

Einführung in die mathematische Logik

Vorlesung 3

Tautologien

In der letzten Vorlesung haben wir erklärt, wie man ausgehend von einer Wahrheitsbelegung λ der Aussagenvariablen aus V zu einer Interpretation $I = I^\lambda$ einer jeden Aussage $\alpha \in L^V$ kommt. Dabei hängt der Wahrheitsgehalt im Allgemeinen von λ und von α ab. Eine besondere Situation liegt vor, wenn der Wahrheitswert von α nicht von der Belegung abhängt, also der Aussage immanent ist.

DEFINITION 3.1. Ein Ausdruck $\alpha \in L^V$ (zu einer Menge von Aussagenvariablen V) heißt *allgemeingültig* (oder eine semantische *Tautologie*), wenn für jede Wahrheitsbelegung λ die Beziehung

$$I^\lambda(\alpha) = 1$$

gilt.

BEMERKUNG 3.2. Den Wahrheitswert eines Ausdrucks $\alpha \in L^V$ unter der Interpretation I^λ zu einer Belegung λ kann man übersichtlich berechnen, wenn man abhängig von den Variablenwerten (für die in α auftretenden Variablen) sukzessive die Werte der konstituierenden Bestandteile von α berechnet. Um festzustellen, ob eine Tautologie vorliegt, legt man eine *Wahrheitstabelle* an, bei der die Zeilen durch die möglichen Kombinationen an 0, 1-Werten der einzelnen (in α vorkommenden) Variablen gegeben sind. Am übersichtlichsten wird die Tabelle, wenn man sich bei der Zeilenreihenfolge an das Dualsystem hält. Bei n Variablen gibt es (neben der Kopfzeile) 2^n Zeilen.

BEISPIEL 3.3. Der Ausdruck (wir verzichten hier und im Folgenden häufig auf Klammern)

$$\varphi = (\alpha \rightarrow \beta) \leftrightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha),$$

genannt *Kontraposition*, ist eine Tautologie (unabhängig davon, ob α, β Aussagenvariablen oder Aussagen bezeichnen). Um dies nachzuweisen, muss man den Wahrheitswert dieses Ausdruckes bei jeder Wahrheitsbelegung berechnen, was wir mit einer Wahrheitstabelle durchführen.

Kontraposition

α	β	$\alpha \rightarrow \beta$	$\neg\alpha$	$\neg\beta$	$\neg\beta \rightarrow \neg\alpha$	$(\alpha \rightarrow \beta) \leftrightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha)$
w	w	w	f	f	w	w
w	f	f	f	w	f	w
f	w	w	w	f	w	w
f	f	w	w	w	w	w

Dagegen ist der Ausdruck

$$\varphi = (\neg((p) \wedge (\neg(q)))) \rightarrow (r)$$

keine Tautologie, da wir in Beispiel 2.13 eine Wahrheitsbelegung mit dem Gesamtwert f angegeben haben.

DEFINITION 3.4. Ein Ausdruck $\alpha \in L^V$ (zu einer Menge von Aussagenvariablen V) heißt (semantische) *Kontradiktion* (oder *Widerspruch*), wenn für jede Wahrheitsbelegung λ die Beziehung

$$I(\alpha) = 0$$

gilt.

DEFINITION 3.5. Es sei V eine Menge von Aussagenvariablen und L^V die zugehörige aussagenlogische Sprache. Eine Teilmenge $\Gamma \subseteq L^V$ heißt *erfüllbar*, wenn es eine Wahrheitsbelegung λ mit zugehöriger Interpretation I derart gibt, dass $I(\alpha) = 1$ für alle $\alpha \in \Gamma$ gilt.

Diese Sprechweise verwendet man insbesondere für einen einzelnen Ausdruck $\alpha \in L^V$.

LEMMA 3.6. *Ein Ausdruck $\alpha \in L^V$ (zu einer Menge von Aussagenvariablen V) ist genau dann eine (semantische) Tautologie, wenn $\neg\alpha$ nicht erfüllbar ist.*

Beweis. Wir beweisen die kontraponierte Aussage, dass α genau dann keine Tautologie ist, wenn $\neg\alpha$ erfüllbar ist. Dass keine Tautologie vorliegt, bedeutet, dass es eine Wahrheitsbelegung λ derart gibt, dass

$$I^\lambda(\alpha) = 0.$$

Dies bedeutet aber

$$I^\lambda(\neg\alpha) = 1,$$

was gerade die Erfüllbarkeit von $\neg\alpha$ besagt. □

Die Folgerungsbeziehung

In gewissen Situationen interessiert man sich dafür, welche Ausdrücke aus einer bestimmten Menge von Ausdrücken, etwa einem Axiomensystem, gefolgt werden können.

DEFINITION 3.7. Es sei V eine Menge von Variablen und L^V die zugehörige aussagenlogische Sprache. Es sei $\Gamma \subseteq L^V$ eine Teilmenge und $\alpha \in L^V$. Man sagt, dass α aus Γ *folgt*, geschrieben $\Gamma \models \alpha$, wenn für jede Interpretation I (gegeben durch eine Wahrheitsbelegung λ) mit $I \models \Gamma$ auch $I \models \alpha$ gilt.

Für die Menge aller Aussagen, die aus der Aussagenmenge Γ folgt, schreiben wir Γ^{F} . Tautologien sind genau die aus der leeren Ausdrucksmenge $\Gamma = \emptyset$ folgerbaren Aussagen. Daher schreibt man für Tautologien auch $\vDash \alpha$.

Ein Ableitungskalkül für die aussagenlogischen Tautologien

Wir formulieren nun einen syntaktischen Ableitungskalkül für (syntaktische) Tautologien. Dieser generiert, ausgehend von gewissen axiomatisch fixierten Grundtautologien, rekursiv eine Menge von Aussagen, die, wie wir später sehen werden, mit der Menge der allgemeingültigen Sätze (semantische Tautologien) übereinstimmt. Wir arbeiten allein mit den logischen Symbolen $\neg, \wedge, \rightarrow$, d.h. wir verzichten auf \vee und auf \leftrightarrow . Dies reduziert die Ausdruckstärke der Sprache nicht, da man $\alpha \leftrightarrow \beta$ als Abkürzung für $(\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \alpha)$ und $\alpha \vee \beta$ als Abkürzung für $\neg\alpha \rightarrow \beta$ einführen kann. Um Klammern zu sparen verwenden wir die Konvention, dass die Negation sich auf das folgende Zeichen bezieht und dass die Konjunktion stärker bindet als die Implikation. Man könnte auch die Implikation $\alpha \rightarrow \beta$ durch $\neg(\alpha \wedge \neg\beta)$ definieren und eliminieren, doch dann würden die Ausdrücke sehr unübersichtlich. Ferner ist die Grundform einer mathematischen Aussage vom Typ $\alpha_1 \wedge \dots \wedge \alpha_n \rightarrow \beta$.

AXIOM 3.8. Für eine Aussagenvariablenmenge V und beliebige Ausdrücke α, β, γ legt man folgende (syntaktische) *Tautologien* axiomatisch fest.

- (1)
$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha).$$
 - (2)
$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma).$$
 - (3)
$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta \wedge \gamma).$$
 - (4)
$$\vdash (\alpha \wedge \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma))$$
- und
- (5)
$$\vdash (\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma)) \rightarrow (\alpha \wedge \beta \rightarrow \gamma).$$
 - (6)
$$\vdash \neg\alpha \wedge \alpha \rightarrow \beta.$$
 - (7)
$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\neg\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \beta.$$

Man spricht häufig auch genauer von *Axiomenschemata*, da jedes Axiom bei unterschiedlichen Einsetzungen eine Vielzahl von Axiomen representiert. Das *Kettenschlussaxiom* (2) besagt die *Transitivität der Implikation*, Axiom (5) heißt *Widerspruchaxiom* und Axiom (6) heißt *Fallunterscheidungsaxiom*. Diese Tautologien sind die axiomatisch fixierten Grundtautologien und

fungieren als die Startglieder im rekursiven Aufbau der syntaktischen Tautologien. Um überhaupt aus diesen Axiomen weitere Tautologien generieren zu können, braucht man Ableitungsregeln. Davon gibt es lediglich eine.

Modus ponens

Aus $\vdash \alpha$ und $\vdash (\alpha) \rightarrow (\beta)$ folgt $\vdash \beta$.

DEFINITION 3.9. Unter einer *syntaktischen Tautologie* versteht man einen Ausdruck $\alpha \in L^V$ (zu einer Aussagenvariablenmenge V), den man aus den Grundtautologien rekursiv mittels Modus ponens erhalten kann.

Die Menge aller syntaktischen Tautologien bilden also eine rekursiv definierte Teilmenge von L^V .

BEMERKUNG 3.10. Eine Durchsicht der Grundtautologien zeigt, dass es sich jeweils auch um semantische Tautologien handelt, siehe Aufgabe 3.32. Wenn ferner α und $(\alpha) \rightarrow (\beta)$ semantische Tautologien sind, so ist auch β eine semantische Tautologie. D.h. die semantischen Tautologien sind unter Modus ponens abgeschlossen. Dies bedeutet insgesamt, dass syntaktische Tautologien stets semantische Tautologien sind. Diese Eigenschaft nennt man auch die *Korrektheit* des syntaktischen Kalküls, er leitet ausschließlich semantische Tautologien, also wahre Aussagen ab. Die umgekehrte Aussage, dass sich jede semantische Tautologie auch syntaktisch in dem angegebenen Kalkül ableiten lässt, nennt man die *Vollständigkeit* des Kalküls.

Weitere Tautologien und Regeln

LEMMA 3.11. *Es ist*

$$\vdash \alpha \rightarrow \alpha.$$

Beweis. Es ist

$$\vdash (\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)) \wedge (\neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)$$

nach Axiom 3.8 (6), woraus sich nach Axiom 3.8 (4) mit Modus Ponens auch

$$\vdash (\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)) \rightarrow ((\neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha))$$

ergibt. Wegen Axiom 3.8 (1) ist

$$\vdash \alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)$$

und daher mit Modus ponens auch

$$\vdash (\neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha).$$

Wegen Axiom 3.8 (5) ist

$$\vdash \neg\alpha \wedge \alpha \rightarrow \alpha$$

und damit mit Axiom 3.8 (4) auch

$$\vdash \neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha),$$

so dass sich

$$\vdash \alpha \rightarrow \alpha$$

ergibt. □

LEMMA 3.12. Für $\alpha, \beta \in L^V$ ist

$$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$$

und

$$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \beta.$$

Beweis. Nach Axiom 3.8 (4) ist

$$\vdash (\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha)) \rightarrow (\alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha)$$

und wegen Axiom 3.8 (1) ist

$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha),$$

so dass mit Modus ponens auch

$$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$$

gilt. Für die andere Behauptung gehen wir von Lemma 3.11 aus, was

$$\vdash \beta \rightarrow \beta$$

liefert. Wegen Axiom 3.8 (1) haben wir

$$\vdash (\beta \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \beta)),$$

also mit Modus ponens auch

$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \beta).$$

Nach Axiom 3.8 (4) ist

$$\vdash (\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \beta)) \rightarrow (\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta),$$

woraus sich nach dem bisher Bewiesenen

$$\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta$$

ergibt. □

BEMERKUNG 3.13. Die aussagenlogischen Axiome der Form $\vdash \alpha \rightarrow \beta$ führen zu entsprechenden Schlussregeln, d.h. Vorschriften, wie man aus (schon etablierten) syntaktischen Tautologien neue Tautologien erhält. Wir gehen unter diesem Gesichtspunkt die Axiome durch.

Aus $\vdash \alpha$ folgt $\vdash \beta \rightarrow \alpha$.

Dies ergibt sich aus der Voraussetzung $\vdash \alpha$ aus $\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha)$ und dem Modus ponens.

Aus $\vdash \alpha \wedge \beta$ folgt $\vdash \alpha$ (und ebenso $\vdash \beta$).

Dies ergibt sich aus $\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$ nach Lemma 3.12 und der Voraussetzung $\vdash \alpha \wedge \beta$ mittels Modus ponens. Umgekehrt gilt die sogenannte *Konjunktionsregel*, d.h. aus $\vdash \alpha$ und $\vdash \beta$ folgt auch $\vdash \alpha \wedge \beta$. Dies ergibt sich aus

$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha \wedge \beta)$$

(was aus den Axiomen folgt, siehe Aufgabe 3.33) aus den Voraussetzungen durch eine zweifache Anwendung des Modus ponens.

Aus $\vdash \alpha \rightarrow \beta$ und $\vdash \beta \rightarrow \gamma$ ergibt sich $\vdash \alpha \rightarrow \gamma$. Diese Regel heißt *Kettenschlussregel*. Nach der obigen abgeleiteten Konjunktionsregel folgt aus den Voraussetzungen direkt $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \gamma)$ und daraus und dem Kettenschlussaxiom mit dem Modus ponens $\vdash \alpha \rightarrow \gamma$.

LEMMA 3.14. *Es ist*

$$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \beta \wedge \alpha.$$

Beweis. Nach Axiom 3.8 (3) ist

$$\vdash ((\alpha \wedge \beta) \rightarrow \beta) \wedge ((\alpha \wedge \beta) \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta \wedge \alpha).$$

Die beiden Bestandteile des Vordersatzes gelten nach Lemma 3.12, so dass auch ihre Konjunktion ableitbar ist. Daher ist auch der Nachsatz ableitbar. \square

LEMMA 3.15. *Es ist*

$$\vdash (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma \rightarrow \alpha \wedge (\beta \wedge \gamma).$$

Beweis. Siehe Aufgabe 3.34. \square

LEMMA 3.16. (1)

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta).$$

(2)

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta \wedge \delta).$$

Beweis. (1) Nach Axiom 3.8 (2) ist

$$\vdash (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \alpha) \wedge (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta)$$

und daher mit Axiom 3.8 (4) auch

$$\vdash (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \alpha) \rightarrow ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta)).$$

Der Vordersatz ist nach Lemma 3.12 ableitbar, also auch der Nachsatz.

(2) Nach Teil (1) ist

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta)$$

und (unter Verwendung von Lemma 3.14 und Aufgabe 3.38)

$$\vdash (\gamma \rightarrow \delta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \delta).$$

Daher gilt auch (nach der Regelversion zu Teil (1))

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta)$$

und

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \rightarrow (\alpha \wedge \gamma \rightarrow \delta)$$

bzw. unter Verwendung von Axiom 3.8 (4) und der Assoziativität der Konjunktion

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \wedge \alpha \wedge \gamma \rightarrow \beta$$

und

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \wedge \alpha \wedge \gamma \rightarrow \delta.$$

Nach Axiom 3.8 (3) ist mit der Abkürzung $\varphi = (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\gamma \rightarrow \delta) \wedge \alpha \wedge \gamma$

$$\vdash (\varphi \rightarrow \beta) \wedge (\varphi \rightarrow \delta) \rightarrow (\varphi \rightarrow \beta \wedge \delta).$$

Da die beiden Teilaussagen im Vordersatz ableitbar sind, ist auch der Nachsatz ableitbar, was unter Verwendung von Axiom 3.8 (4) zur Behauptung umformulierbar ist.

□

Die folgende Aussage gibt eine „interne Version“ des Modus Ponens, der ja nach Definition eine Schlussregel ist.

LEMMA 3.17. *Es ist*

$$\vdash \alpha \wedge (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \beta.$$

Beweis. Nach Axiom 3.8 (6) ist

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\neg\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \beta,$$

und Axiom 3.8 (5) kann man wegen Axiom 3.8 (4) zu

$$\vdash \alpha \rightarrow (\neg\alpha \rightarrow \beta)$$

umformulieren. Daraus und aus (Lemma 3.11)

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$$

ergibt sich mit der Regelversion zu Lemma 3.16 (2)

$$\vdash \alpha \wedge (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\alpha \rightarrow \beta)$$

und daraus durch den Kettenschluss die Behauptung. □

LEMMA 3.18. (1) *Aus $\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma)$ und $\vdash \gamma \rightarrow \delta$ folgt $\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \delta)$.*

(2) *Aus $\vdash \alpha$ und $\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \gamma$ ergibt sich $\vdash \beta \rightarrow \gamma$.*

Beweis. (1) Sei

$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma)$$

und

$$\vdash \gamma \rightarrow \delta.$$

Nach Bemerkung 3.13 gilt auch

$$\vdash \alpha \rightarrow (\gamma \rightarrow \delta)$$

und daraus ergibt sich mit Axiom 3.8 (3), der Konjunktionsregel und dem Modus ponens

$$\vdash \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \wedge (\gamma \rightarrow \delta).$$

Mittels des Kettenschlusses ergibt sich daraus und aus Axiom 3.8 (2) die Behauptung.

(2) Siehe Aufgabe 3.48.

□

Die folgenden Tautologien machen wichtige Aussagen über das Negationszeichen. Die Tautologie (2) ist eine wichtige Variante der *Widerspruchstautologie* und die in (5) und (6) ausgedrückte Äquivalenz heißt *Kontraposition*.

LEMMA 3.19. (1)

$$\vdash (\neg\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha.$$

(2)

$$\vdash (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha) \wedge (\neg\beta \rightarrow \alpha) \rightarrow \beta$$

(3)

$$\vdash \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha.$$

(4)

$$\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha.$$

(5)

$$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha).$$

(6)

$$\vdash (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta).$$

Beweis. (1) Die Fallunterscheidungstautologie liefert

$$\vdash (\alpha \rightarrow \alpha) \wedge (\neg\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha.$$

Aus (Lemma 3.11)

$$\vdash \alpha \rightarrow \alpha$$

ergibt sich daraus die Behauptung.

(2) Nach Axiom 3.8 (3) gilt

$$\vdash (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha) \wedge (\neg\beta \rightarrow \alpha) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha \wedge \alpha)$$

und nach Axiom 3.8 (5) gilt

$$\vdash \neg\alpha \wedge \alpha \rightarrow \beta.$$

Nach Lemma 3.18 (1) folgt

$$\vdash (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha) \wedge (\neg\beta \rightarrow \alpha) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \beta),$$

woraus nach Teil (1) die Behauptung mit der Kettenschlussregel folgt.

(3) Nach Axiom 3.8 (1) ist

$$\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \neg\neg\alpha).$$

Nach Axiom 3.8 (5) ist

$$\vdash \neg\alpha \wedge \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha,$$

was wir mit Axiom 3.8 (4) zu

$$\vdash \neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \neg\neg\alpha),$$

umformulieren können. Daraus ergibt sich

$$\vdash \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha$$

mit der Fallunterscheidungsregel.

(4) Nach Axiom 3.8 (1) ist

$$\vdash \alpha \rightarrow (\neg\neg\alpha \rightarrow \alpha).$$

Nach Axiom 3.8 (5) ist

$$\vdash \neg\alpha \wedge \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha,$$

was wir zu

$$\vdash \neg\alpha \rightarrow (\neg\neg\alpha \rightarrow \alpha),$$

umformulieren können. Daraus ergibt sich

$$\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$$

mit der Fallunterscheidungsregel.

(5) Es ist nach Axiom 3.8 (1)

$$\vdash \neg\alpha \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha)$$

und damit auch

$$\vdash \neg\alpha \rightarrow ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha)).$$

Ferner ist nach einer Variante von Axiom 3.8 (5)

$$\vdash \beta \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha).$$

Nach Lemma 3.17 ist

$$\vdash \alpha \rightarrow ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \beta),$$

woraus sich

$$\vdash \alpha \rightarrow ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha))$$

ergibt. Mit der Fallunterscheidungsregel folgt die Behauptung.

(6) Dies folgt aus (3), (4) und (5).

□

Abbildungsverzeichnis

- Erläuterung: Die in diesem Text verwendeten Bilder stammen aus Commons (also von <http://commons.wikimedia.org>) und haben eine Lizenz, die die Verwendung hier erlaubt. Die Bilder werden mit ihren Dateinamen auf Commons angeführt zusammen mit ihrem Autor bzw. Hochlader und der Lizenz. 11
- Lizenzklärung: Diese Seite wurde von Holger Brenner alias Bocardodarapti auf der deutschsprachigen Wikiversity erstellt und unter die Lizenz CC-by-sa 3.0 gestellt. 11