, 0F \in B \text{ oder } 10 \in B \text{ oder } 01 \in B$$

Definition: Geschlossenes Tableau

Ein Tableau ist geschlossen, wenn jeder seiner Äste geschlossen ist

Definition: Tableaubeweis

Ein Tableau für A über M , das geschlossen ist, ist ein Tableaubeweis für $M \cup \{\neg A\} \vdash_{T0} \mathbf{0}$ und damit für $M \models A$

Korrektheit und Vollständigkeit des Tableaukalküls

Theorem

Es gilt $M \models A$
genau dann, wenn
es einen Tableaubeweis für A über M gibt

Definition: Erfüllbares Tableau

Tableauast ist erfüllbar, wenn die Menge seiner Formeln erfüllbar ist

Tableau ist erfüllbar, wenn es (mindestens) einen erfüllbaren Ast hat

Lemma

Jedes Tableau für A über M ist erfüllbar, falls $M \cup \{\neg A\}$ erfüllbar ist.

Lemma

Ein geschlossenes Tableau ist nicht erfüllbar

Definition: Erfüllbares Tableau

Tableauast ist erfüllbar, wenn die Menge seiner Formeln erfüllbar ist

Tableau ist erfüllbar, wenn es (mindestens) einen erfüllbaren Ast hat

Lemma

Jedes Tableau für A über M ist erfüllbar, falls $M \cup \{\neg A\}$ erfüllbar ist.

Lemma

Ein geschlossenes Tableau ist nicht erfüllbar

Definition: Erfüllbares Tableau

Tableauast ist erfüllbar, wenn die Menge seiner Formeln erfüllbar ist

Tableau ist erfüllbar, wenn es (mindestens) einen erfüllbaren Ast hat

Lemma

Jedes Tableau für A über M ist erfüllbar, falls $M \cup \{\neg A\}$ erfüllbar ist.

Lemma

Ein geschlossenes Tableau ist nicht erfüllbar

Definition: Erfüllbares Tableau

Tableauast ist erfüllbar, wenn die Menge seiner Formeln erfüllbar ist

Tableau ist erfüllbar, wenn es (mindestens) einen erfüllbaren Ast hat

Lemma

Jedes Tableau für A über M ist erfüllbar, falls $M \cup \{\neg A\}$ erfüllbar ist.

Lemma

Ein geschlossenes Tableau ist nicht erfüllbar

Korrekteheitslemma

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

α -Fall (β -Fall analog): ■ Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .

- Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
- Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
- Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
- Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

- α -Fall (β -Fall analog):
- Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .
 - Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
 - Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
 - Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
 - Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

α -Fall (β -Fall analog): ■ Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .

- Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
- Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
- Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
- Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

α -Fall (β -Fall analog): ■ Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .

- Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
- Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
- Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
- Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

α -Fall (β -Fall analog): ■ Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .

- Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
- Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
- Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
- Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

- α -Fall (β -Fall analog):
- Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .
 - Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
 - Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
 - Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
 - Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

- α -Fall (β -Fall analog):
- Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .
 - Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
 - Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
 - Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
 - Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Initialisierung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$, also von $0A$.

Voraussetzung: I ist Modell von $M \cup \{\neg A\}$,
also von $1F$ für alle $F \in M$.

- α -Fall (β -Fall analog):
- Nach Ind.-Ann. erfüllt I einen Ast π in T .
 - Zur Anwendung der α -Regel wird ein Ast π_1 in T und eine α -Formel α auf π_1 gewählt, π_1 wird verlängert um α_1, α_2 .
 - Wenn $\pi_1 \neq \pi$, ist π ein Ast in T' , und damit (trivial) auch T' erfüllt.
 - Wenn $\pi_1 = \pi$, haben wir aus $val_I(\pi) = W$, dass $val_I(\alpha) = W$, also $val_I(\alpha_1) = W$ und $val_I(\alpha_2) = W$.
 - Somit $val_I(\pi') = W$ für den neu entstehenden Pfad π' , d.h. T' ist erfüllbar

Definition: Voll expandiertes Tableau

Ein Tableau heißt voll expandiert, wenn

- jede Regel
- auf jede passende Formel
- auf jedem offenen Ast

angewendet worden ist und

- für jedes $F \in M$ (hierfür muss M endlich sein)
- für jeden Ast B

1 F auf B vorkommt

Lemma

B ein offener Ast in einem voll expandiertem Tableau,
dann ist B erfüllbar

Also

Ist $M \cup \{\neg A\}$ unerfüllbar
und also jeder Ast jeden vollexpandierten Tableaus für A über
 M unerfüllbar,
dann ist jedes voll expandierte Tableau für A über M
geschlossen
(denn sonst wäre er wegen des Lemmas erfüllbar)

Lemma

B ein offener Ast in einem voll expandiertem Tableau,
dann ist B erfüllbar

Also

Ist $M \cup \{\neg A\}$ unerfüllbar
und also jeder Ast jeden vollexpandierten Tableaus für A über
 M unerfüllbar,
dann ist jedes voll expandierte Tableau für A über M
geschlossen
(denn sonst wäre er wegen des Lemmas erfüllbar)

Beweis

Sei B ein offener Ast eines voll expandierten Tableaus

Wir definieren

$$I(P) := \begin{cases} W & \text{falls } 1P \in B \\ F & \text{falls } 0P \in B \\ \text{bel.} & \text{sonst} \end{cases}$$

Durch Induktion zeigt man leicht:

$val_I(F) = W$ für jedes F auf B .

Es folgt, dass I Modell von $M \cup \{\neg A\}$ ist.

Beweis

Sei B ein offener Ast eines voll expandierten Tableaus

Wir definieren

$$I(P) := \begin{cases} W & \text{falls } 1P \in B \\ F & \text{falls } 0P \in B \\ \text{bel.} & \text{sonst} \end{cases}$$

Durch Induktion zeigt man leicht:

$val_I(F) = W$ für jedes F auf B .

Es folgt, dass I Modell von $M \cup \{\neg A\}$ ist.

Beweis

Sei B ein offener Ast eines voll expandierten Tableaus

Wir definieren

$$I(P) := \begin{cases} W & \text{falls } 1P \in B \\ F & \text{falls } 0P \in B \\ \text{bel.} & \text{sonst} \end{cases}$$

Durch Induktion zeigt man leicht:

$val_I(F) = W$ für jedes F auf B .

Es folgt, dass I Modell von $M \cup \{\neg A\}$ ist.

Beweis

Sei B ein offener Ast eines voll expandierten Tableaus

Wir definieren

$$I(P) := \begin{cases} W & \text{falls } 1P \in B \\ F & \text{falls } 0P \in B \\ \text{bel.} & \text{sonst} \end{cases}$$

Durch Induktion zeigt man leicht:

$val_I(F) = W$ für jedes F auf B .

Es folgt, dass I Modell von $M \cup \{\neg A\}$ ist.