

Beweisarchiv

März 2023

Dieses Buch steht unter der Lizenz Creative Commons CC0 1.0.

Inhaltsverzeichnis

1 Grundlagen	7
1.1 Logisches Schließen	7
1.1.1 Natürliches Schließen	7
1.1.2 Gesetzmäßigkeiten	9
1.2 Aussagenlogik	15
1.3 Prädikatenlogik	22
1.4 Modallogik	26
1.4.1 Modallogische Axiome	26
1.4.2 System K	26
1.4.3 System T	28
1.5 Metatheorie der Logik	29
1.5.1 Klassische Aussagenlogik	29
1.5.2 Modallogik	31
1.5.3 Intuitionistische Logik	35
1.6 Mengenlehre	36
1.6.1 Definitionen	36
1.6.2 Rechenregeln	36
1.7 Relationen	42
1.7.1 Allgemeine Gesetzmäßigkeiten	42
1.7.2 Äquivalenzrelationen	42
1.7.3 Ordnungsrelationen	45
1.8 Abbildungen	46
1.8.1 Definitionen	46
1.8.2 Grundlagen	46
1.8.3 Kardinalzahlen	55
2 Analysis	61
2.1 Folgen	61
2.1.1 Konvergenz	61
2.1.2 Wachstum und Landau-Symbole	65
2.2 Stetige Funktionen	66
2.3 Differentialrechnung	71
2.3.1 Ableitungsregeln	71
2.3.2 Glatte Funktionen	73
2.3.3 Richtungsableitung	73
2.4 Fixpunkt-Iterationen	75
2.5 Ungleichungen	76
2.6 Monotonie	77
2.7 Spezielle Funktionen	78
2.7.1 Gammafunktion	78
3 Topologie	79
3.1 Grundbegriffe	79
3.1.1 Definitionen	79
3.1.2 Stetige Abbildungen	80

3.1.3	Elementares	81
3.1.4	Zusammenhang	82
3.2	Metrische Räume	84
3.2.1	Metrische Räume	84
3.2.2	Normierte Räume	86
3.2.3	Homöomorphismen	87
3.3	Übungen	87
4	Lineare Algebra	89
4.1	Matrizen	89
4.1.1	Definitionen	89
4.1.2	Rechenregeln	89
4.1.3	Rechenregeln für komplexe Matrizen	90
4.2	Eigenwerte	90
4.2.1	Quadratische Matrizen	92
4.3	Lineare Abbildungen	93
4.4	Bilinearformen	95
4.5	Euklidische Geometrie	96
5	Algebra	101
5.1	Gruppentheorie	101
5.1.1	Grundlagen	101
5.2	Ringtheorie	103
5.2.1	Grundlagen	103
5.2.2	Ringhomomorphismen	105
5.3	Polynomringe	105
5.3.1	Einsetzungshomomorphismus	105
5.4	Körper	106
5.4.1	Geordnete Körper	106
5.5	Formale Potenzreihen	108
5.6	Zahlenbereiche	110
5.6.1	Die natürlichen Zahlen	110
5.6.2	Die ganzen Zahlen	112
5.6.3	Die rationalen Zahlen	114
6	Kombinatorik	117
6.1	Endliche Mengen	117
6.1.1	Indikatorfunktion	117
6.1.2	Endliche Abbildungen	118
6.2	Endliche Summen	121
6.2.1	Allgemeine Regeln	121
6.2.2	Klassische Partialsummen	129
6.3	Funktionen	131
6.3.1	Floor und Ceil	131
6.3.2	Faktorielle	133
6.3.3	Binomialkoeffizient	134
7	Wahrscheinlichkeitsrechnung	135
7.1	Diskrete Wahrscheinlichkeitsräume	135
7.2	Allgemeine Wahrscheinlichkeitsräume	142
7.3	Stochastische Prozesse	143
7.3.1	Markow-Prozesse mit endlichem Zustandsraum	143

7.4	Mathematische Statistik	145
7.4.1	Schätzfunktionen	145
8	Zahlentheorie	147
8.1	Kongruenzen und Teilbarkeit	147
8.2	Primzahlen	149

1 Grundlagen

1.1 Logisches Schließen

1.1.1 Natürliches Schließen

Logische Schlussregeln

	Einführung	Beseitigung
Konjunktion	$\frac{\Gamma \vdash A \quad \Gamma' \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \wedge B}$	$\frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A} \quad \frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash B}$
Disjunktion	$\frac{\Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash A \vee B} \quad \frac{\Gamma \vdash B}{\Gamma \vdash A \vee B}$	$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma', A \vdash C \quad \Gamma'', B \vdash C}{\Gamma, \Gamma', \Gamma'' \vdash C}$
Implikation	$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}$	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$
Negation	$\frac{\Gamma, A \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg A}$	$\frac{\Gamma \vdash \neg A \quad \Gamma' \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash \perp}$
Äquivalenz	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash B \Rightarrow A}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \Leftrightarrow B}$	$\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash B \Rightarrow A}$
Universalq.	$\frac{\Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash \forall x: A} \quad (x \notin \text{FV}(\Gamma))$	$\frac{\Gamma \vdash \forall x: A}{\Gamma \vdash A[x := t]}$
Existenzq.	$\frac{\Gamma \vdash A[x := t]}{\Gamma \vdash \exists x: A}$	$\frac{\Gamma \vdash \exists x: A \quad \Gamma', A \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash B} \quad (x \notin \text{FV}(\Gamma, \Gamma', B))$

Strukturelle Schlussregeln

Abschwächung	Vertauschung	Kontraktion
$\frac{\Gamma, \Gamma' \vdash B}{\Gamma, A, \Gamma' \vdash B}$	$\frac{\Gamma, A, B, \Gamma' \vdash C}{\Gamma, B, A, \Gamma' \vdash C}$	$\frac{\Gamma, A, A, \Gamma' \vdash B}{\Gamma, A, \Gamma' \vdash B}$

Logische Axiome

Axiom 1.1. Es gilt $\Gamma, A, \Gamma' \vdash A$.

Axiom 1.2. Es gilt $\Gamma \vdash \top$.

Axiom 1.3 (EFQ: Ex falso quodlibet). Eine falsche Aussage impliziert jede beliebige Aussage, kurz

$$\vdash \perp \Rightarrow A.$$

Bemerkung: Dieses Prinzip erlaubt Programmterme mit leerem Pattern matching, so dass ein Zeuge für $0 \rightarrow A$ konstruiert werden kann.

Axiom 1.4 (LEM: Satz vom ausgeschlossenen Dritten).

Entweder gilt eine Aussage, oder ihre Negation gilt, kurz

$$\vdash A \vee \neg A.$$

Bemerkung: Zur Schaffung von Klarheit sollte ein Beweis die Markierung LEM bekommen, wenn transitive Abhängigkeit zu diesem Axiom besteht. Verzichtet keiner der Beweise eines Satzes auf LEM, sollte der Satz ebenfalls mit LEM markiert werden.

Axiom 1.5 (DN: Beseitigung der Doppelnegation).

Die Doppelnegation einer Aussage A impliziert die Aussage A , kurz

$$\vdash \neg \neg A \Rightarrow A.$$

Axiome zur Gleichheit

Axiom 1.6 (Reflexivität). Es gilt $\vdash x = x$.

Axiom 1.7 (Symmetrie). Es gilt $\vdash x = y \Rightarrow y = x$. Infolge gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash x = y}{\Gamma \vdash y = x}.$$

Axiom 1.8 (Transitivität). Es gilt $\vdash x = y \wedge y = z \Rightarrow x = z$. Infolge gilt

$$\frac{\Gamma \vdash x = y \quad \Gamma' \vdash y = z}{\Gamma, \Gamma' \vdash x = z}.$$

Axiom 1.9. Es gilt $\vdash x = y \wedge P(x) \Rightarrow P(y)$. Infolge gilt

$$\frac{\Gamma \vdash x = y \quad \Gamma' \vdash P(x)}{\Gamma, \Gamma' \vdash P(y)}.$$

Axiom 1.10. Es gilt $\vdash x = y \Rightarrow f(x) = f(y)$. Infolge gilt

$$\frac{\Gamma \vdash x = y}{\Gamma \vdash f(x) = f(y)}.$$

1.1.2 Gesetzmäßigkeiten

Satz 1.11 (Deduktionstheorem für Sequenzen).

Es gilt $\Gamma, A \vdash B$ genau dann, wenn $\Gamma \vdash A \Rightarrow B$.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \overline{A \vdash A}}{\Gamma, A \vdash B} \quad \square$$

Satz 1.12. Sofern $\vdash A \Leftrightarrow B$ gilt, ist $\Gamma \vdash A$ äquivalent zu $\Gamma \vdash B$.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash A \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{\vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash B \vdash B \Rightarrow A} \quad \square$$

Satz 1.13. Die Sequenz $\Gamma, A \wedge B \vdash C$ gilt genau dann, wenn $\Gamma, A, B \vdash C$.

Beweis 1. Laut den Beweisbäumen

$$\frac{\frac{\Gamma, A \wedge B \vdash C}{\Gamma \vdash A \wedge B \Rightarrow C} \quad \frac{\overline{A \vdash A} \quad \overline{B \vdash B}}{A, B \vdash A \wedge B}}{\Gamma, A, B \vdash C} \quad \frac{\frac{\Gamma, A, B \vdash C}{\Gamma, A \vdash B \Rightarrow C} \quad \frac{\overline{A \wedge B \vdash A \wedge B}}{A \wedge B \vdash A}}{\Gamma, A \wedge B \vdash B \Rightarrow C} \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash B} \quad \square$$

gehen die beiden Sequenzen gegenseitig aus sich hervor. \square

Beweis 2. Es gilt

$$\begin{aligned} (\Gamma, A \wedge B \vdash C) &\iff (\Gamma \vdash A \wedge B \Rightarrow C), & (\text{Satz 1.11}) \\ (\Gamma, A, B \vdash C) &\iff (\Gamma \vdash A \Rightarrow B \Rightarrow C), & (\text{Satz 1.11}) \\ \vdash (A \wedge B \Rightarrow C) &\iff (A \Rightarrow B \Rightarrow C). & (\text{Satz 1.38}) \end{aligned}$$

Mit Satz 1.12 folgt somit die Behauptung. \square

Satz 1.14 (Sequenzen erzeugen Schlussregeln).

Gilt $A \vdash B$, dann darf von $\Gamma \vdash A$ auf $\Gamma \vdash B$ geschlossen werden.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{A \vdash B}{\vdash A \Rightarrow B} \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \quad \square$$

Satz 1.15 (Sequenzen erzeugen Schlussregeln).

Gilt $A_1, \dots, A_n \vdash B$, dann darf auf $\Gamma \vdash B$ geschlossen werden, falls $\Gamma \vdash A_k$ für jedes k von $k = 1$ bis $k = n$ gilt.

Beweis. Für $n = 2$ findet sich sich:

$$\frac{\frac{\frac{A_1, A_2 \vdash B}{A_1 \vdash A_2 \Rightarrow B}}{\vdash A_1 \Rightarrow A_2 \Rightarrow B} \quad \Gamma \vdash A_1}{\Gamma \vdash A_2 \Rightarrow B} \quad \Gamma \vdash A_2 \quad \square$$

Für höhere n verläuft der Beweis analog. \square

Satz 1.16 (Kontraposition, Modus tollens). Es gelten die Schlussregeln

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}, \quad \frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash \neg B}{\Gamma, \Gamma' \vdash \neg A}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\frac{\neg B \vdash \neg B}{\Gamma, \neg B, A \vdash \perp} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash B}}{\Gamma, \neg B \vdash \neg A} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A} \quad \Gamma' \vdash \neg B}{\Gamma, \Gamma' \vdash \neg A} \quad \square$$

Satz 1.17 (Modus tollendo ponens). Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma' \vdash \neg A}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \frac{\frac{\Gamma' \vdash \neg A \quad A \vdash A}{\Gamma', A \vdash \perp} \text{EFQ} \quad \frac{}{B \vdash B}}{\Gamma', A \vdash B}}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$$

Mit EFQ ist Axiom 1.3 gemeint. \square

Satz 1.18 (Kettenschluss). Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash B \Rightarrow C}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \Rightarrow C}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma' \vdash B \Rightarrow C \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash B}}{\Gamma, \Gamma', A \vdash C}}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \Rightarrow C} \quad \square$$

Satz 1.19 (Klassische Reductio ad absurdum). [LEM]

Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma, \neg A \vdash \perp}{\Gamma \vdash A}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma, \neg A \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg \neg A} \text{DN}$$

Die genutzte Regel DN gilt lediglich klassisch. Zu DN aus LEM siehe Satz 1.23. \square

Satz 1.20 (Konstruktives Dilemma). Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee C \quad \Gamma' \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma'' \vdash C \Rightarrow D}{\Gamma, \Gamma', \Gamma'' \vdash B \vee D}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee C \quad \frac{\frac{\Gamma' \vdash A \Rightarrow B \quad \overline{A \vdash A}}{\Gamma', A \vdash B} \quad \frac{\Gamma'' \vdash C \Rightarrow D \quad \overline{C \vdash C}}{\Gamma'', C \vdash D}}{\Gamma', A \vdash B \vee D \quad \Gamma'', C \vdash B \vee D} \quad \Gamma, \Gamma', \Gamma'' \vdash B \vee D \quad \square$$

Satz 1.21 (Destruktives Dilemma). Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash \neg B \vee \neg D \quad \Gamma' \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma'' \vdash C \Rightarrow D}{\Gamma, \Gamma', \Gamma'' \vdash \neg A \vee \neg C}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\Gamma \vdash \neg B \vee \neg D \quad \frac{\Gamma' \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma' \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}^{(1)} \quad \frac{\Gamma'' \vdash C \Rightarrow D}{\Gamma'' \vdash \neg D \Rightarrow \neg C}^{(2)}}{\Gamma, \Gamma', \Gamma'' \vdash \neg A \vee \neg C}^{(3)}$$

Hierbei gilt (1), (2) gemäß Satz 1.16 und (3) gemäß Satz 1.20. \square

Satz 1.22. Die beiden Schlussregeln

$$\frac{\Gamma \vdash x = y}{\Gamma \vdash P(x) \Leftrightarrow P(y)}, \quad \frac{\Gamma \vdash x = y \quad \Gamma' \vdash P(x)}{\Gamma, \Gamma' \vdash P(y)}$$

sind äquivalent.

Beweis. Sie gehen aus sich hervor:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash x = y}{\Gamma \vdash P(x) \Leftrightarrow P(y)} \quad \Gamma' \vdash P(x)}{\Gamma, \Gamma' \vdash P(y)} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash x = y \quad \overline{P(x) \vdash P(x)}}{\Gamma, P(x) \vdash P(y)} \quad \frac{\Gamma \vdash x = y \quad \overline{P(y) \vdash P(y)}}{\Gamma, P(y) \vdash P(x)}}{\Gamma \vdash P(x) \Leftrightarrow P(y)} \quad \square$$

Satz 1.23. Die Axiome 1.4 (LEM), 1.3 (EFQ) implizieren Axiom 1.5 (DN).

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\overline{\neg \neg A \vdash \neg \neg A} \quad \overline{\neg A \vdash \neg A}}{\neg \neg A, \neg A \vdash \perp} \quad \text{EFQ} \quad \overline{A \vdash A}}{\neg \neg A \vdash A} \quad \frac{\overline{\neg \neg A \vee A}}{\neg \neg A \vdash A}$$

Zu $\vdash \neg A \vee A \Rightarrow (\neg \neg A \Rightarrow A)$. Gemäß Axiom 1.3 (EFQ) existiert ein Zeuge $\text{exfq}(A)$ für $0 \rightarrow A$. Damit lässt sich der Programmterm

$$(A \rightarrow 0) + A \rightarrow ((A \rightarrow 0) \rightarrow 0) \rightarrow A, \quad s \mapsto \mathbf{match} \, s \begin{cases} \text{in } f \mapsto g \mapsto \text{exfq}(A)(g(f)), \\ \text{in } a \mapsto g \mapsto a. \end{cases}$$

konstruieren. \square

1 Grundlagen

Satz 1.24 (Resolution). Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma' \vdash \neg A \vee C}{\Gamma, \Gamma' \vdash B \vee C}.$$

Beweis. Der Beweisbaum:

$$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \frac{\frac{\frac{\neg A \vdash \neg A \quad A \vdash A}{A, \neg A \vdash \perp}}{\Gamma' \vdash \neg A \vee C} \quad \frac{A, \neg A \vdash C}{\Gamma', A \vdash C} \quad \frac{C \vdash C}{\Gamma', A \vdash B \vee C} \quad \frac{\frac{B \vdash B}{B \vdash B \vee C}}{\Gamma, \Gamma' \vdash B \vee C} \quad \square$$

Satz 1.25. [LEM] Es gilt die Schlussregel

$$\frac{\Gamma, \neg A \vdash B \quad \Gamma', A \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\vdash A \vee \neg A}{\Gamma, \neg A \vdash B}^{\text{LEM}} \quad \Gamma', A \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash B} \quad \square$$

Satz 1.26. Die beiden Schlussregeln

$$\frac{\Gamma \vdash A \wedge B \quad \Gamma', A \vdash C}{\Gamma, \Gamma' \vdash C}, \quad \frac{\Gamma \vdash A \wedge B \quad \Gamma', B \vdash C}{\Gamma, \Gamma' \vdash C}$$

sind zulässig.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A} \quad \frac{\Gamma', A \vdash C}{\Gamma' \vdash A \Rightarrow C}}{\Gamma, \Gamma' \vdash C} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash B} \quad \frac{\Gamma', B \vdash C}{\Gamma' \vdash B \Rightarrow C}}{\Gamma, \Gamma' \vdash C} \quad \square$$

Satz 1.27. Die Schlussregel

$$\frac{\Gamma, A \vdash C \quad \Gamma', B \vdash C}{\Gamma, \Gamma', A \vee B \vdash C}$$

ist zulässig.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{A \vee B \vdash A \vee B}{\Gamma, A \vdash C} \quad \Gamma', B \vdash C}{\Gamma, \Gamma', A \vee B \vdash C} \quad \square$$

Satz 1.28 (Ersetzungsregel). Es gelten die beiden äquivalenten Regeln

$$\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash P(A) \Leftrightarrow P(B)}, \quad \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B \quad \Gamma' \vdash P(A)}{\Gamma, \Gamma' \vdash P(B)}.$$

Beweis. Zur Äquivalenz der beiden Regeln:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B}{\Gamma \vdash P(A) \Leftrightarrow P(B)} \quad \Gamma' \vdash P(A)}{\Gamma, \Gamma' \vdash P(B)} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B \quad \overline{P(A) \vdash P(A)}}{\Gamma, P(A) \vdash P(B)} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B \quad \overline{P(B) \vdash P(B)}}{\Gamma, P(B) \vdash P(A)}}{\frac{\Gamma \vdash P(A) \Rightarrow P(B) \quad \Gamma \vdash P(B) \Rightarrow P(A)}{\Gamma \vdash P(A) \Leftrightarrow P(B)}}$$

Wir führen nun eine strukturelle Induktion über den Formelaufbau durch. Ist $P(X) := \varphi$ bezüglich der atomaren logischen Variable X definiert, gilt $P(t) := \varphi[X:=t]$, wobei mit $\varphi[X:=t]$ die Substitution jedes freien Vorkommens von X durch die Formel t gemeint ist. Die Behauptung wird in der Form

$$\frac{\Gamma \vdash t \Leftrightarrow t'}{\Gamma \vdash \varphi[X:=t] \Leftrightarrow \varphi[X:=t']}$$

geschrieben und es werden die Abkürzungen

$$A := \varphi[X:=t], \quad A' := \varphi[X:=t'], \quad B := \psi[X:=t], \quad B' := \psi[X:=t']$$

definiert. Zunächst die Basisfälle. Die Formeln $\varphi := \perp$, $\varphi := \top$ und $\varphi := v$ mit atomarer Variable $v \neq X$ bleiben von der Substitution unbeeinträchtigt und sind offenkundig zu sich selbst äquivalent. Für $v = X$ erhält man schlicht die Prämisse.

Zum Induktionsschritt. Man hat nun

$$(\varphi \wedge \psi)[X:=t] \equiv \varphi[X:=t] \wedge \psi[X:=t] \equiv A \wedge B$$

usw. Induktionsvoraussetzung sei also $\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'$ und $\Gamma \vdash B \Leftrightarrow B'$. Zu zeigen ist, dass dann ebenfalls

$$\begin{aligned} \Gamma \vdash A \wedge B \Leftrightarrow A' \wedge B', \quad \Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (A' \Rightarrow B'), \quad \Gamma \vdash (\forall x: A) \Leftrightarrow (\forall x: A'), \\ \Gamma \vdash A \vee B \Leftrightarrow A' \vee B', \quad \Gamma \vdash (A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow (A' \Leftrightarrow B'), \quad \Gamma \vdash (\exists x: A) \Leftrightarrow (\exists x: A') \end{aligned}$$

und $\Gamma \vdash \neg A \Leftrightarrow \neg A'$ gilt. Zur Negation:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma \vdash A' \Rightarrow A} \quad \overline{\neg A \vdash \neg A} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A'} \quad \overline{\neg A' \vdash \neg A'}}{\Gamma, \neg A \vdash \neg A'} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A'} \quad \overline{\neg A' \vdash \neg A'}}{\Gamma, \neg A' \vdash \neg A}}{\Gamma \vdash \neg A \Leftrightarrow \neg A'}$$

Zur Konjunktion:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A'} \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash A} \quad \frac{\Gamma \vdash B \Leftrightarrow B'}{\Gamma \vdash B \Rightarrow B'} \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash B}}{\Gamma, A \wedge B \vdash A'} \quad \frac{\Gamma, A \wedge B \vdash B'}{\Gamma, A \wedge B \vdash A' \wedge B'}}{\Gamma \vdash A \wedge B \Rightarrow A' \wedge B'} \quad \frac{\text{analog}}{\Gamma \vdash A' \wedge B' \Rightarrow A \wedge B}}{\Gamma \vdash A \wedge B \Leftrightarrow A' \wedge B'}$$

1 Grundlagen

Zur Disjunktion:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \Gamma \vdash B \Leftrightarrow B'}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A' \quad A \vdash A \quad \Gamma \vdash B \Rightarrow B' \quad B \vdash B} \\
 \frac{\Gamma, A \vdash A' \quad \Gamma, B \vdash B'}{\Gamma, A \vdash A' \vee B' \quad \Gamma, B \vdash A' \vee B'} \\
 \frac{\Gamma, A \vee B \vdash A' \vee B'}{\Gamma \vdash A \vee B \Rightarrow A' \vee B'} \quad \text{analog} \quad \frac{}{\Gamma \vdash A' \vee B' \Rightarrow A \vee B} \\
 \hline
 \Gamma \vdash A \vee B \Leftrightarrow A' \vee B'
 \end{array}$$

Zur Implikation:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \Gamma \vdash A' \Rightarrow A \quad A' \vdash A'}{\Gamma \vdash A' \vdash A} \\
 \frac{\Gamma \vdash B \Leftrightarrow B' \quad A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma, A' \vdash A}{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash B} \\
 \frac{\Gamma, A \Rightarrow B, A' \vdash B'}{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash A' \Rightarrow B'} \\
 \frac{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (A' \Rightarrow B')}{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (A' \Rightarrow B')} \quad \text{analog} \quad \frac{}{\Gamma \vdash (A' \Rightarrow B') \Rightarrow (A \Rightarrow B)}
 \end{array}$$

Zur Äquivalenz:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \Gamma \vdash B \Leftrightarrow B' \quad \Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \Gamma \vdash B \Leftrightarrow B'}{\Gamma, A \Leftrightarrow B \vdash A' \Rightarrow B' \quad \Gamma, A \Leftrightarrow B \vdash B' \Rightarrow A'} \\
 \frac{\Gamma, A \Leftrightarrow B \vdash A' \Leftrightarrow B'}{\Gamma \vdash (A \Leftrightarrow B) \Rightarrow (A' \Leftrightarrow B')} \quad \text{analog} \quad \frac{}{\Gamma \vdash (A' \Leftrightarrow B') \Rightarrow (A \Leftrightarrow B)} \\
 \hline
 \Gamma \vdash (A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow (A' \Leftrightarrow B')
 \end{array}$$

Zur Universalquantifizierung:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \forall x: A \vdash \forall x: A}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A' \quad \forall x: A \vdash A} \\
 \frac{\Gamma, \forall x: A \vdash A'}{\Gamma, \forall x: A \vdash \forall x: A'} \quad (x \notin \text{FV}(\Gamma)) \quad \text{analog} \\
 \frac{\Gamma \vdash (\forall x: A) \Rightarrow (\forall x: A')}{\Gamma \vdash (\forall x: A) \Leftrightarrow (\forall x: A')} \quad \frac{}{\Gamma \vdash (\forall x: A') \Rightarrow (\forall x: A)}
 \end{array}$$

Zur Existenzquantifizierung:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \Gamma \vdash A \Rightarrow A' \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash A'} \\
 \frac{\exists x: A \vdash \exists x: A \quad \Gamma, A \vdash \exists x: A'}{\Gamma, \exists x: A \vdash \exists x: A'} \quad (x \notin \text{FV}(\Gamma)) \quad \text{analog} \\
 \frac{\Gamma \vdash (\exists x: A) \Rightarrow (\exists x: A')}{\Gamma \vdash (\exists x: A) \Leftrightarrow (\exists x: A')} \quad \frac{}{\Gamma \vdash (\exists x: A') \Rightarrow (\exists x: A)}
 \end{array}$$

Die Forderung $x \notin \text{FV}(\Gamma)$ kann immer erfüllt werden, indem die Variable an den Stellen, wo sie gebunden vorliegt, in eine frische umbenannt wird. \square

1.2 Aussagenlogik

Satz 1.29 (Tautologie zum Modus ponens).

Es gilt $(A \Rightarrow B) \wedge A \Rightarrow B$.

Beweis 1. Zur Abkürzung sei $\Gamma := [(A \Rightarrow B) \wedge A]$. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\overline{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \wedge A}}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{\overline{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \wedge A}}{\Gamma \vdash A}}{\Gamma \vdash B} \quad \frac{\overline{(A \Rightarrow B) \wedge A}^1 \quad \overline{(A \Rightarrow B) \wedge A}^1}{\frac{A \Rightarrow B \quad A}{B} \sim^1} \sim^1$$

Der Programmterm:

$$(A \rightarrow B) \times A \rightarrow B, \quad (f, a) \mapsto f(a). \quad \square$$

Beweis 2 (LEM, boolesche Algebra). Man darf rechnen

$$\begin{aligned} (A \Rightarrow B) \wedge A \Rightarrow B &\equiv \neg((\neg A \vee B) \wedge A) \vee B \equiv \neg(\neg A \vee B) \vee \neg A \vee B \\ &\equiv \neg\varphi \vee \varphi \equiv 1, \end{aligned}$$

wobei $\varphi := \neg A \vee B$. \square

Satz 1.30 (Kommutativgesetze). Es gilt

$$\begin{aligned} A \wedge B &\iff B \wedge A, \\ A \vee B &\iff B \vee A. \end{aligned}$$

Beweis. Zu $A \wedge B \Rightarrow B \wedge A$. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\overline{A \wedge B \vdash A \wedge B}}{A \wedge B \vdash B} \quad \frac{\overline{A \wedge B \vdash A \wedge B}}{A \wedge B \vdash A}}{A \wedge B \vdash B \wedge A} \quad \frac{\overline{A \wedge B}^1 \quad \overline{A \wedge B}^1}{\frac{B \quad A}{B \wedge A} \sim^1} \sim^1$$

Der Programmterm:

$$A \times B \rightarrow B \times A, \quad (a, b) \mapsto (b, a).$$

Zu $A \vee B \Rightarrow B \vee A$. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\overline{A \vee B \vdash A \vee B}}{A \vee B \vdash A \vee B} \quad \frac{\overline{A \vdash A} \quad \overline{B \vdash B}}{A \vdash B \vee A \quad B \vdash B \vee A}}{A \vee B \vdash B \vee A} \quad \frac{\overline{A \vee B}^2 \quad \frac{\overline{A}^1 \quad \overline{B}^1}{B \vee A} \sim^1}{A \vee B \Rightarrow B \vee A} \sim^2$$

Der Programmterm:

$$A + B \rightarrow B + A, \quad s \mapsto \mathbf{match} \, s \begin{cases} \text{inl}(a) \mapsto \text{inr}(a), \\ \text{inr}(b) \mapsto \text{inl}(b). \end{cases}$$

Vertauschen von A, B erbringt jeweils die umgekehrte Implikation. \square

Satz 1.31 (Distributivgesetze). Es gilt

$$\begin{aligned} A \wedge (B \vee C) &\iff (A \wedge B) \vee (A \wedge C), \\ A \vee (B \wedge C) &\iff (A \vee B) \wedge (A \vee C). \end{aligned}$$

Beweis. Es sind vier Implikationen zu bestätigen.

Zu $A \wedge (B \vee C) \vdash A \wedge B \vee A \wedge C$. Programmterm:

$$A \times (B + C) \rightarrow A \times B + A \times C, (a, s) \mapsto \mathbf{match} \ s \begin{cases} \text{inl}(b) \mapsto \text{inl}((a, b)), \\ \text{inr}(c) \mapsto \text{inr}((a, c)). \end{cases}$$

Zu $A \wedge B \vee A \wedge C \vdash A \wedge (B \vee C)$. Programmterm:

$$A \times B + A \times C \rightarrow A \times (B + C), s \mapsto \mathbf{match} \ s \begin{cases} \text{inl}((a, b)) \mapsto (a, \text{inl}(b)), \\ \text{inr}((a, c)) \mapsto (a, \text{inr}(c)). \end{cases}$$

Zu $A \vee (B \wedge C) \vdash (A \vee B) \wedge (A \vee C)$. Programmterm:

$$A + B \times C \rightarrow (A + B) \times (A + C), s \mapsto \mathbf{match} \ s \begin{cases} \text{inl}(a) \mapsto (\text{inl}(a), \text{inl}(a)), \\ \text{inr}((b, c)) \mapsto (\text{inr}(b), \text{inr}(c)). \end{cases}$$

Zu $(A \vee B) \wedge (A \vee C) \vdash A \vee (B \wedge C)$. Programmterm:

$$(A + B) \times (A + C) \rightarrow A + B \times C, t \mapsto \mathbf{match} \ t \begin{cases} (\text{inl}(a), s) \mapsto \text{inl}(a), \\ (\text{inr}(b), \text{inl}(a)) \mapsto \text{inl}(a), \\ (\text{inr}(b), \text{inr}(c)) \mapsto \text{inr}((b, c)). \end{cases}$$

Sämtliche Teilaussagen sind bewiesen. \square

Satz 1.32. Es gilt $A \wedge B \Rightarrow B$ und $A \Rightarrow A \vee B$.

Beweis 1. Die Beweisbäume:

$$\begin{array}{c} \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash B} \\ \vdash A \wedge B \Rightarrow B \end{array} \quad \begin{array}{c} \frac{A \vdash A}{A \vdash A \vee B} \\ \vdash A \Rightarrow A \vee B \end{array}$$

Die Programmterme sind

$$A \times B \rightarrow A, (a, b) \mapsto a; \quad A \rightarrow A + B, a \mapsto \text{inl}(a). \square$$

Beweis 2 (LEM). Mit boolescher Algebra erhält man

$$\begin{aligned} A \wedge B \Rightarrow A &\equiv \neg(A \wedge B) \vee A \equiv \neg A \vee \neg B \vee A \equiv 1 \vee \neg B \equiv 1, \\ A \Rightarrow A \vee B &\equiv \neg A \vee A \vee B \equiv 1 \vee B \equiv 1. \square \end{aligned}$$

Satz 1.33 (Transitivgesetz der Implikation).

Es gilt $(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C) \Rightarrow (A \Rightarrow C)$.

Beweis. Zur Abkürzung sei $\Gamma := [(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C)]$. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{A \vdash A}{\Gamma, A \vdash B} \quad \frac{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C)}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}}{\Gamma, A \vdash C} \quad \frac{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C)}{\Gamma \vdash B \Rightarrow C}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash C}{\Gamma \vdash A \Rightarrow C}$$

$$\vdash (A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C) \Rightarrow (A \Rightarrow C)$$

Programmterm:

$$(A \rightarrow B) \times (B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C), \quad (f, g) \mapsto (a: A) \mapsto g(f(a)). \quad \square$$

Satz 1.34 (Tautologie zur Kontraposition).

Es gilt $(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$.

Beweis. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \quad \frac{A \vdash A}{\neg B \vdash \neg B}}{A \Rightarrow B, \neg B, A \vdash \perp} \quad \frac{A \Rightarrow B \quad \overline{A}^1}{B \quad \neg B^2}$$

$$\frac{A \Rightarrow B, \neg B, A \vdash \perp}{A \Rightarrow B, \neg B \vdash \neg A} \quad \frac{\perp}{\neg A} \sim^1$$

$$\frac{A \Rightarrow B \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}{\neg B \Rightarrow \neg A} \sim^2$$

Programmterm zu $(A \Rightarrow B) \Rightarrow (B \Rightarrow \perp) \Rightarrow (A \Rightarrow \perp)$:

$$(A \rightarrow B) \rightarrow (B \rightarrow 0) \rightarrow (A \rightarrow 0), \quad f \mapsto g \mapsto (a: A) \mapsto g(f(a)). \quad \square$$

Satz 1.35 (Tautologie zur klassischen Kontraposition). [LEM]

Es gilt $(A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$.

Beweis 1 (LEM, boolesche Algebra). Es findet sich

$$A \Rightarrow B \equiv \neg A \vee B \equiv B \vee \neg A \equiv \neg \neg B \vee \neg A \equiv \neg B \Rightarrow \neg A. \quad \square$$

Beweis 2 (LEM). Sei $\Gamma := [\neg B \Rightarrow \neg A]$. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{A \vdash A}{\Gamma, \neg B \vdash \neg A} \quad \frac{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A \quad \neg B \vdash \neg B}{\Gamma, \neg B \vdash \neg A}}{\Gamma, A, \neg B \vdash \perp} \quad \frac{\Gamma, A, \neg B \vdash \perp}{\Gamma, A, \neg B \vdash B} \text{EFQ}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}$$

$$\vdash B \vee \neg B \text{LEM} \quad \frac{B \vdash B}{\vdash (\neg B \Rightarrow \neg A) \Rightarrow (A \Rightarrow B)}$$

Die umgekehrte Richtung bestätigt Satz 1.34. \square

Satz 1.36. Axiom 1.5 (DN) impliziert Axiom 1.3 (EFQ).

Beweis. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\perp, \neg A \vdash \perp}{\perp \vdash \neg A \Rightarrow \perp}}{\perp \vdash \neg \neg A} \text{DN} \quad \frac{\perp}{\neg A \Rightarrow \perp}$$

$$\frac{\perp \vdash \neg \neg A}{\perp \vdash A} \text{DN} \quad \frac{\neg \neg A}{A} \text{DN}$$

Vermittels $\text{dn}(A) := ((A \rightarrow 0) \rightarrow 0) \rightarrow A$ findet sich der Programmterm

$$0 \rightarrow A, \quad x \mapsto \text{dn}(A)((f: A \rightarrow 0) \mapsto x). \quad \square$$

1 Grundlagen

Satz 1.37. Axiom 1.5 (DN) impliziert Axiom 1.4 (LEM).

Beweis. Sei $\Gamma := [\neg(A \vee \neg A)]$. Beweisbaum:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \neg(A \vee \neg A)}{\Gamma \vdash \neg(A \vee \neg A)}}{\Gamma \vdash \neg(A \vee \neg A)} \quad \frac{\frac{\frac{A \vdash A}{A \vdash A}}{A \vdash A \vee \neg A}}{\Gamma \vdash \neg(A \vee \neg A) \quad A \vdash A \vee \neg A} \\
 \frac{\Gamma, A \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg A} \\
 \frac{\Gamma \vdash \neg(A \vee \neg A) \quad \Gamma \vdash A \vee \neg A}{\Gamma \vdash \perp} \\
 \frac{\Gamma \vdash \perp}{\vdash \neg \neg(A \vee \neg A)} \\
 \frac{\vdash \neg \neg(A \vee \neg A)}{\vdash A \vee \neg A} \text{ DN}
 \end{array}$$

Der diesbezügliche Programmterm ist

$$A + (A \rightarrow 0), \quad \text{dn}(A + (A \rightarrow 0))(f \mapsto f(\text{inr}((a : A) \mapsto f(\text{inl}(a)))))$$

wobei $f : A + (A \rightarrow 0) \rightarrow 0$ sein soll. \square

Satz 1.38. Es gilt $(A \wedge B \Rightarrow C) \Leftrightarrow (A \Rightarrow B \Rightarrow C)$.

Beweis. Für von links nach rechts findet sich:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{A \wedge B \Rightarrow C \vdash A \wedge B \Rightarrow C}{A \wedge B \Rightarrow C, A, B \vdash C}}{A \wedge B \Rightarrow C \vdash A \wedge B \Rightarrow C} \quad \frac{\frac{A \vdash A \quad B \vdash B}{A, B \vdash A \wedge B}}{A, B \vdash A \wedge B} \\
 \frac{A \wedge B \Rightarrow C, A, B \vdash C}{A \wedge B \Rightarrow C \vdash A \Rightarrow B \Rightarrow C}
 \end{array}$$

Für von rechts nach links findet sich:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B \Rightarrow C \vdash A \Rightarrow B \Rightarrow C}{A \Rightarrow B \Rightarrow C, A \wedge B \vdash B \Rightarrow C}}{A \Rightarrow B \Rightarrow C, A \wedge B \vdash B \Rightarrow C} \quad \frac{\frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash A} \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash B}}{A \wedge B \vdash B \Rightarrow C} \\
 \frac{A \Rightarrow B \Rightarrow C, A \wedge B \vdash B \Rightarrow C}{A \Rightarrow B \Rightarrow C \vdash A \wedge B \Rightarrow C}
 \end{array}$$

Die Programmterme sind Schönfinkeln (Currying)

$$(A \times B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow B \rightarrow C), \quad f \mapsto a \mapsto b \mapsto f(a, b)$$

und Entschönfinkeln (Uncurrying)

$$(A \rightarrow B \rightarrow C) \rightarrow (A \times B \rightarrow C), \quad f \mapsto (a, b) \mapsto f(a)(b). \quad \square$$

Satz 1.39. Es gilt $(A \Rightarrow B \Rightarrow C) \Rightarrow ((A \Rightarrow B) \Rightarrow (A \Rightarrow C))$.

Beweis. Sei $\Gamma := [A \Rightarrow B \Rightarrow C]$. Es findet sich:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \Rightarrow C \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash B \Rightarrow C} \quad \frac{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \quad A \vdash A}{\Gamma, A \Rightarrow B, A \vdash C}}{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow C} \\
 \frac{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow C}{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (A \Rightarrow C)} \\
 \frac{\Gamma \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (A \Rightarrow C)}{\vdash (A \Rightarrow B \Rightarrow C) \Rightarrow ((A \Rightarrow B) \Rightarrow (A \Rightarrow C))}
 \end{array}$$

Der Programmterm:

$$(A \rightarrow B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow B) \rightarrow A \rightarrow C, \quad f \mapsto g \mapsto a \mapsto (f(a))(g(a)). \quad \square$$

Satz 1.40. Es gilt $\neg A \wedge \neg B \Rightarrow \neg(A \vee B)$.

Beweis. Sei $\Gamma := [\neg A \wedge \neg B]$. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\frac{\overline{\Gamma \vdash \neg A \wedge \neg B}}{\Gamma \vdash \neg A} \quad \overline{A \vdash A}}{\Gamma, A \vdash \perp} \quad \frac{\frac{\overline{\Gamma \vdash \neg A \wedge \neg B}}{\Gamma \vdash \neg B} \quad \overline{B \vdash B}}{\Gamma, B \vdash \perp}}{\frac{\Gamma, A \vee B \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg(A \vee B)}} \quad \frac{}{\vdash \neg A \wedge \neg B \Rightarrow \neg(A \vee B)}$$

Programmterm zu $(A \Rightarrow \perp) \wedge (B \Rightarrow \perp) \Rightarrow (A \vee B) \Rightarrow \perp$:

$$(A \rightarrow 0) \times (B \rightarrow 0) \rightarrow (A + B) \rightarrow 0, \quad (f, g) \mapsto s \mapsto \mathbf{match} \, s \begin{cases} \text{inl}(a) \mapsto f(a), \\ \text{inr}(b) \mapsto g(b). \end{cases} \square$$

Satz 1.41. Es gilt $\neg A \vee \neg B \Rightarrow \neg(A \wedge B)$.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\overline{\neg A \vdash \neg A} \quad \frac{\overline{A \wedge B \vdash A \wedge B}}{A \wedge B \vdash A}}{\neg A \wedge B, \neg A \vdash \perp} \quad \frac{\frac{\overline{A \wedge B \vdash A \wedge B}}{A \wedge B \vdash B} \quad \overline{\neg B \vdash \neg B}}{A \wedge B, \neg B \vdash \perp}}{\frac{\neg A \vee \neg B, A \wedge B \vdash \perp}{\neg A \vee \neg B \vdash \neg(A \wedge B)}} \quad \frac{}{\vdash \neg A \vee \neg B \Rightarrow \neg(A \wedge B)}$$

Der Programmterm zu $(A \Rightarrow \perp) \vee (B \Rightarrow \perp) \Rightarrow (A \wedge B \Rightarrow \perp)$:

$$(A \rightarrow 0) + (B \rightarrow 0) \rightarrow (A \times B \rightarrow 0), \quad s \mapsto \mathbf{match} \, s \begin{cases} \text{inl}(f) \mapsto (a, b) \mapsto f(a), \\ \text{inr}(g) \mapsto (a, b) \mapsto g(b). \end{cases} \square$$

Satz 1.42. Es gilt $A \vee B \Rightarrow (\neg A \Rightarrow B)$.

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\overline{\neg A \vdash \neg A} \quad \overline{A \vdash A}}{\neg A, A \vdash \perp} \quad \overline{B \vdash B}}{\frac{\neg A, A \vdash B \text{ EFQ}}{A \vee B, \neg A \vdash B}} \quad \frac{}{A \vee B \vdash \neg A \Rightarrow B} \quad \frac{}{\vdash A \vee B \Rightarrow (\neg A \Rightarrow B)}$$

Programmterm zu $A \vee B \Rightarrow (A \Rightarrow \perp) \Rightarrow B$:

$$A + B \rightarrow (A \rightarrow 0) \rightarrow B, \quad s \mapsto f \mapsto \mathbf{match} \, s \begin{cases} \text{inl}(a) \mapsto \text{exfq}(B)(f(a)), \\ \text{inr}(b) \mapsto b \end{cases}$$

Der Schluss EFQ bzw. die Verfügbarkeit von $\text{exfq}(B): 0 \rightarrow B$ gilt gemäß Axiom 1.3. \square

1 Grundlagen

Satz 1.43 (Assoziativgesetz).

Es gilt $A \wedge (B \wedge C) \Leftrightarrow (A \wedge B) \wedge C$.

Beweis. Sei $\Gamma := [A \wedge (B \wedge C)]$. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash A \wedge (B \wedge C)}{\Gamma \vdash A} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash A \wedge (B \wedge C)}{\Gamma \vdash B \wedge C} \quad \frac{\Gamma \vdash A \wedge (B \wedge C)}{\Gamma \vdash B \wedge C}}{\Gamma \vdash A \wedge B} \quad \frac{\Gamma \vdash B \wedge C}{\Gamma \vdash C}}{\Gamma \vdash (A \wedge B) \wedge C} \quad \frac{\Gamma \vdash A \wedge (B \wedge C) \quad \Gamma \vdash (A \wedge B) \wedge C}{\vdash A \wedge (B \wedge C) \Rightarrow (A \wedge B) \wedge C}$$

Der Programmmterm ist

$$A \times (B \times C) \rightarrow (A \times B) \times C, \quad (a, (b, c)) \mapsto ((a, b), c).$$

Für die Umkehrung verläuft der Beweis analog. \square

Satz 1.44. Es gilt $(A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (A \Rightarrow A \wedge B)$.

Beweis 1. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \quad A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \wedge B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow A \wedge B} \quad \frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow A \wedge B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow A \wedge B} \quad \frac{\frac{\frac{A \Rightarrow A \wedge B \vdash A \Rightarrow A \wedge B \quad A \vdash A}{A \Rightarrow A \wedge B, A \vdash B} \quad \frac{A \Rightarrow A \wedge B, A \vdash B}{A \Rightarrow A \wedge B \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{A \Rightarrow A \wedge B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow A \wedge B) \Rightarrow A \Rightarrow B}}{\vdash (A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (A \Rightarrow A \wedge B)}$$

Die Programmmterme sind

$$(A \rightarrow B) \rightarrow A \rightarrow A \times B, \quad f \mapsto a \mapsto (a, f(a)),$$

$$(A \rightarrow A \times B) \rightarrow A \rightarrow B, \quad f \mapsto a \mapsto \pi_r(f(a)).$$

Beweis 2 (LEM, boolesche Algebra). Es gilt die Umformung

$$A \Rightarrow A \wedge B \equiv \neg A \vee (A \wedge B) \equiv (\neg A \vee A) \wedge (\neg A \vee B) \equiv 1 \wedge (A \Rightarrow B) \equiv A \Rightarrow B. \quad \square$$

Satz 1.45. Es gilt $\neg(A \Leftrightarrow \neg A)$.

Beweis. Sei $\Gamma := [A \Leftrightarrow \neg A]$. Der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow \neg A}{\Gamma \vdash A \Rightarrow \neg A} \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash \neg A} \quad \frac{\Gamma, A \vdash \neg A}{\Gamma, A \vdash \perp} \quad \frac{\Gamma, A \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg A} \quad \frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow \neg A}{\Gamma \vdash \neg A \Rightarrow A} \quad \Gamma \vdash \neg A}{\Gamma \vdash A} \quad \frac{\Gamma \vdash \neg A \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash \perp} \quad \frac{\Gamma \vdash \perp}{\vdash \neg(A \Leftrightarrow \neg A)}$$

Der Programmmterm ist

$$(A \rightarrow A \rightarrow 0) \times ((A \rightarrow 0) \rightarrow A) \rightarrow 0,$$

$$(f, g) \mapsto \text{let } h: A \rightarrow 0 = (a \mapsto f(a)(a)) \text{ in } h(g(h)). \quad \square$$

Satz 1.46. [LEM] Es gilt $A \oplus B \Leftrightarrow (\neg A \Leftrightarrow B)$.

Beweis (boolesche Algebra). Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned}\neg A \Leftrightarrow B &\equiv (\neg A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow \neg A) \equiv (\neg \neg A \vee B) \wedge (\neg B \vee \neg A) \\ &\equiv ((A \vee B) \wedge \neg B) \vee ((A \vee B) \wedge \neg A) \equiv ((A \wedge \neg B) \vee \perp) \vee (\perp \vee (B \wedge \neg A)) \\ &\equiv (A \wedge \neg B) \vee (B \wedge \neg A) \equiv A \oplus B. \quad \square\end{aligned}$$

Satz 1.47. [LEM] Es gilt $A \oplus B \Leftrightarrow \neg(A \Leftrightarrow B)$.

Beweis (boolesche Algebra). Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned}\neg(A \Leftrightarrow B) &\equiv \neg((A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)) \equiv \neg((\neg A \vee B) \wedge (\neg B \vee A)) \\ &\equiv \neg(\neg A \vee B) \vee \neg(\neg B \vee A) \equiv (\neg \neg A \wedge \neg B) \vee (\neg \neg B \wedge \neg A) \\ &\equiv (A \wedge \neg B) \vee (B \wedge \neg A) \equiv A \oplus B. \quad \square\end{aligned}$$

Satz 1.48. [LEM] Es gilt $(A \Leftrightarrow (B \Leftrightarrow C)) \Leftrightarrow ((A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow C)$.

Beweis (boolesche Algebra). Zur Abkürzung schreiben wir AB anstelle von $A \wedge B$, und \bar{A} anstelle von $\neg A$. Für die linke Seite findet sich die Umformung

$$\begin{aligned}A \Leftrightarrow (B \Leftrightarrow C) &\equiv A \Leftrightarrow (BC \vee \bar{B}\bar{C}) \equiv A(BC \vee \bar{B}\bar{C}) \vee \bar{A}\overline{(BC \vee \bar{B}\bar{C})} \\ &\equiv A(BC \vee \bar{B}\bar{C}) \vee \bar{A}(\bar{B} \vee \bar{C})(B \vee C) \equiv ABC \vee A\bar{B}\bar{C} \vee \bar{A}\bar{B}C \vee \bar{A}B\bar{C}.\end{aligned}$$

Die rechte Seite formt man analog in dieselbe disjunktive Normalform um. \square

Satz 1.49. [LEM] Es gilt $A \oplus (B \oplus C) \Leftrightarrow (A \Leftrightarrow (B \Leftrightarrow C))$.

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$A \oplus (B \oplus C) \stackrel{(1)}{\equiv} A \Leftrightarrow \neg(B \oplus C) \stackrel{(2)}{\equiv} A \Leftrightarrow \neg \neg(B \Leftrightarrow C) \equiv A \Leftrightarrow (B \Leftrightarrow C).$$

Hierbei gilt (1) laut Satz 1.46, und (2) laut Satz 1.47. \square

Satz 1.50. [LEM] Es gilt $A \oplus (B \oplus C) \Leftrightarrow (A \oplus B) \oplus C$.

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$A \oplus (B \oplus C) \stackrel{(1)}{\equiv} A \Leftrightarrow (B \Leftrightarrow C) \stackrel{(2)}{\equiv} (A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow C \stackrel{(3)}{\equiv} (A \oplus B) \oplus C.$$

Hierbei gilt (1), (3) laut Satz 1.49, und (2) laut Satz 1.48. \square

1.3 Prädikatenlogik

Definition 1.1 (Beschränkte Quantifizierung).

$$\begin{aligned}(\forall x \in M: P(x)) &: \Longleftrightarrow \forall x: (x \in M \Rightarrow P(x)), \\ (\exists x \in M: P(x)) &: \Longleftrightarrow \exists x: (x \in M \wedge P(x)).\end{aligned}$$

Satz 1.51 (Allgemeine Distributivgesetze). Es gilt:

$$\begin{aligned}A \wedge (\exists x: P(x)) &\Longleftrightarrow \exists x: (A \wedge P(x)), \\ A \vee (\forall x: P(x)) &\Longleftrightarrow \forall x: (A \vee P(x)).\end{aligned}$$

Beweis. Die Beweisbäume zur ersten Äquivalenz:

$$\begin{array}{c} \frac{A \quad \overline{P(a)}^1}{A \wedge P(a)} \quad \frac{\overline{A \wedge P(a)}^1 \quad \frac{A \wedge P(a)}{P(a)}}{\overline{A} \quad \overline{\exists x: P(x)}} \\ \frac{\exists x: P(x) \quad \overline{\exists x: (A \wedge P(x))}}{\exists x: (A \wedge P(x))} \sim_1 \quad \frac{\exists x: (A \wedge P(x)) \quad \frac{A \wedge \exists x: P(x)}{A \wedge \exists x: P(x)}}{A \wedge \exists x: P(x)} \sim_1 \end{array}$$

Die Beweisbäume zur zweiten Äquivalenz:

$$\begin{array}{c} \frac{\overline{A}^1 \quad \frac{A \vee P(x)}{\overline{A \vee P(x)}} \quad \frac{\overline{\forall x: P(x)}^1 \quad \overline{P(x)}}{\overline{A \vee P(x)}}}{\overline{A \vee (\forall x: P(x))} \quad \overline{\forall x: (A \vee P(x))}} \sim_1 \quad \frac{\overline{A \vee (\forall x: P(x))} \quad \overline{\forall x: (A \vee P(x))}}{\overline{\forall x: (A \vee P(x))}} \sim_1 \\ \frac{\forall x: (A \vee P(x)) \quad \overline{A \vee \forall x: P(x)}}{A \vee \forall x: P(x)} \quad \frac{\overline{A \vee \forall x: P(x)} \quad \overline{\forall x: P(x)}}{A \vee \forall x: P(x)} \sim_1 \end{array}$$

Die linken Bäume zeigen jeweils die Implikation von links nach rechts, die rechten die Implikation von rechts nach links. \square

Satz 1.52. Es gilt

$$(\exists x: P(x) \vee Q(x)) \Longleftrightarrow (\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x)).$$

Beweis. Der Beweisbaum zur Implikation von links nach rechts:

$$\frac{\overline{\exists x: P(x) \vee Q(x)} \quad \frac{\overline{P(a)}^2 \quad \overline{\exists x: P(x)}}{\overline{P(a) \vee Q(a)}^1} \quad \frac{\overline{Q(a)}^2 \quad \overline{\exists x: Q(x)}}{\overline{P(a) \vee Q(a)}^1} \quad \frac{\overline{P(a) \vee Q(a)}^1 \quad \overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))}}{\overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))}} \sim_2 \quad \frac{\overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))} \quad \overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))}}{\overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))}} \sim_1$$

Der Beweisbaum zur Implikation von rechts nach links:

$$\frac{\overline{(\exists x: P(x)) \vee (\exists x: Q(x))} \quad \frac{\overline{\exists x: P(x)}^1 \quad \overline{P(a) \vee Q(a)}^2}{\overline{\exists x: P(x) \vee Q(x)}} \sim_2 \quad \frac{\overline{\exists x: Q(x)}^1 \quad \overline{Q(b) \vee P(b)}^3}{\overline{\exists x: P(x) \vee Q(x)}} \sim_3}{\overline{\exists x: P(x) \vee Q(x)}} \sim_1$$

Man beachte, dass die Zeugen a, b unterschiedlich sein können. \square

Satz 1.53. Es gilt:

$$(\exists x: P(x) \wedge Q(x)) \implies (\exists x: P(x)) \wedge (\exists x: Q(x)).$$

Beweis. Sei $A := P(a) \wedge Q(a)$. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\frac{A \vdash P(a) \wedge Q(a)}{A \vdash P(a)} \quad \frac{A \vdash P(a) \wedge Q(a)}{A \vdash Q(a)}}{A \vdash \exists x: P(x)} \quad \frac{A \vdash P(a) \wedge Q(a)}{A \vdash \exists x: Q(x)}}{\frac{\exists a: A \vdash \exists a: A \quad A \vdash (\exists x: P(x)) \wedge (\exists x: Q(x))}{\exists x: P(x) \wedge Q(x) \vdash (\exists x: P(x)) \wedge (\exists x: Q(x))}}$$

In Worten: Weil aufgrund der Prämisse ein Zeuge a mit sowohl $P(a)$ als auch $Q(a)$ vorliegt, dürfen wir schließen, dass die Existenzaussagen $\exists x: P(x)$ und $\exists x: Q(x)$ erfüllt sind. \square

Satz 1.54 (Allgemeines de Morgansches Gesetz 1). Es gilt

$$(\neg \exists x: P(x)) \iff (\forall x: \neg P(x)).$$

Beweis. Unter Spezialisierung von Satz 1.56 findet sich die äquivalente Umformung

$$\neg \exists x: P(x) \equiv (\exists x: P(x)) \Rightarrow 0 \equiv \forall x: (P(x) \Rightarrow 0) \equiv \forall x: \neg P(x). \quad \square$$

Satz 1.55 (Allgemeines de Morgansches Gesetz 2). Es gilt

$$(\neg \forall x: P(x)) \iff (\exists x: \neg P(x)).$$

Beweis (LEM). Nutzung von LEM und Satz 1.54 gestattet die äquivalente Umformung

$$\neg \forall x: P(x) \equiv \neg \forall x: \neg \neg P(x) \equiv \neg \neg \exists x: \neg P(x) \equiv \exists x: \neg P(x). \quad \square$$

Satz 1.56. Es gilt die Äquivalenz

$$(\forall x: (P(x) \Rightarrow A)) \iff ((\exists x: P(x)) \Rightarrow A).$$

Beweis 1. Mit den Abkürzungen $\Gamma := [\forall x: (P(x) \Rightarrow A)]$ und $\Gamma' := [(\exists x: P(x)) \Rightarrow A]$ lauten die Beweisbäume:

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \forall x: (P(x) \Rightarrow A)}{\Gamma \vdash P(a) \Rightarrow A} \quad \frac{P(a) \vdash P(a)}{P(a) \vdash P(a)}}{\frac{\exists x: P(x) \vdash \exists a: P(a)}{\Gamma, \exists x: P(x) \vdash A}} \quad \frac{\frac{\frac{\Gamma' \vdash (\exists x: P(x)) \Rightarrow A}{\Gamma', P(x) \vdash A} \quad \frac{P(x) \vdash P(x)}{P(x) \vdash \exists x: P(x)}}{\Gamma' \vdash \forall x: (P(x) \Rightarrow A)}}$$

Die linke Seite zeigt die Implikation von links nach rechts, die rechte die Implikation von rechts nach links. \square

Beweis 2 (LEM, boolesche Algebra). Unter Nutzung von Satz 1.51 und Satz 1.54 gelingt die Umformung

$$\begin{aligned} \forall x: (P(x) \Rightarrow A) &\equiv \forall x: (\neg P(x) \vee A) \equiv (\forall x: \neg P(x)) \vee A \\ &\equiv \neg(\exists x: P(x)) \vee A \equiv (\exists x: P(x)) \Rightarrow A. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.57 (Kommutativgesetz der Quantoren). Es gilt die Äquivalenz

$$(\exists x: \exists y: P(x, y)) \iff (\exists y: \exists x: P(x, y)).$$

Beweis. Sei $\Gamma := [\exists x: \exists y: P(x, y)]$. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \exists a: \exists y: P(a, y)}{\exists y: P(a, y) \vdash \exists b: P(a, b)} \quad \frac{\frac{P(a, b) \vdash P(a, b)}{P(a, b) \vdash \exists x: P(x, b)}}{P(a, b) \vdash \exists y: \exists x: P(x, y)}}{\exists y: P(a, y) \vdash \exists y: \exists x: P(x, y)} \quad \frac{\Gamma \vdash \exists a: \exists y: P(a, y)}{\Gamma \vdash \exists y: \exists x: P(x, y)} \quad \frac{}{\vdash (\exists x: \exists y: P(x, y)) \Rightarrow (\exists y: \exists x: P(x, y))}$$

Der Beweis der Umkehrung verläuft analog. \square

Satz 1.58 (Kommutativgesetz der Quantoren). Es gilt die Äquivalenz

$$(\forall x: \forall y: P(x, y)) \iff (\forall y: \forall x: P(x, y)).$$

Beweis. Sei $\Gamma := [\forall x: \forall y: P(x, y)]$. Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \forall x: \forall y: P(x, y)}{\Gamma \vdash \forall y: P(x, y)}}{\Gamma \vdash P(x, y)} \quad \frac{\Gamma \vdash \forall x: P(x, y)}{\Gamma \vdash \forall y: \forall x: P(x, y)} \quad \frac{}{\vdash (\forall x: \forall y: P(x, y)) \Rightarrow (\forall y: \forall x: P(x, y))}$$

Der Beweis der Umkehrung verläuft analog. \square

Satz 1.59 (Allgemeine Distributivgesetze). Es gilt:

$$\begin{aligned} A \wedge (\exists x \in M: P(x)) &\iff (\exists x \in M: A \wedge P(x)), \\ A \vee (\forall x \in M: P(x)) &\iff (\forall x \in M: A \vee P(x)). \end{aligned}$$

Beweis. Nach Def. 1.1 und Satz 1.51 gilt:

$$\begin{aligned} A \wedge \exists x \in M: P(x) &\equiv A \wedge \exists x: x \in M \wedge P(x) \equiv \exists x: A \wedge x \in M \wedge P(x) \\ &\equiv \exists x: x \in M \wedge A \wedge P(x) \equiv \exists x \in M: A \wedge P(x). \end{aligned}$$

Nach Def. 1.1 und Satz 1.51 gilt:

$$\begin{aligned} A \vee \forall x \in M: P(x) &\equiv A \vee \forall x: (x \in M \Rightarrow P(x)) \equiv A \vee \forall x: x \notin M \vee P(x) \\ &\equiv \forall x: A \vee x \notin M \vee P(x) \equiv \forall x: (x \in M \Rightarrow A \vee P(x)) \\ &\equiv \forall x \in M: A \vee P(x). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.60. Es gilt:

$$(\exists x \in A: \exists y \in B: P(x, y)) \iff (\exists y \in B: \exists x \in A: P(x, y)).$$

Beweis. Nach Def. 1.1, Satz 1.51 und Satz 1.57 gilt:

$$\begin{aligned} \exists x \in A: \exists y \in B: P(x, y) &\equiv \exists x: x \in A \wedge \exists y: y \in B \wedge P(x, y) \\ &\equiv \exists x: \exists y: x \in A \wedge y \in B \wedge P(x, y) \equiv \exists y: \exists x: y \in B \wedge x \in A \wedge P(x, y) \\ &\equiv \exists y: y \in B \wedge \exists x: x \in A \wedge P(x, y) \equiv \exists y \in B: \exists x \in A: P(x, y). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.61. Es gilt:

$$(\forall x \in A: \forall y \in B: P(x, y)) \iff (\forall y \in B: \forall x \in A: P(x, y)).$$

Beweis (LEM, boolesche Algebra).

Nach Def. 1.1, Satz 1.51 und Satz 1.58 gilt:

$$\begin{aligned} \forall x \in A: \forall y \in B: P(x, y) &\equiv \forall x: x \in A \Rightarrow \forall y: y \in B \Rightarrow P(x, y) \\ &\equiv \forall x: x \notin A \vee \forall y: y \notin B \vee P(x, y) \equiv \forall x: \forall y: x \notin A \vee y \notin B \vee P(x, y) \\ &\equiv \forall y: \forall x: y \notin B \vee x \notin A \vee P(x, y) \equiv \forall y: y \notin B \vee \forall x: x \notin A \vee P(x, y) \\ &\equiv \forall y: y \in B \Rightarrow \forall x: x \in A \Rightarrow P(x, y) \equiv \forall y \in B: \forall x \in A: P(x, y). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.62. Für eine Aussage P , die nicht von x abhängt, und ein nichtleeres Diskursuniversum gilt:

$$(\exists x: P) \iff P.$$

Beweis. Nach Satz 1.51 gilt:

$$\exists x: P \equiv \exists x: (1 \wedge P) \equiv (\exists x: 1) \wedge P \equiv 1 \wedge P \equiv P.$$

Im vorletzten Schritt wurde dabei ausgenutzt, dass für ein nichtleeres Diskursuniversum immer $(\exists x: 1) \equiv 1$ gelten muss. \square

Satz 1.63. Es gilt

$$(\exists x \in M: P) \iff (M \neq \emptyset) \wedge P.$$

Beweis. Nach Def. 1.1 und Satz 1.51 gilt:

$$\exists x \in M: P \equiv \exists x: (x \in M \wedge P) \equiv (\exists x: x \in M) \wedge P \equiv (M \neq \emptyset) \wedge P. \quad \square$$

Satz 1.64. Es gilt $(A \Rightarrow \forall x: P(x)) \iff (\forall x: A \Rightarrow P(x))$.

Beweis. Mit $\Gamma := [A \Rightarrow \forall x: P(x)]$ und $\Gamma' := [\forall x: A \Rightarrow P(x)]$ lautet der Beweisbaum:

$$\begin{array}{c} \frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow \forall x: P(x)}{\Gamma, A \vdash \forall x: P(x)}}{\Gamma, A \vdash P(x)}}{\Gamma \vdash A \Rightarrow P(x)} \\ \frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow P(x)}{\Gamma \vdash \forall x: A \Rightarrow P(x)} \\ \frac{\Gamma \vdash \forall x: A \Rightarrow P(x)}{\vdash (A \Rightarrow \forall x: P(x)) \Rightarrow (\forall x: A \Rightarrow P(x))} \end{array} \quad \begin{array}{c} \frac{\frac{\frac{\Gamma' \vdash \forall x: A \Rightarrow P(x)}{\Gamma' \vdash A \Rightarrow P(x)}}{\Gamma', A \vdash P(x)}}{\Gamma', A \vdash \forall x: P(x)} \\ \frac{\Gamma', A \vdash \forall x: P(x)}{\Gamma' \vdash A \Rightarrow \forall x: P(x)} \\ \frac{\Gamma' \vdash A \Rightarrow \forall x: P(x)}{\vdash (\forall x: A \Rightarrow P(x)) \Rightarrow (A \Rightarrow \forall x: P(x))} \end{array}$$

$$\frac{\vdash (A \Rightarrow \forall x: P(x)) \Rightarrow (\forall x: A \Rightarrow P(x)) \quad \vdash (\forall x: A \Rightarrow P(x)) \Rightarrow (A \Rightarrow \forall x: P(x))}{\vdash (A \Rightarrow \forall x: P(x)) \iff (\forall x: A \Rightarrow P(x))} \quad \square$$

Satz 1.65. Es gilt $P(x) \iff (\forall y: x = y \Rightarrow P(y))$.

Beweis. Sei $\Gamma := [\forall y: x = y \Rightarrow P(y)]$. Es findet sich:

$$\begin{array}{c} \frac{\frac{P(x) \vdash P(x)}{P(x), x = y \vdash P(y)}}{P(x) \vdash x = y \Rightarrow P(y)} \\ \frac{P(x) \vdash x = y \Rightarrow P(y)}{P(x) \vdash \forall y: x = y \Rightarrow P(y)} \end{array} \quad \begin{array}{c} \frac{\Gamma \vdash \forall y: x = y \Rightarrow P(y)}{\Gamma \vdash x = x \Rightarrow P(x)} \quad \frac{}{\vdash x = x} \\ \frac{\Gamma \vdash x = x \Rightarrow P(x) \quad \vdash x = x}{\Gamma \vdash P(x)} \quad \square \end{array}$$

Satz 1.66 (Leere Wahrheit).

Die Formeln $\forall x \in \emptyset: P(x)$ und $\neg \exists x \in \emptyset: P(x)$ sind gültig.

Beweis. Zur Abkürzung sei $A := (x \in \emptyset \wedge P(x))$. Die Beweisbäume:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{\frac{}{\vdash x \notin \emptyset}}{\vdash x \notin \emptyset}}{\vdash x \notin \emptyset} \quad \frac{\frac{\frac{}{x \in \emptyset \vdash x \in \emptyset}}{\vdash x \in \emptyset}}{\vdash x \in \emptyset}}{\vdash x \in \emptyset \vdash \perp} \\
 \frac{\vdash x \in \emptyset \vdash \perp}{\vdash x \in \emptyset \vdash P(x)} \\
 \frac{\vdash x \in \emptyset \vdash P(x)}{\vdash x \in \emptyset \Rightarrow P(x)} \\
 \frac{\vdash x \in \emptyset \Rightarrow P(x)}{\vdash \forall x: x \in \emptyset \Rightarrow P(x)} \\
 \frac{\vdash \forall x: x \in \emptyset \Rightarrow P(x)}{\vdash \forall x \in \emptyset: P(x)}
 \end{array}
 \quad
 \begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{}{\vdash x \notin \emptyset}}{\vdash x \notin \emptyset} \quad \frac{\frac{\frac{}{A \vdash x \in \emptyset \wedge P(x)}}{A \vdash x \in \emptyset}}{A \vdash x \in \emptyset}}{\vdash x \notin \emptyset \quad A \vdash x \in \emptyset} \\
 \frac{\vdash x \notin \emptyset \quad A \vdash x \in \emptyset}{A \vdash \perp} \\
 \frac{A \vdash \perp}{\exists x: A \vdash \exists x: A} \\
 \frac{\exists x: A \vdash \perp}{\exists x: A \vdash \perp} \\
 \frac{\exists x: A \vdash \perp}{\vdash \neg \exists x: A} \\
 \frac{\vdash \neg \exists x: A}{\vdash \neg \exists x \in \emptyset: P(x)}
 \end{array}
 \quad \square$$

1.4 Modallogik

1.4.1 Modallogische Axiome

Axiom 1.67 (K). Es gilt das Schema $\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B)$.

Axiom 1.68 (T). Es gilt das Schema $\vdash \Box A \Rightarrow A$.

Axiom 1.69 (B). Es gilt das Schema $\vdash A \Rightarrow \Box \Diamond A$.

Axiom 1.70 (D). Es gilt das Schema $\vdash \Box A \Rightarrow \Diamond A$.

Axiom 1.71 (4). Es gilt das Schema $\vdash \Box A \Rightarrow \Box \Box A$.

Axiom 1.72 (5). Es gilt das Schema $\vdash \Diamond A \Rightarrow \Box \Diamond A$.

1.4.2 System K

Definition 1.2 (System K).

Das formale System K ist dadurch festgelegt, dass sämtliche Regeln und Axiome der klassischen Aussagenlogik gelten, und zusätzlich das Axiom 1.67 (K) und die Schlussregel

$$\frac{\vdash A}{\vdash \Box A} \quad (\text{N: Nezessisierungsregel})$$

Definition 1.3 (Möglichkeit).

Man legt $\Diamond A \equiv \neg \Box \neg A$ fest, gelesen »möglicherweise A«.

Satz 1.73 (Regel K). Die Schlussregel $\frac{\Gamma \vdash \Box(A \Rightarrow B)}{\Gamma \vdash \Box A \Rightarrow \Box B}$ ist im System K zulässig.

Beweis. Wird kurzerhand durch den Beweisbaum

$$\frac{\frac{\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B)}{\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B)} \text{Axiom K} \quad \Gamma \vdash \Box(A \Rightarrow B)}{\Gamma \vdash \Box A \Rightarrow \Box B} \text{Modus ponens}$$

bestätigt. \square

Satz 1.74 (Regel N*). Für $n \geq 0$ gilt im System K die Schlussregel

$$\frac{A_1, \dots, A_n \vdash B}{\Box A_1, \dots, \Box A_n \vdash \Box B}.$$

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ nimmt die Regel schlicht die Form der Nezessisierungsregel an. Der Induktionsschritt wird durch den Beweisbaum

$$\frac{\frac{\frac{A_1, \dots, A_n, A_{n+1} \vdash B}{A_1, \dots, A_n \vdash A_{n+1} \Rightarrow B} \text{ IV}}{\Box A_1, \dots, \Box A_n \vdash \Box(A_{n+1} \Rightarrow B)} \text{ K}}{\Box A_1, \dots, \Box A_n \vdash \Box A_{n+1} \Rightarrow \Box B} \text{ K} \quad \frac{\Box A_{n+1} \vdash \Box A_{n+1}}{\Box A_1, \dots, \Box A_n, \Box A_{n+1} \vdash \Box B} \text{ Modus ponens}$$

bestätigt. \square

Satz 1.75. Mit Axiom 1.5 (DN) gilt $\Box \neg A \Leftrightarrow \neg \Diamond A$ im System K.

Beweis. Mit dem Baum

$$\frac{\frac{\frac{\vdash B \Rightarrow \neg \neg B}{\vdash \Box \neg A \Rightarrow \neg \neg \Box \neg A} \text{ B := } \Box \neg A}{\vdash \Box \neg A \Rightarrow \neg \Diamond A} \text{ Def. 1.3}}{\vdash \Box \neg A \Leftrightarrow \neg \Diamond A} \quad \frac{\frac{\frac{\vdash \neg \neg B \Rightarrow B}{\vdash \neg \neg \Box \neg A \Rightarrow \Box \neg A} \text{ DN}}{\vdash \neg \Diamond A \Rightarrow \Box \neg A} \text{ Def. 1.3}}{\vdash \Box \neg A \Leftrightarrow \neg \Diamond A}$$

ist die Ableitung gefunden. \square

Satz 1.76. Mit Axiom 1.5 (DN) gilt $\Diamond \neg A \Leftrightarrow \neg \Box A$ im System K.

Beweis. Der Beweisbaum

$$\frac{\frac{\frac{\vdash A \Rightarrow \neg \neg A}{\vdash \Box(A \Rightarrow \neg \neg A)} \text{ Nezessisierung}}{\vdash \Box A \Rightarrow \Box \neg \neg A} \text{ K}}{\vdash \neg \Box \neg \neg A \Rightarrow \neg \Box A} \text{ Kontraposition} \quad \frac{\frac{\frac{\vdash \neg \neg A \Rightarrow A}{\vdash \Box(\neg \neg A \Rightarrow A)} \text{ DN}}{\vdash \Box \neg \neg A \Rightarrow \Box A} \text{ K}}{\vdash \neg \Box A \Rightarrow \Diamond \neg A} \text{ Kontraposition} \quad \frac{\vdash \Diamond \neg A \Rightarrow \neg \Box A}{\vdash \Diamond \neg A \Leftrightarrow \neg \Box A} \text{ Def. 1.3}$$

zeigt die Ableitung. \square

Satz 1.77. Im System K gilt $\Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Diamond A \Rightarrow \Diamond B)$.

Beweis. Mit dem Baum

$$\frac{\frac{\frac{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)}{\vdash \Box((A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A))} \text{ Kontraposition}}{\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow \Box(\neg B \Rightarrow \neg A)} \text{ Nezessisierung}}{\frac{\Box(A \Rightarrow B) \vdash \Box(\neg B \Rightarrow \neg A)}{\Box(A \Rightarrow B) \vdash \Box \neg B \Rightarrow \Box \neg A} \text{ K}} \quad \frac{\Box(A \Rightarrow B) \vdash \neg \Box \neg A \Rightarrow \neg \Box \neg B}{\Box(A \Rightarrow B) \vdash \Diamond A \Rightarrow \Diamond B} \text{ Kontraposition} \quad \frac{\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Diamond A \Rightarrow \Diamond B)}{\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Diamond A \Rightarrow \Diamond B)} \text{ Def. 1.3}$$

ist die Ableitung gefunden. \square

1 Grundlagen

Satz 1.78. Im System K gilt $\Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond A$ und $\Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond B$.
Mithin gilt $\Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond A \wedge \Diamond B$.

Beweis. Der Beweisbaum:

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{\vdash A \wedge B \Rightarrow A} \text{Kontraposition} \\
 \vdash \neg A \Rightarrow \neg(A \wedge B) \\
 \frac{}{\vdash \Box(\neg A \Rightarrow \neg(A \wedge B))} \text{Nezessisierung} \\
 \vdash \Box \neg A \Rightarrow \Box \neg(A \wedge B) \\
 \frac{}{\vdash \neg \Box \neg(A \wedge B) \Rightarrow \neg \Box \neg A} \text{Kontraposition} \\
 \vdash \Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond A \quad \text{Def. 1.3}
 \end{array}
 \qquad
 \begin{array}{c}
 \frac{}{\vdash \Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond A} \quad \frac{}{\vdash \Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond B} \\
 \frac{}{\Diamond(A \wedge B) \vdash \Diamond A} \quad \frac{}{\Diamond(A \wedge B) \vdash \Diamond B} \\
 \frac{}{\Diamond(A \wedge B) \vdash \Diamond A \wedge \Diamond B} \\
 \vdash \Diamond(A \wedge B) \Rightarrow \Diamond A \wedge \Diamond B
 \end{array}$$

Der Beweis der zweiten Formel verluft analog. \square

1.4.3 System T

Satz 1.79. Mit Axiom 1.5 (DN) ist die Hinzunahme von Axiom 1.68 (T) zum System K aquivalent zur Hinzunahme des Schemas $\vdash A \Rightarrow \Diamond A$.

Beweis. Die Ableitungen

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{\vdash \Box B \Rightarrow B} \quad B := \neg A \\
 \vdash \Box \neg A \Rightarrow \neg A \\
 \vdash \neg \neg A \Rightarrow \neg \Box \neg A \quad \text{Def. 1.3} \\
 \vdash \neg \neg A \Rightarrow \Diamond A \\
 \frac{}{A \vdash \Diamond A} \\
 \vdash A \Rightarrow \Diamond A
 \end{array}
 \qquad
 \begin{array}{c}
 \frac{}{\vdash B \Rightarrow \Diamond B} \quad B := \neg A \\
 \vdash \neg A \Rightarrow \Diamond \neg A \\
 \vdash \neg \Diamond \neg A \Rightarrow \neg \neg A \\
 \frac{}{\Box A \vdash \neg \neg A} \quad \text{DN} \\
 \frac{}{\Box A \vdash A} \\
 \vdash \Box A \Rightarrow A
 \end{array}$$

bestatigen das Gesagte. \square

1.5 Metatheorie der Logik

1.5.1 Klassische Aussagenlogik

Definition 1.4 (Ableitbare Formel).

Eine Theorie sei eine beliebige Menge von Formeln. Es sei T eine Theorie. Wir nennen eine Formel φ ableitbar aus T , kurz $T \vdash \varphi$, wenn es eine endliche Teilmenge $\Gamma \subseteq T$ gibt, so dass die Sequenz $\Gamma \succ \varphi$ ableitbar ist.

Satz 1.80. Sei Γ endlich. Es gilt $\Gamma \vdash \varphi$ genau dann, wenn $\Gamma \succ \varphi$ ableitbar ist, kurz

$$(\Gamma \vdash \varphi) \iff (\vdash \Gamma \succ \varphi).$$

Beweis. Es gelte $\Gamma \vdash \varphi$. Somit existiert $\Gamma' \subseteq \Gamma$ mit $\Gamma' \succ \varphi$. Per Abschwächungsregel erhält man $\Gamma \succ \varphi$.

Es sei umgekehrt $\Gamma \succ \varphi$ ableitbar. Man wähle schlicht $\Gamma \subseteq \Gamma$ als Zeuge für die endliche Teilmenge. Es folgt $\Gamma \vdash \varphi$. \square

Satz 1.81. Es gilt $\vdash \varphi$ genau dann, wenn $\vdash \succ \varphi$.

Beweis. Korollar zu Satz 1.80 mit $\Gamma = \emptyset$.

Definition 1.5 (Klassische Semantik).

Sei V die Menge der Variablen. Sei $I: V \rightarrow \{0, 1\}$ eine Belegung mit Wahrheitswerten. Man definiert $I \models \varphi$, sprich » I erfüllt φ «, rekursiv als

$$\begin{aligned} (I \models v) &\iff I(v), \\ (I \models \neg \varphi) &\iff \neg(I \models \varphi), \\ (I \models \varphi \wedge \psi) &\iff (I \models \varphi) \wedge (I \models \psi), \\ (I \models \varphi \vee \psi) &\iff (I \models \varphi) \vee (I \models \psi), \\ (I \models \varphi \Rightarrow \psi) &\iff (I \models \varphi) \Rightarrow (I \models \psi), \\ (I \models \varphi \Leftrightarrow \psi) &\iff (I \models \varphi) \Leftrightarrow (I \models \psi), \end{aligned}$$

wobei der jeweilige Junktors der rechten Seite per Wahrheitstafel definiert ist.

Definition 1.6. Man definiert außerdem noch die Abkürzung

$$(I \models \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}) :\iff (I \models \varphi_1) \wedge \dots \wedge (I \models \varphi_n).$$

Definition 1.7 (Gültigkeit in der klassischen Aussagenlogik).

Man nennt eine Formel φ gültig im Kontext Γ , wenn sie erfüllt ist, sofern sämtliche Formeln des Kontextes erfüllt sind. Kurz

$$(\Gamma \models \varphi) :\iff \forall I: (I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi).$$

Satz 1.82 (Korrektheit des natürlichen Schließens).

Aus $\Gamma \vdash \varphi$ folgt $\Gamma \models \varphi$.

Beweis. Strukturelle Induktion über die Konstruktion von Beweisen. Zu bestätigen ist zunächst das Axiom der Grundsequenzen als Induktionsanfang. Des Weiteren ist die Abschwächungsregel zu verifizieren.

Zu den Grundsequenzen

$$\frac{\overline{I \models \Gamma \cup \{\varphi\}}^1}{(I \models \Gamma) \wedge (I \models \varphi)} \text{Def. 1.6}$$

$$\frac{I \models \varphi}{(I \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (I \models \varphi)} \sim^1$$

$$\frac{}{\Gamma \cup \{\varphi\} \models \varphi} \text{Def. 1.7}$$

Zur Abschwächungsregel

$$\frac{\overline{\Gamma \models \varphi}^1}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi)} \text{Def. 1.7}$$

$$\frac{\overline{I \models \Gamma \cup \{\psi\}}^2}{I \models \Gamma} \text{Def. 1.6}$$

$$\frac{I \models \varphi}{\Gamma \cup \{\psi\} \models \varphi} \sim^2, \text{Def. 1.7}$$

$$\frac{}{(\Gamma \models \varphi) \Rightarrow (\Gamma \cup \{\psi\} \models \varphi)} \sim^1$$

Nun zu den Schlussregeln für die Junktoren.

Zur Einführung der Konjunktion

$$\frac{\overline{\Gamma \models \varphi}}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi)} \text{Def. 1.7}$$

$$\frac{\overline{\Gamma \models \psi}}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \psi)} \text{Def. 1.7}$$

$$\frac{I \models \varphi}{I \models \varphi} \quad \frac{I \models \psi}{I \models \psi}$$

$$\frac{(I \models \varphi) \wedge (I \models \psi)}{I \models \varphi \wedge \psi} \text{Def. 1.5}$$

$$\frac{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi \wedge \psi)}{\Gamma \models \varphi \wedge \psi} \sim^1 \text{Def. 1.7}$$

Zur Beseitigung der Konjunktion

$$\frac{\overline{\Gamma \models \varphi \wedge \psi}}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi \wedge \psi)} \text{Def. 1.7}$$

$$\frac{I \models \varphi \wedge \psi}{(I \models \varphi) \wedge (I \models \psi)} \text{Def. 1.5}$$

$$\frac{I \models \varphi}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi)} \sim^1$$

$$\frac{}{\Gamma \models \varphi} \text{Def. 1.7}$$

Zur Einführung der Implikation

$$\frac{\overline{\Gamma \cup \{\varphi\} \models \psi}}{(I \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (I \models \psi)}$$

$$\frac{\overline{I \models \Gamma}^1 \quad \overline{I \models \varphi}^2}{I \models \Gamma \cup \{\varphi\}}$$

$$\frac{I \models \psi}{(I \models \varphi) \Rightarrow (I \models \psi)} \sim^2$$

$$\frac{I \models \varphi \Rightarrow \psi}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models \varphi \Rightarrow \psi)} \sim^1 \text{Def. 1.5}$$

$$\frac{}{\Gamma \models \varphi \Rightarrow \psi} \text{Def. 1.7}$$

Die Bestätigung der restlichen Schlussregeln verläuft analog. \square

1.5.2 Modallogik

Definition 1.8 (Kripke-Modell).

Ein Kripke-Modell ist ein Tripel $M = (W, R, V)$. Es ist W eine nichtleere Menge von Welten, auch Universum genannt. Es ist $R \subseteq W \times W$ eine beliebige Relation, auch Zugänglichkeitsrelation genannt. Es ist V eine Bewertungsfunktion, die je Welt $w \in W$ einer jeden logischen Variable v einen Wahrheitswert $V(w, v) \in \{0, 1\}$ zuordnet.

Definition 1.9 (Kripke-Semantik der Modallogiken).

Sei $M = (W, R, V)$ ein Kripke-Modell. Man definiert $M, w \models \varphi$ rekursiv als

$$\begin{aligned}
 (M, w \models v) &\iff V(w, v), \\
 (M, w \models \perp) &\iff 0, \\
 (M, w \models \top) &\iff 1, \\
 (M, w \models \neg \varphi) &\iff \neg(M, w \models \varphi), \\
 (M, w \models \varphi \wedge \psi) &\iff (M, w \models \varphi) \wedge (M, w \models \psi), \\
 (M, w \models \varphi \vee \psi) &\iff (M, w \models \varphi) \vee (M, w \models \psi), \\
 (M, w \models \varphi \Rightarrow \psi) &\iff (M, w \models \varphi) \Rightarrow (M, w \models \psi), \\
 (M, w \models \varphi \Leftrightarrow \psi) &\iff (M, w \models \varphi \Rightarrow \psi) \wedge (M, w \models \psi \Rightarrow \varphi), \\
 (M, w \models \Box \varphi) &\iff \forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models \varphi), \\
 (M, w \models \Diamond \varphi) &\iff \exists w' \in W: R(w, w') \wedge (M, w' \models \varphi).
 \end{aligned}$$

Definition 1.10. Für einen Kontext $\Gamma = \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ definiert man

$$(M, w \models \Gamma) :\iff (M, w \models \varphi_1) \wedge \dots \wedge (M, w \models \varphi_n).$$

Definition 1.11 (Gültigkeit bezüglich Kripke-Semantik).

Die $M = (W, R, V)$ seien Kripke-Modelle, wobei der Rahmen (W, R) ggf. eine für die jeweilige Modallogik spezifische Rahmenbedingung erfüllen soll. Man definiert die Gültigkeit einer Formel φ im Kontext Γ als

$$(\Gamma \models \varphi) :\iff \forall M: \forall w \in W: (M, w \models \Gamma) \Rightarrow (M, w \models \varphi).$$

Definition 1.12 (Rahmen).

Ein Rahmen ist ein Paar $F = (W, R)$, wobei W nichtleer und R eine binäre Relation auf W ist. Ein Modell M basiert genau dann auf F , wenn $M = (W, R, _)$ gilt.

1 Grundlagen

Satz 1.83. Ein modallogisches System darf die Abschwächungsregel

$$\frac{\Gamma \vdash \psi}{\Gamma, \varphi \vdash \psi}.$$

enthalten.

Beweis. Wir schreiben $w \models$ als Abkürzung für $M, w \models$. Der Baum

$$\begin{array}{c} \frac{\Gamma \models \psi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)} \text{Def. 1.11} \quad \frac{}{w \in W}^1 \quad \frac{}{w \models \Gamma \cup \{\varphi\}}^2 \\ \hline \frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)}{w \models \psi} \quad \frac{}{w \models \Gamma} \text{Def. 1.10} \\ \hline \frac{w \models \psi}{(w \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (w \models \psi)} \sim^2 \\ \hline \frac{\forall M: \forall w \in W: (w \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (w \models \psi)}{\Gamma \cup \{\varphi\} \models \psi} \sim^1 \text{Def. 1.11} \end{array}$$

bestätigt die Aussage \square

Satz 1.84. Ein modallogisches System darf die Schlussregeln

$$\frac{\Gamma \vdash \varphi \quad \Gamma \vdash \psi}{\Gamma \vdash \varphi \wedge \psi}, \quad \frac{\Gamma \vdash \varphi \wedge \psi}{\Gamma \vdash \varphi}, \quad \frac{\Gamma \vdash \varphi \wedge \psi}{\Gamma \vdash \psi}$$

enthalten.

Beweis. Wir schreiben $w \models$ als Abkürzung für $M, w \models$. Die Bäume

$$\begin{array}{c} \frac{\Gamma \models \varphi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)} \text{Def. 1.11} \quad \frac{}{w \in W}^1 \\ \hline \frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)}{w \models \varphi} \quad \frac{}{w \models \Gamma}^2 \quad \text{analog} \\ \hline \frac{w \models \varphi \quad w \models \psi}{(w \models \varphi) \wedge (w \models \psi)} \text{Def. 1.9} \\ \hline \frac{(w \models \varphi) \wedge (w \models \psi)}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \wedge \psi)} \sim^2 \\ \hline \frac{\forall M: \forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \wedge \psi)}{\Gamma \models \varphi \wedge \psi} \sim^1 \text{Def. 1.11} \end{array}$$

und

$$\begin{array}{c} \frac{\Gamma \models \varphi \wedge \psi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \wedge \psi)} \text{Def. 1.11} \quad \frac{}{w \in W}^1 \\ \hline \frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \wedge \psi)}{w \models \varphi \wedge \psi} \quad \frac{}{w \models \Gamma}^2 \\ \hline \frac{w \models \varphi \wedge \psi}{(w \models \varphi) \wedge (w \models \psi)} \text{Def. 1.9} \\ \hline \frac{(w \models \varphi) \wedge (w \models \psi)}{w \models \varphi} \\ \hline \frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)} \sim^2 \\ \hline \frac{\forall M: \forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)}{\Gamma \models \varphi} \sim^1 \text{Def. 1.11} \end{array}$$

bestätigen die Aussage. \square

Satz 1.85. Ein modallogisches System darf die Schlussregeln

$$\frac{\Gamma \vdash \varphi \Rightarrow \psi \quad \Gamma \vdash \varphi}{\Gamma \vdash \psi}, \quad \frac{\Gamma, \varphi \vdash \psi}{\Gamma \vdash \varphi \Rightarrow \psi}$$

enthalten.

Beweis. Wir schreiben $w \models$ als Abkürzung für $M, w \models$. Die Bäume

$$\frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \varphi \Rightarrow \psi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)} \quad \overline{w \in W}^1}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)} \quad \overline{w \models \Gamma}^2}{w \models \varphi \Rightarrow \psi} \quad \frac{\frac{\frac{\Gamma \vdash \varphi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)} \quad \overline{w \in W}^1}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi)} \quad \overline{w \models \Gamma}^2}{w \models \varphi}$$

$$\frac{\frac{w \models \psi}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)} \sim^2}{\forall W: \forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)} \sim^1$$

$$\frac{\Gamma \vdash \psi}{\Gamma \vdash \psi}$$

und

$$\frac{\frac{\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi}{\forall w \in W: (w \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (w \models \psi)} \text{Def. 1.11} \quad \overline{w \in W}^1}{(w \models \Gamma \cup \{\varphi\}) \Rightarrow (w \models \psi)} \quad \frac{\overline{w \models \Gamma}^2 \quad \overline{w \models \varphi}^3}{w \models \Gamma \cup \{\varphi\}} \text{Def. 1.10}$$

$$\frac{w \models \psi}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)} \sim^3$$

$$\frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \psi)}{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)} \text{Def. 1.9}$$

$$\frac{(w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)}{\forall W: \forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)} \sim^2$$

$$\frac{\forall W: \forall w \in W: (w \models \Gamma) \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow \psi)}{\Gamma \vdash \varphi \Rightarrow \psi} \sim^1 \text{Def. 1.11}$$

bestätigen die Aussage. \square

Satz 1.86. Ein modallogisches System darf die Schlussregel

$$\frac{\vdash \varphi}{\vdash \Box \varphi}$$

enthalten.

Beweis. Wir schreiben $w \models$ als Abkürzung für $M, w \models$. Der Baum

$$\frac{\frac{\vdash \varphi}{\forall (W, R, V): \forall w' \in W: (w' \models \varphi)} \text{Def. 1.11} \quad \overline{w' \in W}^1}{w' \models \varphi}$$

$$\frac{R(w, w') \Rightarrow (w' \models \varphi)}{\forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (w' \models \varphi)} \sim^1$$

$$\frac{\forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (w' \models \varphi)}{w \models \Box \varphi} \text{Def. 1.9}$$

$$\frac{\forall (W, R, V): \forall w \in W: (w \models \Box \varphi)}{\vdash \Box \varphi} \text{Def. 1.11}$$

bestätigt die Aussage. \square

Satz 1.87. Bereits im modallogischen System K gilt das Axiomenschema

$$\vdash \Box(\varphi \Rightarrow \psi) \Rightarrow (\Box\varphi \Rightarrow \Box\psi).$$

Beweis. Es sei $w \models$ Abkürzung für $M, w \models$. Per Def. 1.11 ist

$$\forall(W, R, V): \forall w \in W: (w \models \Box(\varphi \Rightarrow \psi) \Rightarrow (\Box\varphi \Rightarrow \Box\psi))$$

zu bestätigen. Laut Def. 1.9 lässt sich die Implikation zurückführen auf

$$(w \models \Box(\varphi \Rightarrow \psi)) \Rightarrow (w \models \Box\varphi) \Rightarrow (w \models \Box\psi).$$

Zu zeigen ist also, dass $\forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (w' \models \psi)$ aus

$$\forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (w' \models \varphi \Rightarrow \psi),$$

$$\forall w' \in W: R(w, w') \Rightarrow (w' \models \varphi)$$

folgt. Aus den beiden Annahmen $w' \in W$ und $R(w, w')$ ist also $w' \models \psi$ zu folgern. Mit den Annahmen ergibt sich $w' \models \varphi$ und $(w' \models \varphi) \Rightarrow (w' \models \psi)$ aus den Prämissen. Infolge ergibt sich schließlich $w' \models \psi$. \square

1.5.3 Intuitionistische Logik

Definition 1.13 (Intuitionistisches Kripke-Modell).

Ein intuitionistisches Kripke-Modell ist ein Tripel $M = (W, \leq, V)$. Es ist W eine nichtleere Menge. Es ist \leq eine Quasiordnung (eine Halbordnung ginge auch). Es ist V eine monotone Funktion, die jeder Welt $w \in W$ und jeder logischen Variable v einen Wahrheitswert $V(w, v) \in \{0, 1\}$ zuordnet. Monoton heißt

$$w \leq w' \wedge V(w, v) \implies V(w', v).$$

Definition 1.14 (Kripke-Semantik der intuitionistischen Logik).

Es sei $M = (W, \leq, V)$ intuitionistisches Kripke-Modell. Zu einer Welt $w \in W$ definiert man $M, w \models \varphi$ rekursiv als

$$\begin{aligned} (M, w \models v) &\iff V(w, v), \\ (M, w \models \perp) &\iff 0, \\ (M, w \models \top) &\iff 1, \\ (M, w \models \neg \varphi) &\iff \forall w' \in W: w \leq w' \Rightarrow \neg (M, w' \models \varphi), \\ (M, w \models \varphi \wedge \psi) &\iff (M, w \models \varphi) \wedge (M, w \models \psi), \\ (M, w \models \varphi \vee \psi) &\iff (M, w \models \varphi) \vee (M, w \models \psi), \\ (M, w \models \varphi \Rightarrow \psi) &\iff \forall w' \in W: w \leq w' \wedge (M, w' \models \varphi) \Rightarrow (M, w' \models \psi), \\ (M, w \models \varphi \Leftrightarrow \psi) &\iff (M, w \models \varphi \Rightarrow \psi) \wedge (M, w \models \psi \Rightarrow \varphi). \end{aligned}$$

Definition 1.15. Für einen Kontext $\Gamma = \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ definiert man

$$(M, w \models \Gamma) :\iff (M, w \models \varphi_1) \wedge \dots \wedge (M, w \models \varphi_n).$$

Definition 1.16 (Intuitionistische Gültigkeit).

Man definiert die Gültigkeit einer Formel φ im Kontext Γ als

$$(\Gamma \models \varphi) :\iff \forall M: \forall w \in W: (M, w \models \Gamma) \Rightarrow (M, w \models \varphi).$$

Satz 1.88. Ex falso quodlibet, $\perp \Rightarrow \varphi$, ist ein intuitionistisch gültiges Schema.

Beweis. Weil die Metalogik klassisch ist, darf EFQ (ex falso quodlibet) in ihr angewendet werden. Der Baum

$$\begin{array}{c} \frac{}{(M, w' \models \perp) \iff 0} \text{Def. 1.14} \quad \frac{}{0 \Rightarrow (M, w' \models \varphi)} \text{EFQ} \\ \hline (M, w' \models \perp) \Rightarrow (M, w' \models \varphi) \\ \hline \frac{\forall w' \in W: w \leq w' \Rightarrow (M, w' \models \perp) \Rightarrow (M, w' \models \varphi)}{M, w \models \perp \Rightarrow \varphi} \text{Def. 1.14} \\ \hline \frac{\forall M: \forall w \in W: (M, w \models \perp \Rightarrow \varphi)}{\models \perp \Rightarrow \varphi} \text{Def. 1.16} \end{array}$$

bestätigt insofern die Aussage. \square

1.6 Mengenlehre

1.6.1 Definitionen

Definition 1.17 (Gleichheit von Mengen).

$$A = B :\iff \forall x: (x \in A \iff x \in B).$$

Definition 1.18 (Teilmenge).

$$A \subseteq B :\iff \forall x: (x \in A \implies x \in B).$$

Definition 1.19 (Beschreibende Angabe).

$$a \in \{x \mid P(x)\} :\iff P(a).$$

Definition 1.20 (Schnittmenge).

$$A \cap B := \{x \mid x \in A \wedge x \in B\}.$$

Definition 1.21 (Vereinigungsmenge).

$$A \cup B := \{x \mid x \in A \vee x \in B\}.$$

Definition 1.22 (Differenzmenge).

$$A \setminus B := \{x \mid x \in A \wedge x \notin B\}.$$

Definition 1.23 (Schnittmenge).

$$\bigcap_{i \in I} A_i := \{x \mid \forall i \in I: x \in A_i\} = \{x \mid \forall i: (i \in I \implies x \in A_i)\}.$$

Definition 1.24 (Vereinigungsmenge).

$$\bigcup_{i \in I} A_i := \{x \mid \exists i \in I: x \in A_i\} = \{x \mid \exists i: (i \in I \wedge x \in A_i)\}.$$

Definition 1.25 (Kartesisches Produkt).

$$A \times B := \{(a, b) \mid a \in A \wedge b \in B\} = \{t \mid \exists a: \exists b: t = (a, b) \wedge a \in A \wedge b \in B\}.$$

1.6.2 Rechenregeln

Satz 1.89 (Kommutativgesetz). Es gilt $A \cap B = B \cap A$ und $A \cup B = B \cup A$.

Beweis. Man unternimmt die Umformung

$$x \in A \cap B \stackrel{(1)}{\iff} x \in A \wedge x \in B \stackrel{(2)}{\iff} x \in B \wedge x \in A \stackrel{(3)}{\iff} x \in B \cap A.$$

Hierbei gilt (1), (3) laut Def. 1.20 in Verbindung mit Def. 1.19. Die Vertauschung (2) darf gemäß Satz 1.30 vorgenommen werden. Man erhält also

$$\forall x: (x \in A \cap B \iff x \in B \cap A).$$

Laut Def. 1.17 ist diese Aussage äquivalent zu $A \cap B = B \cap A$. Bei der Vereinigung verläuft der Beweis analog. \square

Satz 1.90 (Assoziativgesetze).

Es gilt $A \cap (B \cap C) = (A \cap B) \cap C$ und $A \cup (B \cup C) = (A \cup B) \cup C$.

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} x \in A \cap (B \cap C) &\stackrel{(1)}{\iff} x \in A \wedge x \in B \cap C \stackrel{(2)}{\iff} x \in A \wedge (x \in B \wedge x \in C) \\ &\stackrel{(3)}{\iff} (x \in A \wedge x \in B) \wedge x \in C \stackrel{(4)}{\iff} x \in A \cap B \wedge x \in C \stackrel{(5)}{\iff} x \in (A \cap B) \cap C. \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1), (2), (4), (5) laut Def. 1.20 in Verbindung mit Def. 1.19. Die Umformung (3) gilt, weil Konjunktionen das Assoziativgesetz allgemein erfüllen. Man erhält also

$$\forall x: (x \in A \cap (B \cap C) \iff x \in (A \cap B) \cap C).$$

Per Def. 1.17 ist diese Aussage äquivalent zur Behauptung. Bei der Vereinigung verläuft der Beweis analog. \square

Satz 1.91. Es gilt $A \cap B \subseteq A$.

Beweis. Laut Def. 1.18 und Def. 1.20 in Verbindung mit Def. 1.19 darf $A \cap B \subseteq A$ zu

$$\forall x: (x \in A \cap B \implies x \in A)$$

umgeformt werden. Diese Aussage ist laut Satz 1.32 immer erfüllt.

Satz 1.92. Es gilt $A \subseteq B \iff A \cap B = A$.

Beweis. Aufgrund von Satz 1.91 muss lediglich die Äquivalenz von $A \subseteq B$ und $A \subseteq A \cap B$ gezeigt werden. Laut Satz 1.44 gilt die Formel

$$x \in A \implies x \in B \iff x \in A \implies x \in A \cap B.$$

Gemäß der Ersetzungsregel gilt also auch

$$(\forall x: x \in A \implies x \in B) \iff (\forall x: x \in A \implies x \in A \cap B).$$

Per Def. 1.18 und Def. 1.21 in Verbindung mit Def. 1.19 folgt nun die Behauptung. \square

Satz 1.93. Es gilt

$$\begin{aligned} (A \cup B) \setminus C &= (A \setminus C) \cup (B \setminus C), \\ (A \cap B) \setminus C &= (A \setminus C) \cap (B \setminus C). \end{aligned}$$

Beweis. Es findet sich

$$\begin{aligned} x \in (A \cup B) \setminus C &\iff x \in A \cup B \wedge x \notin C \iff (x \in A \vee x \in B) \wedge x \notin C \\ &\iff (x \in A \wedge x \notin C) \vee (x \in B \wedge x \notin C) \\ &\iff (x \in A \setminus C) \vee (x \in B \setminus C) \iff x \in (A \setminus C) \cup (B \setminus C) \end{aligned}$$

und

$$\begin{aligned} x \in (A \cap B) \setminus C &\iff x \in A \cap B \wedge x \notin C \iff x \in A \wedge x \in B \wedge x \notin C \\ &\iff (x \in A \wedge x \notin C) \wedge (x \in B \wedge x \notin C) \\ &\iff x \in A \setminus C \wedge x \in B \setminus C \iff x \in (A \setminus C) \cap (B \setminus C). \quad \square \end{aligned}$$

1 Grundlagen

Satz 1.94. Es gilt $A \subseteq B \implies A \setminus C \subseteq B \setminus C$.

Beweis 1. Die Aussage ist äquivalent zu

$$\forall x: x \in A \Rightarrow x \in B \vdash \forall x: x \in A \setminus C \Rightarrow x \in B \setminus C.$$

Zu zeigen verbleibt daher

$$x \in A, x \notin C, \forall x: x \in A \Rightarrow x \in B \vdash x \in B \wedge x \notin C.$$

Es ist $x \notin C$ bereits gegeben. Es folgt $x \in B$ per Modus ponens aus $x \in A$. \square

Beweis 2. Mit $A \subseteq B \iff A \cup B = B$ und Satz 1.93 findet sich

$$B \setminus C = (A \cup B) \setminus C = (A \setminus C) \cup (B \setminus C),$$

was wiederum zu $A \setminus C \subseteq B \setminus C$ äquivalent ist. \square

Satz 1.95. Es gilt $a = b \iff \forall x: x = a \iff x = b$.

Beweis. Für von links nach rechts findet sich:

$$\begin{array}{c} \frac{x = a \vdash x = a}{a = b, x = a \vdash x = b} \quad \frac{a = b \vdash a = b}{a = b, x = b \vdash x = a} \quad \frac{x = b \vdash x = b}{a = b, x = b \vdash x = a} \quad \frac{a = b \vdash b = a}{a = b, x = b \vdash x = a} \\ \hline \frac{a = b \vdash x = a \Rightarrow x = b}{a = b \vdash x = a \iff x = b} \quad \frac{a = b \vdash x = b \Rightarrow x = a}{a = b \vdash x = b \iff x = a} \\ \hline \frac{a = b \vdash x = a \iff x = b}{a = b \vdash \forall x: x = a \iff x = b} \\ \hline \vdash a = b \Rightarrow \forall x: x = a \iff x = b \end{array}$$

Für von rechts nach links findet sich:

$$\begin{array}{c} \frac{\Gamma \vdash \forall x: x = a \iff x = b}{\Gamma \vdash a = a \iff a = b} \\ \frac{\Gamma \vdash a = a \iff a = b}{\Gamma \vdash a = a \Rightarrow a = b} \quad \frac{}{\vdash a = a} \\ \hline \Gamma \vdash a = b \\ \hline \vdash (\forall x: x = a \iff x = b) \Rightarrow a = b \end{array}$$

Hierbei steht Γ als Abkürzung für $\Gamma := [\forall x: x = a \iff x = b]$. \square

Satz 1.96. Es gilt $a = b \iff \{a\} = \{b\}$.

Beweis. Man unternimmt die Umformung

$$\{a\} = \{b\} \iff (\forall x: x \in \{a\} \iff x \in \{b\}) \iff (\forall x: x = a \iff x = b).$$

Laut Satz 1.95 ist die rechte Aussage äquivalent zu $a = b$. \square

Satz 1.97. Es gilt $P(x) \iff (\exists y: P(y) \wedge x = y)$.

Beweis. Für von links nach rechts wähle $y := x$ als Zeugen:

$$\begin{array}{c} \frac{P(x) \vdash P(x) \quad \vdash x = x}{P(x) \vdash P(x) \wedge x = x} \\ \hline P(x) \vdash \exists y: P(y) \wedge x = y \end{array}$$

Für von rechts nach links:

$$\begin{array}{c} \frac{}{\exists y: A \vdash \exists y: A} \quad \frac{A \vdash P(y) \wedge x = y}{A \vdash P(y)} \quad \frac{A \vdash P(y) \wedge x = y}{A \vdash x = y} \\ \hline \frac{}{\exists y: P(y) \wedge x = y \vdash P(x)} \end{array}$$

Hierbei steht A als Abkürzung für $P(y) \wedge x = y$. \square

Satz 1.98. Es gilt $(\forall t \in A \times B: P(t)) \Leftrightarrow (\forall a \in A: \forall b \in B: P(a, b))$.

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned}
 (\forall t \in A \times B: P(t)) &\stackrel{(1)}{\Leftrightarrow} (\forall t: t \in A \times B \Rightarrow P(t)) \\
 &\stackrel{(2)}{\Leftrightarrow} (\forall t: (\exists a: \exists b: t = (a, b) \wedge a \in A \wedge b \in B) \Rightarrow P(t)) \\
 &\stackrel{(3)}{\Leftrightarrow} (\forall t: \forall a: \forall b: t = (a, b) \wedge a \in A \wedge b \in B \Rightarrow P(t)) \\
 &\stackrel{(4)}{\Leftrightarrow} (\forall a: \forall b: \forall t: t = (a, b) \Rightarrow a \in A \Rightarrow b \in B \Rightarrow P(t)).
 \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1) laut Def. 1.1, (2) laut Def. 1.25, (3) unter doppelter Anwendung von Satz 1.56 und (4) unter doppelter Anwendung von Satz 1.58, gefolgt von doppelter Anwendung von Satz 1.38. Auf der anderen Seite gilt die Umformung

$$\begin{aligned}
 (\forall a \in A: \forall b \in B: P(a, b)) &\stackrel{(5)}{\Leftrightarrow} (\forall a: a \in A \Rightarrow \forall b: b \in B \Rightarrow P(a, b)) \\
 &\stackrel{(6)}{\Leftrightarrow} (\forall a: \forall b: a \in A \Rightarrow b \in B \Rightarrow P(a, b)).
 \end{aligned}$$

Hierbei gilt (5) per Def. 1.1 und (6) per Satz 1.64. Wir definieren die Abkürzung

$$Q(t) := (a \in A \Rightarrow b \in B \Rightarrow P(t)).$$

Zu zeigen verbleibt also

$$Q(a, b) \Leftrightarrow (\forall t: t = (a, b) \Rightarrow Q(t)).$$

Diese Äquivalenz gilt laut Satz 1.65. \square

Satz 1.99. Es gilt $(\exists t \in A \times B: P(t)) \Leftrightarrow (\exists a \in A: \exists b \in B: P(a, b))$.

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned}
 (\exists t \in A \times B: P(t)) &\stackrel{(1)}{\Leftrightarrow} (\exists t: P(t) \wedge t \in A \times B) \\
 &\stackrel{(2)}{\Leftrightarrow} (\exists t: P(t) \wedge \exists a: \exists b: t = (a, b) \wedge a \in A \wedge b \in B) \\
 &\stackrel{(3)}{\Leftrightarrow} (\exists t: \exists a: \exists b: P(t) \wedge a \in A \wedge b \in B \wedge t = (a, b)) \\
 &\stackrel{(4)}{\Leftrightarrow} (\exists a \in A: \exists b \in B: \exists t: P(t) \wedge t = (a, b)).
 \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1), (4) per Def. 1.1, (2) per Def. 1.25 und (3) per Satz. 1.51.

Laut Satz 1.97 gilt nun

$$(\exists t: P(t) \wedge t = (a, b)) \Leftrightarrow P(a, b). \quad \square$$

Satz 1.100. Es gilt:

$$\bigcup_{t \in I \times J} A_t = \bigcup_{i \in I} \bigcup_{j \in J} A_{ij}. \quad (t = (i, j))$$

Beweis. Nach Def. 1.24 und Satz 1.99 gilt:

$$\begin{aligned}
 x \in \bigcup_{t \in I \times J} A_t &\Leftrightarrow (\exists t \in I \times J: x \in A_t) \Leftrightarrow (\exists i \in I: \exists j \in J: x \in A_{ij}) \\
 &\Leftrightarrow (\exists i \in I: x \in \bigcup_{j \in J} A_{ij}) \Leftrightarrow x \in \bigcup_{i \in I} \bigcup_{j \in J} A_{ij}.
 \end{aligned}$$

Nach Def. 1.17 folgt die Behauptung. \square

Satz 1.101. Es gilt:

$$\bigcup_{i \in I} \bigcup_{j \in J} A_{ij} = \bigcup_{j \in J} \bigcup_{i \in I} A_{ij}.$$

Beweis. Nach Def. 1.24 und Satz 1.60 gilt:

$$\begin{aligned} x \in \bigcup_{i \in I} \bigcup_{j \in J} A_{ij} &\iff (\exists i \in I: x \in \bigcup_{j \in J} A_{ij}) \iff (\exists i \in I: \exists j \in J: x \in A_{ij}) \\ &\iff (\exists j \in J: \exists i \in I: x \in A_{ij}) \iff (\exists j \in J: x \in \bigcup_{i \in I} A_{ij}) \iff x \in \bigcup_{j \in J} \bigcup_{i \in I} A_{ij}. \end{aligned}$$

Nach Def. 1.17 folgt die Behauptung. \square

Satz 1.102. Sei M eine beliebige Menge. Die Relation $A \subseteq B$ macht die Potenzmenge von M zu einer partiell geordneten. Im Einzelnen gilt

- | | |
|---|-----------------|
| (1) $A \subseteq A$, | (Reflexivität) |
| (2) $A \subseteq B \wedge B \subseteq A \implies A = B$, | (Antisymmetrie) |
| (3) $A \subseteq B \wedge B \subseteq C \implies A \subseteq C$. | (Transitivität) |

Beweis. Jeweils Def. 1.18 nutzen.

Zu (1). Die Aussage $A \subseteq A$ ist äquivalent zu $\forall x: (x \in A \implies x \in A)$. Eine Prämisse impliziert sich im Allgemeinen selbst.

Zu (2). Es findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} A \subseteq B \wedge B \subseteq A &\iff (\forall x: x \in A \implies x \in B) \wedge (\forall x: x \in B \implies x \in A) \\ &\iff (\forall x: (x \in A \implies x \in B) \wedge (x \in B \implies x \in A)) \iff (\forall x: (x \in A \iff x \in B)) \\ &\iff A = B. \end{aligned}$$

Zu (3). Zu zeigen ist $\forall x: (x \in A \implies x \in C)$. Sei $x \in A$ fest, aber beliebig. Wegen $A \subseteq B$ muss $x \in B$ sein. Wegen $B \subseteq C$ muss infolge $x \in C$ sein. \square

Satz 1.103. Die Aussage $A \subseteq B$ ist äquivalent zu $1_A \leq 1_B$.

Beweis. Es gelte $A \subseteq B$. Um $\forall x: 1_A(x) \leq 1_B(x)$ zu zeigen, wird eine Fallunterscheidung in drei Fälle vorgenommen. Sei $x \notin B$. Dann ist $x \notin A$ und daher $1_A(x) = 0$ und $1_B(x) = 0$, womit $1_A(x) \leq 1_B(x)$ gilt. Sei $x \in A$. Dann ist $x \in B$, und daher $1_A(x) = 1$ und $1_B(x) = 1$, womit $1_A(x) \leq 1_B(x)$ gilt. Sei $x \notin A$, aber $x \in B$. Dann ist $1_A(x) = 0$ und $1_B(x) = 1$, womit $1_A(x) \leq 1_B(x)$ gilt.

Es gelte $\forall x: 1_A(x) \leq 1_B(x)$. Sei $x \in A$ fest, aber beliebig. Wegen $1_A(x) = 1$ ist $1 \leq 1_B(x)$. Weil somit $1_B(x) \neq 0$ ist, verbleibt nur noch $1_B(x) = 1$, was gleichbedeutend mit $x \in B$ ist. \square

Definition 1.26 (Symmetrische Differenz).

$$A \Delta B := (A \setminus B) \cup (B \setminus A) = \{x \mid (x \in A) \oplus (x \in B)\}.$$

Satz 1.104. [LEM] Es gilt $A \Delta (B \Delta C) = (A \Delta B) \Delta C$.

Beweis. Mit Def. 1.26 und Satz 1.50 findet sich

$$\begin{aligned} x \in A \Delta (B \Delta C) &\stackrel{\text{def}}{\iff} (x \in A) \oplus ((x \in B) \oplus (x \in C)) \\ &\iff ((x \in A) \oplus (x \in B)) \oplus (x \in C) \stackrel{\text{def}}{\iff} x \in (A \Delta B) \Delta C. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.105. Es gilt $A \Delta A = \emptyset$ und $A \Delta \emptyset = A$.

Beweis. Mit Def. 1.26 findet sich

$$A \Delta A \stackrel{\text{def}}{=} (A \setminus A) \cup (A \setminus A) = \emptyset \cup \emptyset = \emptyset,$$

$$A \Delta \emptyset \stackrel{\text{def}}{=} (A \setminus \emptyset) \cup (\emptyset \setminus A) = A \cup \emptyset = A.$$

Satz 1.106. [LEM] Es gilt $(A \Delta B) \Delta B = A$.

Beweis. Man darf rechnen

$$(A \Delta B) \Delta B \stackrel{(1)}{=} A \Delta (B \Delta B) \stackrel{(2)}{=} A \Delta \emptyset \stackrel{(3)}{=} A.$$

Hierbei gilt (1) laut Satz 1.104, und (2), (3) laut Satz 1.105. \square

Satz 1.107. [LEM] Es gilt $A \Delta C = B \Delta C \Rightarrow A = B$.

Beweis. Es findet sich

$$A \stackrel{(1)}{=} (A \Delta C) \Delta C \stackrel{(2)}{=} (B \Delta C) \Delta C \stackrel{(3)}{=} B.$$

Hierbei gilt (1), (3) laut Satz 1.106, und (2) laut Prämisse. \square

1.7 Relationen

1.7.1 Allgemeine Gesetzmäßigkeiten

Definition 1.27 (Relation).

Zu zwei Mengen X, Y bezeichnet man jede Menge $R \subseteq X \times Y$ als Relation.

Definition 1.28 (Bildmenge). Zu einer Relation R wird die Menge

$$R(M) := \{y \mid \exists x \in M: (x, y) \in R\}$$

als Bildmenge von M unter R bezeichnet.

Satz 1.108. Sei R eine Relation und seien A, B beliebige Mengen.

Es gilt $R(A \cup B) = R(A) \cup R(B)$.

Beweis. Expansion mit Def. 1.28 führt zur Behauptung

$$(\exists x \in A \cup B: (x, y) \in R) \iff (\exists x \in A: (x, y) \in R) \vee (\exists x \in B: (x, y) \in R).$$

Die linke Seite lässt sich gemäß Def. 1.1, Def. 1.21 und Satz 1.52 äquivalent in die rechte umformen. \square

Satz 1.109. Sei R eine Relation und seien A, B beliebige Mengen.

Es gilt $R(A) \setminus R(B) \subseteq R(A \setminus B)$.

Beweis. Expansion mit Def. 1.28 führt zur Behauptung

$$(\exists x \in A: (x, y) \in R) \wedge (\forall x \in B: (x, y) \notin R) \implies \exists x \in A \setminus B: (x, y) \in R.$$

Laut der ersten Prämisse existiert ein $x \in A$ mit $(x, y) \in R$. Die zweite Prämisse ist äquivalent zur Kontraposition $(x, y) \in R \Rightarrow x \notin B$. Infolge ist $x \in A \setminus B$. Somit bezeugt x die Existenzaussage auf der rechten Seite. \square

1.7.2 Äquivalenzrelationen

Definition 1.29 (Äquivalenzrelation).

Sei M eine Menge. Man nennt $R \subseteq M \times M$, notiert als $R(x, y) = (x \sim y)$, eine Äquivalenzrelation auf M , wenn für alle $x, y, z \in M$ erfüllt ist:

$x \sim x,$	(Reflexivität)
$x \sim y \implies y \sim x,$	(Symmetrie)
$x \sim y \wedge y \sim z \implies x \sim y.$	(Transitivität)

Definition 1.30 (Äquivalenzklasse).

Sei M eine Menge und $x \sim y$ eine Äquivalenzrelation für $x, y \in M$. Die Menge

$$[a] := \{x \in M \mid x \sim a\}$$

nennt man Äquivalenzklasse zum Repräsentanten $a \in M$.

Definition 1.31 (Quotientenmenge).

Die Menge $M/\sim := \{A \mid \exists a \in M: A = [a]\}$ aller Äquivalenzklassen heißt Quotientenmenge von M bezüglich der Äquivalenzrelation \sim .

Definition 1.32 (Quotientenabbildung).

Die Abbildung $\pi: M \rightarrow M/\sim$ mit $\pi(x) := [x]$ heißt Quotientenabbildung.

Satz 1.110 (Äquivalenzrelation induziert disjunkte Zerlegung).

Eine Menge wird durch eine auf ihr definierte Äquivalenzrelation in paarweise disjunkte Äquivalenzklassen zerlegt.

Beweis. Es ist zu zeigen, dass zwei unterschiedliche Äquivalenzklassen kein Element gemeinsam haben. Wir zeigen die Kontraposition, dass die Existenz eines x mit $x \in [a]$ und $x \in [b]$ bereits $[a] = [b]$ impliziert. Laut Prämisse ist $x \sim a$ und $x \sim b$, und wegen der Transitivität infolge $a \sim b$, was äquivalent zu $[a] = [b]$ ist.

Zu bestätigen verbleibt noch, dass die Quotientenabbildung eine surjektive ist. Dies ist wahr, weil M/\sim gerade so definiert ist, dass direkt $M/\sim = \pi(M)$ gilt. \square

Satz 1.111 (Disjunkte Zerlegung induziert Äquivalenzrelation).

Sei M eine Menge. Die Familie (A_k) der $A_k \subseteq M$ sei eine Zerlegung von M in paarweise disjunkte Mengen. Dann definiert

$$x \sim y :\iff \exists k: x \in A_k \wedge y \in A_k$$

eine Äquivalenzrelation.

Beweis. Da die A_k die Menge M überdecken, muss für jedes $x \in M$ ein k mit $x \in A_k$ existieren, womit die Reflexivität $x \sim x$ erfüllt ist.

Die Symmetrie folgt unmittelbar aus der Kommutativität der Konjunktion.

Zur Transitivität. Seien x, y, z fest, aber beliebig. Zudem seien die Prämissen $x \sim y$ und $y \sim z$ erfüllt. Wir haben daher einen Zeugen i mit $x \in A_i$ und $y \in A_i$ und einen Zeugen j mit $y \in A_j$ und $z \in A_j$. Infolge ist $y \in A_i \cap A_j$. Wegen $A_i \cap A_j = \emptyset$ für $i \neq j$ muss $i = j$ sein. Deshalb ist i ein Zeuge für $\exists i: x \in A_i \wedge z \in A_i$, womit $x \sim z$ gilt. \square

Satz 1.112 (Charakterisierung von Äquivalenzklassen).

Sei \sim eine Äquivalenzrelation auf der Menge M . Eine Teilmenge $A \subseteq M$ ist genau dann eine Äquivalenzklasse, wenn

- (1) $A \neq \emptyset$,
- (2) $x, y \in A \implies x \sim y$,
- (3) $x \in A \wedge y \in M \wedge x \sim y \implies y \in A$.

Beweis. Sei A eine Äquivalenzklasse. Dann existiert definitionsgemäß ein a , so dass $A = [a]$ gilt. Ergo ist $a \in A$, womit $A \neq \emptyset$ sein muss. Mit $x, y \in A$ ergibt sich $[x] = [y]$, was äquivalent zu $x \sim y$ ist. Sei nun $x \in A$ und y irgendein Element in M mit $x \sim y$. Dies bedeutet $A = [x] = [y]$, womit $y \in A$ sein muss.

Umgekehrt seien die drei Eigenschaften erfüllt. Zu zeigen ist, dass ein Zeuge a mit $A = [a]$ existiert. Weil A gemäß (1) nichtleer ist, muss ein Element $a \in A$ existieren. Für jedes weitere Element $x \in A$ ergibt sich $x \sim a$ aufgrund (2), also $x \in [a]$, womit wir $A \subseteq [a]$ haben. Es verbleibt $[a] \subseteq A$ zu zeigen. Sei also $x \in [a]$. Wir haben damit die Situation $a \in A$ und $x \sim a$, womit laut (3) ebenso $x \in A$ sein muss. \square

Satz 1.113 (Universelle Eigenschaft der Quotientenmenge).

Sei $\pi: X \rightarrow X/\sim$ die Quotientenabbildung einer Äquivalenzrelation. Es sei $f: X \rightarrow Y$ eine auf den Äquivalenzklassen konstante Abbildung, das heißt, $f(a) = f(b)$ gelte für $a \sim b$. Es gibt genau eine Abbildung \bar{f} , die der Gleichung $f = \bar{f} \circ \pi$ genügt.

Beweis. Der Zeuge \bar{f} sei durch $\bar{f}(\pi(x)) := f(x)$ beschrieben, womit die Forderung per Definition erfüllt wird. Es gilt allerdings zu zeigen, dass auf diese Weise eine wohldefinierte Abbildung konstruiert wurde. Das heißt, ihr Wert darf nicht vom gewählten Repräsentanten abhängen: Für je zwei Elemente $a, b \in X$ muss die Implikation

$$\pi(a) = \pi(b) \implies f(a) = f(b)$$

gelten. Dies ist aber gerade die gegebene Konstanz auf den Klassen.

Es verbleibt zu zeigen, dass die Abbildung eindeutig bestimmt ist. Sei dazu \bar{g} eine weitere Abbildung mit der Eigenschaft $f = \bar{g} \circ \pi$. Infolge gilt die Gleichung $\bar{g} \circ \pi = \bar{f} \circ \pi$. Als surjektive Abbildung ist π laut Satz 1.136 rechtskürzbar, womit sich $\bar{g} = \bar{f}$ ergibt. \square

Satz 1.114. Es sei $f: X \rightarrow Y$ eine Abbildung und $a \sim b$ genau dann, wenn $f(a) = f(b)$. Hierdurch ist eine Äquivalenzrelation definiert. Ferner lässt sich auf diese Weise jede Äquivalenzrelation durch passende Wahl von f definieren.

Beweis 1. Die Bestätigung der drei Axiome Reflexivität, Symmetrie und Transitivität verläuft trivial, da es sich bei der Gleichheitsrelation bereits um eine Äquivalenzrelation handelt.

Sei \sim nun gegeben. Gesucht ist ein passendes f . Man wähle $Y := X/\sim$ und für f die Quotientenabbildung, also $f(x) := [x]$. \square

Beweis 2. Für $y, y' \in f(X)$ mit $y \neq y'$ sind die Urbilder $f^{-1}(\{y\})$ und $f^{-1}(\{y'\})$ gemäß Satz 1.122 disjunkt. Die Abbildung f zerlegt X auf diese Weise in paarweise disjunkte Teile, wodurch laut Satz 1.111 eine Äquivalenzrelation gegeben ist. Es ist dieselbe, wie definiert wurde, denn genau innerhalb eines Urbilds verbleibt f konstant.

Sei \sim nun gegeben. Wir nehmen ein vollständiges Repräsentantensystem und ordnen jedem Repräsentant x einen einzigartigen Wert y zu. Es soll nun $f([x]) = \{y\}$ gelten, wodurch f auf ganz X definiert wird. Wir setzen $Y := f(X)$. \square

Satz 1.115. Sei $f: X \rightarrow Y$ surjektiv und $a \sim b$ genau dann, wenn $f(a) = f(b)$. Zwischen Y und der Quotientenmenge X/\sim besteht eine Bijektion.

Beweis 1. Man definiert

$$\varphi: Y \rightarrow X/\sim, \quad \varphi(y) := f^{-1}(\{y\}).$$

Zu jedem $y \in Y$ ist $\varphi(y)$ die Klasse all der $x \in X$, für die $f(x) = y$ gilt. Weil f surjektiv ist, ist sie nichtleer und damit in X/\sim . Sei nun $x \in X$ beliebig, womit $[x]$ eine beliebige Klasse ist. Weil f surjektiv ist, muss ein y mit $f(x) = y$ existieren, womit $x \in f^{-1}(\{y\})$ gilt, also $[x] = \varphi(y)$. Ergo ist φ surjektiv.

Weiterhin darf man rechnen

$$\begin{aligned} \varphi(y) = \varphi(y') &\iff f^{-1}(\{y\}) = f^{-1}(\{y'\}) \implies f(f^{-1}(\{y\})) = f(f^{-1}(\{y'\})) \\ &\stackrel{(1)}{\implies} \{y\} = \{y'\} \implies y = y', \end{aligned}$$

wobei (1) gemäß Satz 1.140 gilt. Somit muss φ injektiv sein. \square

Beweis 2. Durch $\varphi: Y \rightarrow X/\sim$ mit $\varphi(y) := f^{-1}(\{y\})$ ist eine Bijektion definiert.

Man betrachte hierzu $\eta(y) := \{y\}$ und $(Ff)(B) = f^{-1}(B)$. Gemäß Satz 1.142 handelt es sich bei F um einen kontravarianten Funktor. Das heißt, es gilt $F(\text{id}) = \text{id}$ und $F(f \circ g) = (Fg) \circ (Ff)$. Weil f surjektiv ist, existiert eine Rechtsinverse g mit $f \circ g = \text{id}$. Ergo gilt

$$\text{id} = F(\text{id}) = F(f \circ g) = (Fg) \circ (Ff).$$

Somit ist Fg eine Linksinverse von Ff . Folglich ist Ff injektiv, womit ebenso die Verkettung $\varphi = (Ff) \circ \eta$ injektiv ist, denn η ist ja eine Injektion.

Weiterhin ist die Äquivalenzrelation so definiert, dass die Quotientenabbildung π die Gleichung $\pi = \varphi \circ f$ erfüllt, denn

$$\begin{aligned} (\varphi \circ f)(x) &= f^{-1}(\{f(x)\}) = \{a \in X \mid f(a) \in \{f(x)\}\} \\ &= \{a \in X \mid f(a) = f(x)\} = \{a \in X \mid a \sim x\} = \pi(x). \end{aligned}$$

Weil f surjektiv ist, gilt $Y = f(X)$. Infolge gilt

$$\varphi(Y) = \varphi(f(X)) = (\varphi \circ f)(X) = \pi(X) = X/\sim.$$

Ergo ist φ surjektiv. \square

Beweis 3. Die Abbildung $\varphi: Y \rightarrow X/\sim$ mit $\varphi(y) := f^{-1}(\{y\})$ ist bijektiv, wie die folgende Argumentation bestätigt. Aufgrund der universellen Eigenschaft der Quotientenmenge, Satz 1.113, gibt es genau eine Abbildung ψ mit $f = \psi \circ \pi$. Die Äquivalenzrelation wurde überdies so definiert, dass $\pi = \varphi \circ f$ gilt. Daraus ergeben sich die Gleichungen

$$\psi \circ \varphi \circ f = f, \quad \varphi \circ \psi \circ \pi = \pi.$$

Als Surjektionen sind f und π rechtskürzbar, womit man die Gleichungen $\psi \circ \varphi = \text{id}$ und $\varphi \circ \psi = \text{id}$ erhält. Somit ist ψ die Linksinverse φ , womit φ injektiv sein muss, und auch die Rechtsinverse, womit φ surjektiv sein muss. \square

1.7.3 Ordnungsrelationen

Definition 1.33 (Halbordnung).

Eine Relation \leq auf einer Menge M heißt Halbordnung und die Struktur (M, \leq) halbgeordnete Menge, wenn die folgenden drei Axiome erfüllt sind:

$\forall x \in M: x \leq x,$	(Reflexivität)
$\forall x, y, z \in M: x \leq y \wedge y \leq z \Rightarrow x \leq z,$	(Transitivität)
$\forall x, y \in M: x \leq y \wedge y \leq x \Rightarrow x = y.$	(Antisymmetrie)

1.8 Abbildungen

1.8.1 Definitionen

Definition 1.34 (Applikation). Für eine Abbildung f ist

$$y = f(x) :\iff (x, y) \in G_f.$$

Definition 1.35 (Bildmenge).

Für eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ und $A \subseteq X$ wird die Menge

$$f(A) := \{y \mid \exists x \in A: y = f(x)\} = \{y \mid \exists x: (x \in A \wedge y = f(x))\}$$

als Bildmenge von A unter f bezeichnet.

Definition 1.36 (Urbildmenge). Für eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ wird

$$f^{-1}(B) := \{x \mid f(x) \in B\} = \{x \mid \exists y \in B: y = f(x)\}$$

als Urbildmenge von B unter f bezeichnet.

Definition 1.37 (Injektion).

Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt genau dann injektiv, wenn gilt:

$$\forall x_1: \forall x_2: (f(x_1) = f(x_2) \implies x_1 = x_2)$$

bzw. äquivalent (Kontraposition)

$$\forall x_1: \forall x_2: (x_1 \neq x_2 \implies f(x_1) \neq f(x_2)).$$

Definition 1.38 (Surjektion).

Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt genau dann surjektiv, wenn gilt:

$$Y \subseteq f(X).$$

Definition 1.39 (Verkettung).

Für Abbildungen $f: X \rightarrow Y$ und $g: Y \rightarrow Z$ heißt

$$(g \circ f): X \rightarrow Z, \quad (g \circ f)(x) := g(f(x))$$

Verkettung von f und g , sprich » g nach f «.

1.8.2 Grundlagen

Satz 1.116 (Gleichheit von Abbildungen). Zwei Abbildungen $f: X \rightarrow Y$ und $g: X' \rightarrow Y'$ sind genau dann gleich, kurz $f = g$, wenn $X = X'$ und $Y = Y'$ und

$$\forall x: f(x) = g(x).$$

Beweis. Nach Definition gilt $f = g$ genau dann, wenn $(G_f, X, Y) = (G_g, X', Y')$, was äquivalent zu $G_f = G_g \wedge X = X' \wedge Y = Y'$ ist. Nach Def. 1.17 gilt

$$G_f = G_g \iff \forall t: (t \in G_f \iff t \in G_g).$$

Nach Satz 1.95 und Def. 1.34 gilt

$$\begin{aligned} (\forall x: f(x) = g(x)) &\iff (\forall x: \forall y: (y = f(x) \iff y = g(x))) \\ &\iff (\forall x: \forall y: ((x, y) \in G_f \iff (x, y) \in G_g)) \iff \forall t: (t \in G_f \iff t \in G_g). \end{aligned}$$

Da die Quantifizierung auf $x \in X$, $y \in Y$ und $t \in X \times Y$ beschränkt ist, konnte im letzten Schritt Satz 1.98 angewendet werden. \square

Satz 1.117. Für eine Abbildung f gilt

$$f(x) \in A \cap B \iff f(x) \in A \wedge f(x) \in B.$$

Beweis. Es gelte $f(x) \in A \cap B$. Dann existiert laut Definition ein $y \in A \cap B$ mit $y = f(x)$, womit $y \in A$ und $y \in B$ gilt. Folglich gilt $f(x) \in A$ und $f(x) \in B$.

Es gelte $f(x) \in A$ und $f(x) \in B$. Dann existiert laut Definition ein $y \in A$ mit $y = f(x)$ und ein $y' \in B$ mit $y' = f(x)$. Weil f dem x genau ein Bild zuordnet, muss $y = y'$ gelten. Folglich gilt $y \in A \cap B$, und somit $f(x) \in A \cap B$. \square

Satz 1.118. Für eine Abbildung f gilt

$$f(x) \in A \cup B \iff f(x) \in A \vee f(x) \in B.$$

Beweis. Es findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} f(x) \in A \cup B &\iff (\exists y: y \in A \cup B \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists y: (y \in A \vee y \in B) \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists y: y \in A \wedge y = f(x) \vee y \in B \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists y: y \in A \wedge y = f(x)) \vee (\exists y: y \in B \wedge y = f(x)) \\ &\iff f(x) \in A \vee f(x) \in B. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.119 (Distributivität der Urbildoperation).

Für $f: X \rightarrow Y$ und beliebige Mengen M_i gilt:

$$f^{-1}(M_1 \cap M_2) = f^{-1}(M_1) \cap f^{-1}(M_2), \quad (1.1)$$

$$f^{-1}(M_1 \cup M_2) = f^{-1}(M_1) \cup f^{-1}(M_2), \quad (1.2)$$

$$f^{-1}\left(\bigcap_{i \in I} M_i\right) = \bigcap_{i \in I} f^{-1}(M_i), \quad (1.3)$$

$$f^{-1}\left(\bigcup_{i \in I} M_i\right) = \bigcup_{i \in I} f^{-1}(M_i). \quad (1.4)$$

Beweis. Nach Def. 1.17 expandieren:

$$\forall x: [x \in f^{-1}(M_1 \cap M_2) \iff x \in f^{-1}(M_1) \cap f^{-1}(M_2)].$$

Nach Def. 1.36 und Def. 1.20 zusammen mit Def. 1.19 gilt:

$$\begin{aligned} x \in f^{-1}(M_1 \cap M_2) &\iff f(x) \in M_1 \cap M_2 \iff f(x) \in M_1 \wedge f(x) \in M_2 \\ &\iff x \in f^{-1}(M_1) \wedge x \in f^{-1}(M_2) \iff x \in f^{-1}(M_1) \cap f^{-1}(M_2). \end{aligned}$$

Für die Vereinigung ist das analog.

Schnitt von beliebig vielen Mengen. Nach Def. 1.17 expandieren:

$$\forall x: [x \in f^{-1}\left(\bigcap_{i \in I} M_i\right) \iff x \in \bigcap_{i \in I} f^{-1}(M_i)].$$

1 Grundlagen

Nach Def. 1.36 und Def. 1.23 zusammen mit Def. 1.19 gilt:

$$\begin{aligned} x \in f^{-1}\left(\bigcap_{i \in I} M_i\right) &\iff f(x) \in \bigcap_{i \in I} M_i \iff \forall i(i \in I \implies f(x) \in M_i) \\ &\iff \forall i(i \in I \implies x \in f^{-1}(M_i)) \iff x \in \bigcap_{i \in I} f^{-1}(M_i). \end{aligned}$$

Für die Vereinigung ist das analog. \square

Satz 1.120 (Distributivität der Bildoperation über die Vereinigung).

Für $f: X \rightarrow Y$ und Mengen $M_i \subseteq X$ gilt:

$$f(M_1 \cup M_2) = f(M_1) \cup f(M_2), \quad (1.5)$$

$$f\left(\bigcup_{i \in I} M_i\right) = \bigcup_{i \in I} f(M_i). \quad (1.6)$$

Beweis. Nach Def. 1.17 expandieren:

$$\forall y: (y \in f(M_1 \cup M_2) \iff y \in f(M_1) \cup f(M_2)).$$

Nach Def. 1.35, Def. 1.21, Satz 1.31 und Satz 1.52 gilt:

$$\begin{aligned} y \in f(M_1 \cup M_2) &\iff (\exists x: x \in M_1 \cup M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: (x \in M_1 \vee x \in M_2) \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: x \in M_1 \wedge y = f(x) \vee x \in M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: x \in M_1 \wedge y = f(x)) \vee (\exists x: x \in M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff y \in f(M_1) \vee y \in f(M_2) \iff y \in f(M_1) \cup f(M_2). \end{aligned}$$

Nach Def. 1.17 expandieren:

$$\forall y: [y \in f\left(\bigcup_{i \in I} M_i\right) \iff y \in \bigcup_{i \in I} f(M_i)].$$

Nach Def. 1.35, Def. 1.24, Satz 1.51 und Satz 1.57 gilt:

$$\begin{aligned} y \in f\left(\bigcup_{i \in I} M_i\right) &\iff (\exists x: x \in \bigcup_{i \in I} M_i \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: (\exists i: i \in I \wedge x \in M_i) \wedge y = f(x)) \iff (\exists x: \exists i: i \in I \wedge x \in M_i \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists i \exists x: i \in I \wedge x \in M_i \wedge y = f(x)) \iff (\exists i: i \in I \wedge \exists x(x \in M_i \wedge y = f(x))) \\ &\iff (\exists i: i \in I \wedge y \in f(M_i)) \iff y \in \bigcup_{i \in I} f(M_i). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.121. Es gilt:

$$f(M_1 \cap M_2) \subseteq f(M_1) \cap f(M_2), \quad (1.7)$$

$$f\left(\bigcap_{i \in I} M_i\right) \subseteq \bigcap_{i \in I} f(M_i). \quad (1.8)$$

Beweis. Nach Def. 1.18 expandieren:

$$\forall y: (y \in f(M_1 \cap M_2) \implies y \in f(M_1) \cap f(M_2)).$$

Nach Def. 1.35, Def. 1.20 und Satz 1.53 gilt:

$$\begin{aligned} y \in f(M_1 \cap M_2) &\iff (\exists x: x \in M_1 \cap M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: x \in M_1 \wedge x \in M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: x \in M_1 \wedge y = f(x) \wedge x \in M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\implies (\exists x: x \in M_1 \wedge y = f(x)) \wedge (\exists x: x \in M_2 \wedge y = f(x)) \\ &\iff y \in f(M_1) \wedge y \in f(M_2) \iff y \in f(M_1) \cap f(M_2). \end{aligned}$$

Nach Def. 1.18 expandieren:

$$\forall y: (y \in f(\bigcap_{i \in I} M_i) \implies y \in \bigcap_{i \in I} f(M_i))$$

Nach Def. 1.35 und Def. 1.23 gilt:

$$\begin{aligned} y \in f(\bigcap_{i \in I} M_i) &\iff (\exists x: x \in \bigcap_{i \in I} M_i \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: (\forall i: i \in I \Rightarrow x \in M_i) \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\exists x: \forall i: i \in I \Rightarrow x \in M_i \wedge y = f(x)) \\ &\implies (\forall i: \exists x: i \in I \Rightarrow x \in M_i \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\forall i: i \in I \Rightarrow \exists x: x \in M_i \wedge y = f(x)) \\ &\iff (\forall i: i \in I \Rightarrow y \in f(M_i)) \iff y \in \bigcap_{i \in I} f(M_i). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.122. Zwei disjunkte Mengen haben disjunkte Urbilder.

Beweis. Sei $A \cap B = \emptyset$. Gemäß Satz 1.119 ist

$$f^{-1}(A) \cap f^{-1}(B) = f^{-1}(A \cap B) = f^{-1}(\emptyset) = \emptyset. \quad \square$$

Satz 1.123. Es gilt $M \subseteq N \implies f^{-1}(M) \subseteq f^{-1}(N)$.

Beweis 1. Gemäß Satz 1.92 ist $M \subseteq N$ äquivalent zu $M \cap N = M$. Man wendet die Urbildoperation f^{-1} nun auf beide Seiten der Gleichung an und erhält mittels Satz 1.119 dann

$$f^{-1}(M \cap N) = f^{-1}(M) \cap f^{-1}(N) = f^{-1}(M).$$

Nochmalige Anwendung von Satz 1.92 liefert das gewünschte Resultat

$$f^{-1}(M) \subseteq f^{-1}(N). \quad \square$$

Beweis 2. Die Expansion der Aussage bringt

$$(y \in M \Rightarrow y \in N) \implies (f(x) \in M \Rightarrow f(x) \in N).$$

Trivialerweise kann die Prämisse mit $y := f(x)$ spezialisiert werden werden. \square

Satz 1.124. Es gilt $M \subseteq N \implies f(M) \subseteq f(N)$.

Beweis. Gemäß Satz 1.92 ist $M \subseteq N$ äquivalent zu $M \cap N = M$. Man wendet die Bildoperation nun auf beide Seiten der Gleichung an und erhält mittels Satz 1.121 dann

$$f(M) = f(M \cap N) \subseteq f(M) \cap f(N).$$

Laut Satz 1.91 ist folglich $f(M) = f(M) \cap f(N)$. Nochmalige Anwendung von Satz 1.92 bringt das gewünschte Resultat $f(M) \subseteq f(N)$. \square

Satz 1.125. Es gilt:

$$f(M) = \bigcup_{x \in M} \{f(x)\}.$$

1 Grundlagen

■ **Beweis.** Nach Def. 1.35 und Def. 1.24 gilt:

$$y \in f(M) \iff (\exists x \in M: y = f(x)) \iff (\exists x \in M: y \in \{f(x)\}) \iff y \in \bigcup_{x \in M} \{f(x)\}.$$

Nach Def. 1.17 folgt dann die Behauptung. \square

■ **Satz 1.126.** Es gilt $(g \circ f)^{-1}(M) = f^{-1}(g^{-1}(M))$.

Beweis. Nach Def. 1.36 und Def. 1.17 expandieren und Def. 1.19 anwenden:

$$(g \circ f)(x) \in M \iff f(x) \in \{y \mid g(y) \in M\}.$$

Links Def. 1.39 anwenden und rechts nochmals Def. 1.19:

$$g(f(x)) \in M \iff g(f(x)) \in M. \quad \square$$

■ **Satz 1.127.** Es gilt $(g \circ f)(M) = g(f(M))$.

Beweis. Nach Def. 1.35 und Def. 1.17 expandieren, dann Def. 1.19 anwenden:

$$(\exists x: x \in M \wedge z = (g \circ f)(x)) \iff (\exists y: y \in f(M) \wedge z = g(y)).$$

Die rechte Seite mit Def. 1.35 expandieren und Def. 1.19 anwenden. Unter Anwendung von Satz 1.51 und Satz 1.57 ergibt sich

$$\begin{aligned} & (\exists y: (\exists x: x \in M \wedge y = f(x)) \wedge z = g(y)) \\ & \iff (\exists y: \exists x: x \in M \wedge y = f(x) \wedge z = g(y)) \\ & \iff (\exists x: x \in M \wedge \exists y: y = f(x) \wedge z = g(y)) \\ & \iff (\exists x: x \in M \wedge z = g(f(x))) \\ & \iff (\exists x: x \in M \wedge z = (g \circ f)(x)). \quad \square \end{aligned}$$

■ **Satz 1.128.** Sei $f: A \rightarrow B$ eine Abbildung und $A \neq \emptyset$. Man nennt eine Funktion $g: B \rightarrow A$ mit $g \circ f = \text{id}_A$ Linksinverse zu f . Die Abbildung f ist genau dann injektiv, wenn eine Linksinverse zu f existiert.

Beweis. Sei f injektiv. Man wähle ein $a \in A$, das wegen $A \neq \emptyset$ existieren muss. Man definiert nun $g: B \rightarrow A$ mit

$$g(y) := \begin{cases} x \text{ wobei } y = f(x), & \text{wenn } y \in f(A), \\ a & \text{wenn } y \notin f(A). \end{cases}$$

Diese Funktion ist eindeutig definiert, weil f injektiv ist. Gemäß ihrer Definition gilt $g(f(x)) = x$, bzw. $g \circ f = \text{id}$.

Sei nun eine Linksinverse g mit $g \circ f = \text{id}$ gegeben. Dann gilt

$$f(a) = f(b) \implies g(f(a)) = g(f(b))$$

und

$$g(f(a)) = g(f(b)) \iff (g \circ f)(a) = (g \circ f)(b) \iff \text{id}(a) = \text{id}(b) \iff a = b.$$

Es ergibt sich

$$f(a) = f(b) \implies a = b. \quad \square$$

Satz 1.129. Es gilt $f^{-1}(A^c) = f^{-1}(A)^c$ bzw. $f(x) \in A^c \Leftrightarrow \neg f(x) \in A$.

Beweis. Zufolge der Expansion von Def. 1.36 ist

$$(\exists y \in A^c : y = f(x)) \Leftrightarrow \neg(\exists y \in A : y = f(x)) \Leftrightarrow (\forall y \in A : y \neq f(x))$$

zu zeigen. Weil x ein Element des Definitionsbereichs ist, muss der Funktionswert $f(x)$ in irgendeiner Menge liegen. Die Implikation von rechts nach links. Weil $f(x)$ nicht in A liegt, muss $f(x)$ in A^c liegen. Die Implikation von links nach rechts. Gemäß Prämisse liegt $f(x)$ in A^c . Weil x nur einen Funktionswert besitzt, kann $f(x)$ nicht in A liegen. \square

Satz 1.130. Für jede Abbildung f gilt $f^{-1}(A \setminus B) = f^{-1}(A) \setminus f^{-1}(B)$.

Beweis 1. Ergibt sich sofort gemäß Definition:

$$\begin{aligned} f^{-1}(A) \setminus f^{-1}(B) &= \{x \mid x \in f^{-1}(A) \wedge \neg x \in f^{-1}(B)\} \\ &= \{x \mid f(x) \in A \wedge f(x) \notin B\} = \{x \mid f(x) \in A \setminus B\} = f^{-1}(A \setminus B). \quad \square \end{aligned}$$

Beweis 2. Gemäß Satz 1.129 und Satz 1.119 ist

$$\begin{aligned} f^{-1}(A) \setminus f^{-1}(B) &= \{x \mid x \in f^{-1}(A) \wedge \neg x \in f^{-1}(B)\} \\ &= \{x \mid x \in f^{-1}(A) \wedge x \in f^{-1}(B^c)\} = f^{-1}(A) \cap f^{-1}(B^c) \\ &= f^{-1}(A \cap B^c) = f^{-1}(A \setminus B). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 1.131. Sei $f: X \rightarrow Y$, $A \subseteq X$, $B \subseteq Y$. Es gilt $A \subseteq f^{-1}(f(A))$ und $f(f^{-1}(B)) \subseteq B$.

Beweis. Gemäß Definition bekommt man

$$\begin{aligned} y \in f(f^{-1}(B)) &\Leftrightarrow (\exists x : x \in f^{-1}(B) \wedge y = f(x)) \Leftrightarrow (\exists x : f(x) \in B \wedge y = f(x)), \\ x \in f^{-1}(f(A)) &\Leftrightarrow f(x) \in f(A) \Leftrightarrow (\exists a \in A : f(x) = f(a)). \end{aligned}$$

Leicht zu bestätigen ist nun, dass

$$\begin{aligned} \exists x : f(x) \in B \wedge y = f(x) &\vdash y \in B, & (\text{Substitution } f(x) := y \text{ in } f(x) \in B) \\ x \in A \vdash \exists a \in A : f(x) = f(a) &\quad \square & (\text{Zeuge } a := x) \end{aligned}$$

Satz 1.132. Für jede Abbildung $f: X \rightarrow Y$ gilt $f(f^{-1}(B)) = B$, sofern $B \subseteq f(X)$ ist.

Beweis. Laut Satz 1.131 bleibt zu zeigen

$$y \in B \Rightarrow (\exists x \in X : f(x) \in B \wedge y = f(x)).$$

Setzt man nun $B \subseteq f(X)$ voraus, dann ist $f(x) \in B$ allgemeingültig. Man bekommt

$$(\exists x \in X : f(x) \in B \wedge y = f(x)) \Leftrightarrow (\exists x \in X : y = f(x)) \Leftrightarrow y \in f(X).$$

Die Implikation $y \in B \Rightarrow y \in f(X)$ ist nun wiederum definitionsgemäß äquivalent zu $B \subseteq f(X)$, was Voraussetzung war. \square

Satz 1.133. Sei $f: X \rightarrow Y$. Es gilt $B \subseteq f(X)$ genau dann, wenn $\exists A : f(A) = B$.

Beweis. Hat man ein A mit $f(A) = B$, dann ist trivialerweise $f(A) \subseteq f(X)$, also $B \subseteq f(X)$. Liegt umgekehrt eine Menge $B \subseteq f(X)$ vor, dann kann man $A := f^{-1}(B)$ setzen, nach Satz 1.132 gilt dann $f(A) = B$. \square

Satz 1.134. Ist f injektiv, dann gilt $f(A \setminus B) = f(A) \setminus f(B)$.

Beweis. Da f injektiv ist, gibt es nach Satz 1.128 eine Linksinverse f^{-1} . Nach Satz 1.127 ist für eine beliebige Menge M die Gleichung

$$f^{-1}(f(M)) = (f^{-1} \circ f)(M) = \text{id}(M) = M$$

erfüllt. Unter Heranziehung von Satz 1.130 bekommt man

$$f^{-1}(f(A) \setminus f(B)) = f^{-1}(f(A)) \setminus f^{-1}(f(B)) = \text{id}(A) \setminus \text{id}(B) = A \setminus B.$$

Wendet man nun auf beide Seiten der Gleichung f an, dann ergibt sich nach Satz 1.132 das gesuchte Resultat $f(A) \setminus f(B) = f(A \setminus B)$. \square

Satz 1.135. Ist $f: X \rightarrow Y$ bijektiv und f^{-1} die Umkehrabbildung von f , dann stimmt das Urbild $f^{-1}(M)$ mit der Bildmenge von M unter der Umkehrabbildung – zur Unterscheidung $(f^{-1})(M)$ geschrieben – überein.

Beweis. Zu zeigen ist $(f^{-1})(M) = f^{-1}(M)$. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} x \in (f^{-1})(M) &\stackrel{(1)}{\iff} (\exists y: y \in M \wedge x = f^{-1}(y)) \stackrel{(2)}{\iff} (\exists y: f(x) \in M) \\ &\stackrel{(3)}{\iff} f(x) \in M \iff x \in f^{-1}(M). \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1), (3) laut Definition. Es gilt (2), weil f bijektiv ist, womit die Gleichung $x = f^{-1}(y)$ äquivalent zu $f(x) = f(f^{-1}(y)) = y$ umgeformt werden darf. \square

Es genügt nicht, wenn f injektiv ist. Als Gegenbeispiel setze

$$f: \{0\} \rightarrow \{0, 1\}, \quad f(x) := x.$$

Hier ist $f^{-1}(\{1\}) = \emptyset$. Jedoch ist $(f^{-1})(\{1\}) = \{0\}$.

Satz 1.136 (Rechtskürzbarkeit von Surjektionen).

Ist $f: X \rightarrow Y$ eine surjektive Abbildung, dann gilt die Implikation

$$g \circ f = h \circ f \implies g = h.$$

Beweis. Laut der Prämisse und Satz 1.116 ist $g(f(x)) = h(f(x))$ für jedes $x \in X$. Da f surjektiv ist, lässt sich zu jedem $y \in Y$ ein $x \in X$ finden, so dass $y = f(x)$. Demnach ist $g(y) = h(y)$ für alle $y \in Y$, denn man kann immer mindestens ein x finden, so dass sich $y := f(x)$ substituieren lässt. Laut Satz 1.116 ist daher $g = h$. \square

Satz 1.137. Sei $f: X \rightarrow Y$ eine Abbildung. Man nennt $g: Y \rightarrow X$ eine Rechtsinverse von f , falls $f \circ g = \text{id}$ gilt. Besitzt die Abbildung f eine Rechtsinverse, dann ist sie surjektiv.

Beweis. Per Definition ist die Implikation

$$(\exists g: f \circ g = \text{id}) \implies (\forall y \in Y: \exists x \in X: y = f(x))$$

zu zeigen. Diese erhält man als Ableitung aus

$$(\exists g: f \circ g = \text{id}), y \in Y \vdash \exists x \in X: y = f(x).$$

Wir haben also g und y zur Verfügung und können damit $g(y)$ konstruieren. Es ist nun $x := g(y)$ ein Zeuge der Existenzaussage, denn

$$f(x) = f(g(y)) = (f \circ g)(y) = \text{id}(y) = y. \quad \square$$

Satz 1.138. Genau dann ist $f: X \rightarrow Y$ injektiv, wenn $\forall A \subseteq X: A = f^{-1}(f(A))$.

Beweis. Sei f injektiv. Laut Satz 1.131 genügt es, $f^{-1}(f(A)) \subseteq A$ zu zeigen. Laut Definition gilt die Umformung

$$x \in f^{-1}(f(A)) \iff f(x) \in f(A) \iff (\exists a \in A: f(x) = f(a)).$$

Zu zeigen ist insofern

$$f \text{ injektiv, } (\exists a \in A: f(x) = f(a)) \vdash x \in A.$$

Mit dem Zeugen $a \in A$ hat man nun $f(x) = f(a)$, aufgrund der Injektivität somit $x = a$, womit $x \in A$ gelten muss.

Nun zur Umkehrung. Zu zeigen verbleibt

$$(\forall A: \forall x: x \in f^{-1}(f(A)) \Rightarrow x \in A) \vdash f \text{ injektiv.}$$

Man setze $A := \{a\}$. Nun ist $f(A) = f(\{a\}) = \{f(a)\}$. Es finden sich die Umformungen

$$\begin{aligned} x \in f^{-1}(f(A)) &\iff f(x) \in f(A) \iff f(x) \in \{f(a)\} \iff f(x) = f(a), \\ x \in A &\iff x \in \{a\} \iff x = a. \end{aligned}$$

Weil a von nichts abhängt, darf generalisiert werden. Man erhält

$$\forall a: \forall x: f(x) = f(a) \Rightarrow x = a.$$

Diese Bedingung definiert die Injektivität. \square

Satz 1.139. Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ ist genau dann injektiv, wenn $f^{-1}(\{y\})$ zu jedem $y \in Y$ höchstens ein Element enthält.

Beweis. Dass eine Menge $A \subseteq X$ höchstens ein Element enthält, lässt sich als $\exists x \in X: A \subseteq \{x\}$ formalisieren. Zu beweisen ist also die Aussage

$$f \text{ injektiv} \iff \forall y \in Y: \exists x \in X: f^{-1}(\{y\}) \subseteq \{x\}.$$

Für die Implikation von links nach rechts ist

$$f \text{ injektiv} \vdash \exists x \in X: \forall a: f(a) = y \Rightarrow a = x$$

zu bestätigen. Wir machen eine Fallunterscheidung. Im Fall $y \notin Y$ ist $f(a) = y$ nicht erfüllbar, womit aber $a = x$ per ex falso quodlibet gilt. Insofern darf man sich ein beliebiges $x \in X$ aussuchen. Im Fall $y \in Y$ gibt es ein $b \in X$ mit $y = f(b)$. Aufgrund der Injektivität zieht $f(a) = f(b)$ nun $a = b$ nach sich. Man wählt also $x := b$ als Zeugen.

Für die Implikation von rechts nach links ist

$$(\forall y \in Y: \exists x \in X: \forall a: f(a) = y \Rightarrow a = x) \vdash f \text{ injektiv,}$$

zu bestätigen. Das heißt, zu zeigen verbleibt

$$f(a) = f(b), (\forall y \in Y: \exists x \in X: \forall u: f(u) = y \Rightarrow u = x) \vdash a = b.$$

Man setze $y := f(b)$. Nun liegt ein x vor, mit dem die Aussage unter dem Existenzquantor gilt. Man setze einmal $u := a$, womit man mit $f(a) = f(b)$ die Gleichung $a = x$ erhält. Man setze nun $u := b$. Weil $f(b) = f(b)$ tautologisch ist, erhält man die Gleichung $b = x$. Demzufolge besteht in x der Brückenpfeiler, um transitiv die gewünschte Gleichung $a = b$ zu erhalten. \square

Satz 1.140. Genau dann ist $f: X \rightarrow Y$ surjektiv, wenn $\forall B \subseteq Y: B = f(f^{-1}(B))$.

Beweis. Sei f surjektiv. Aufgrund von Satz 1.131 genügt es, $B \subseteq f(f^{-1}(B))$ zu zeigen. Das heißt, zu bestätigen ist

$$y \in B \vdash \exists x: f(x) \in B \wedge y = f(x).$$

Weil f surjektiv und $y \in Y$ ist, gibt es $x \in X$ mit $y = f(x)$. Weil außerdem $y \in B$ Prämisse ist, gilt zusätzlich $f(x) \in B$.

Zur Umkehrung. Setze $B := Y$. Dann ist $f^{-1}(B) = X$. Wir haben also $Y = f(X)$, womit f laut Definition surjektiv sein muss. \square

Satz 1.141. Die Abbildung $F: \text{Abb}(X, Y) \rightarrow \text{Abb}(\mathcal{P}(X), \mathcal{P}(Y))$ mit $F(f)(A) := f(A)$ ist ein kovarianter Funktor. Das heißt, es gilt $F(\text{id}) = \text{id}$ und $F(g \circ f) = F(g) \circ F(f)$.

Beweis. Man darf rechnen

$$F(g \circ f)(A) = (g \circ f)(A) \stackrel{(1)}{=} g(f(A)) = F(g)(F(f)(A)) = (F(g) \circ F(f))(A),$$

wobei (1) gemäß Satz 1.127 gilt. Und es gilt

$$F(\text{id}_X)(A) = \text{id}_X(A) = \bigcup_{x \in A} \{\text{id}_X(x)\} = \bigcup_{x \in A} \{x\} = A = \text{id}_{\mathcal{P}(X)}(A). \quad \square$$

Satz 1.142. Die Abbildung $F: \text{Abb}(X, Y) \rightarrow \text{Abb}(\mathcal{P}(Y), \mathcal{P}(X))$ mit $F(f)(B) := f^{-1}(B)$ ist ein kontravarianter Funktor. Das heißt, es gilt $F(\text{id}) = \text{id}$ und $F(g \circ f) = F(f) \circ F(g)$.

Beweis. Man darf rechnen

$$F(g \circ f)(B) = (g \circ f)^{-1}(B) \stackrel{(1)}{=} f^{-1}(g^{-1}(B)) = F(f)(F(g)(B)) = (F(f) \circ F(g))(B),$$

wobei (1) gemäß Satz 1.126 gilt. Und es gilt

$$F(\text{id}_X)(B) = \text{id}_X^{-1}(B) = \{x \in X \mid x \in B\} = B = \text{id}_{\mathcal{P}(X)}(B). \quad \square$$

1.8.3 Kardinalzahlen

Axiom 1.143 (ACC: Abzählbares Auswahlaxiom). Sei $(A_n)_{n \in \mathbb{N}}$ eine Folge nicht-leerer Mengen. Dann existiert eine Funktion $f: \mathbb{N} \rightarrow \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n$ mit $f(n) \in A_n$.

Definition 1.40 (Gleichmächtigkeit). Zwei Mengen A, B heißen genau dann gleichmächtig, wenn eine Bijektion $f: A \rightarrow B$ existiert.

Satz 1.144. Es sei M eine beliebige Menge. Die Potenzmenge $\mathcal{P}(M)$ ist zur Menge $\text{Abb}(M, \{0, 1\})$ gleichmächtig.

Beweis. Für eine Aussage A sei

$$[A] := \begin{cases} 1 & \text{wenn } A \text{ gilt,} \\ 0 & \text{sonst.} \end{cases}$$

Für eine Menge $A \subseteq M$ betrachte man nun die Indikatorfunktion

$$1_A: M \rightarrow \{0, 1\}, \quad 1_A(x) := [x \in A].$$

Die Abbildung

$$\varphi: \mathcal{P}(M) \rightarrow \text{Abb}(M, \{0, 1\}), \quad \varphi(A) := 1_A$$

ist eine kanonische Bijektion.

Zur Injektivität. Nach Def. 1.37 muss gelten:

$$\varphi(A) = \varphi(B) \implies A = B, \quad \text{d. h.} \quad 1_A = 1_B \implies A = B.$$

Nach Satz 1.116 und Def. 1.17 wird die Aussage expandiert zu:

$$(\forall x: 1_A(x) = 1_B(x)) \implies (\forall x: x \in A \iff x \in B).$$

Es gilt aber nun:

$$1_A(x) = 1_B(x) \iff [x \in A] = [x \in B] \iff (x \in A \iff x \in B).$$

Zur Surjektivität. Wir müssen nach Def. 1.38 prüfen, dass $\text{Abb}(M, \{0, 1\}) \subseteq \varphi(\mathcal{P}(M))$ gilt. Expansion nach Def. 1.18 und Def. 1.35 ergibt:

$$\forall f: (f \in \text{Abb}(M, \{0, 1\})) \implies \exists A \in \mathcal{P}(M): f = \varphi(A).$$

Um dem Existenzquantor zu genügen, wähle

$$A := f^{-1}(\{1\}) = \{x \in M \mid f(x) \in \{1\}\} = \{x \in M \mid f(x) = 1\}.$$

Es gilt $f = 1_A$, denn

$$1_A(x) = [x \in A] = [x \in \{x \mid f(x) = 1\}] = [f(x) = 1] = f(x).$$

Da φ eine Bijektion ist, müssen $\mathcal{P}(M)$ und $\text{Abb}(M, \{0, 1\})$ nach Def. 1.40 gleichmächtig sein. \square

1 Grundlagen

Satz 1.145. Man setze Axiom 1.143 (ACC) voraus. Die Vereinigung von abzählbar vielen abzählbar unendlichen Mengen ist abzählbar unendlich. Kurz $|\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n| = |\mathbb{N}|$, wenn $|A_n| = |\mathbb{N}|$ für jedes n .

Beweis. Sei B_n die Menge der Bijektionen aus $\text{Abb}(\mathbb{N}, A_n)$. Nach Axiom 1.143 (ACC) kann aus jeder Menge B_n eine Bijektion $f_n: \mathbb{N} \rightarrow A_n$ ausgewählt werden. Man betrachte nun

$$\varphi: \mathbb{N} \times \mathbb{N} \rightarrow \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n, \quad \varphi(n, m) := f_n(m).$$

Die Abbildung φ ist surjektiv, denn nach Satz 1.125 und Satz 1.100 gilt

$$\begin{aligned} \varphi(\mathbb{N} \times \mathbb{N}) &= \bigcup_{(n, m) \in \mathbb{N} \times \mathbb{N}} \{f_n(m)\} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \bigcup_{m \in \mathbb{N}} \{f_n(m)\} \\ &= \bigcup_{n \in \mathbb{N}} f_n\left(\bigcup_{m \in \mathbb{N}} \{m\}\right) = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} f_n(\mathbb{N}) = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n. \end{aligned}$$

Daher gilt $|\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n| \leq |\mathbb{N} \times \mathbb{N}| = |\mathbb{N}|$. Für eine beliebige der Bijektionen $f_n \in B_n$ lässt sich die Zielmenge erweitern, so dass man eine Injektion $f: \mathbb{N} \rightarrow \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n$ erhält. Daher ist auch $|\mathbb{N}| \leq |\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n|$. Nach dem Satz von Cantor-Bernstein gilt also $|\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n| = |\mathbb{N}|$. \square

Satz 1.146. Wenn R abzählbar ist, dann ist auch der Polynomring $R[X]$ abzählbar.

Beweis. Zu jedem Polynom vom Grad $n \geq 1$ gehört auf kanonische Weise genau ein Tupel aus $M_n := R^{n-1} \times R \setminus \{0\}$. Da R abzählbar ist, sind auch R^{n-1} und $R \setminus \{0\}$ abzählbar. Dann ist auch M_n abzählbar. Nach Satz 1.145 gilt

$$|R[X]| = 1 + \left| \bigcup_{n \in \mathbb{N}} M_n \right| = 1 + |\mathbb{N}| = |\mathbb{N}|. \quad \square$$

Satz 1.147. Es gibt nur abzählbar unendlich viele algebraische Zahlen.

Beweis 1. Zu zeigen ist $|\mathbb{A}| = |\mathbb{N}|$ mit

$$\mathbb{A} := \{a \in \mathbb{C} \mid \exists p(p \in \mathbb{Q}[X] \setminus \{0\} \wedge p(a) = 0)\}.$$

Dass \mathbb{A} unendlich ist, ist leicht ersichtlich, denn schon jede rationale Zahl q , von denen es unendlich viele gibt, ist Nullstelle von $p(X) := X - q$ und daher algebraisch.

Ein Polynom vom Grad n kann höchstens n Nullstellen besitzen. Nach Satz 1.146 gilt $|\mathbb{Q}[X]| = |\mathbb{N}|$. Für $\mathbb{Q}[X]$ lässt sich also eine Abzählung angeben. Bei dieser Abzählung lässt sich für jedes Polynom p die Liste der Nullstellen von p einfügen. Streicht man alle Nullstellen, die schon einmal vorkamen, dann erhält man eine Abzählung der algebraischen Zahlen. Demnach gilt $|\mathbb{A}| = |\mathbb{N}|$. \square

Beweis 2. Jedem $p = \sum_{k=0}^n a_k X^k$ lässt sich eine Höhe $h := n + \sum_{k=0}^n |a_k|$ zuordnen. Zu einer festen Höhe kann es nur endlich viele Polynome $p \in \mathbb{Z}[X]$ geben, wodurch man eine Abzählung der Polynome erhält, wenn für $h = 1, h = 2, h = 3$ usw. jeweils die Liste der Polynome eingefügt wird. Für jedes Polynom p lässt sich die Liste der Nullstellen von p einfügen. Streicht man alle Nullstellen, die schon einmal vorkamen, dann erhält man eine Abzählung der algebraischen Zahlen. \square

Beweis 3. Für $n \in \mathbb{N}$ sei

$$A_n := \{x \in \mathbb{A} \mid x \text{ ist Nullstelle eines } p \in \mathbb{Z}[X] \setminus \{0\} \text{ mit } \deg(p) = n, \\ \text{dessen Koeffizienten } a_k \text{ alle } |a_k| \leq n \text{ erfüllen}\}.$$

Alle A_n sind endlich und es gilt $\mathbb{A} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n$. Daher muss $|\mathbb{A}| \leq |\mathbb{N}|$ sein. \square

Satz 1.148 (Satz und Def. Multiplikation von Kardinalzahlen).

Die Operation $|X| \cdot |Y| := |X \times Y|$ ist wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen ist, dass $|X \times Y| = |X' \times Y'|$ aus $|X| = |X'|$ und $|Y| = |Y'|$ folgt. Nach Voraussetzung gibt es Bijektionen $f_1: X \rightarrow X'$ und $f_2: Y \rightarrow Y'$. Gesucht ist mindestens eine Bijektion $f: X \times Y \rightarrow X' \times Y'$. Diese erhält man gemäß folgender Konstruktion:

$$f(x, y) := (f_1(x), f_2(y)).$$

Die Abbildung f ist injektiv, denn

$$\begin{aligned} f(x_1, y_1) = f(x_2, y_2) &\iff (f_1(x_1), f_2(y_1)) = (f_1(x_2), f_2(y_2)) \\ &\iff f_1(x_1) = f_1(x_2) \wedge f_2(y_1) = f_2(y_2) \iff x_1 = x_2 \wedge y_1 = y_2 \\ &\iff (x_1, y_1) = (x_2, y_2). \end{aligned}$$

Für die Surjektivität muss es für jedes (x', y') mindestens ein (x, y) mit $(x', y') = f(x, y)$ geben. Die Konstruktion ergibt

$$(x', y') = (f_1(x), f_2(y)) \iff x' = f_1(x) \wedge y' = f_2(y).$$

Man findet $x = f_1^{-1}(x')$ und $y = f_2^{-1}(y')$.

Die Umkehrabbildung ist gegeben gemäß

$$\begin{aligned} f^{-1}(x', y') &= f^{-1}((x', y')) := ((f_1^{-1} \circ \pi_1)(x', y'), (f_2^{-1} \circ \pi_2)(x', y')) \\ &= (f_1^{-1}(x'), f_2^{-1}(y')). \end{aligned}$$

Mit π_k ist die Projektion auf die k -te Komponente gemeint. \square

Satz 1.149 (Satz und Def. Addition von Kardinalzahlen).

Für $X \cap Y = \emptyset$ ist $|X| + |Y| := |X \cup Y|$ wohldefiniert. Dies schließt den Spezialfall $|X| + |Y| := |X \sqcup Y|$ mit $X \sqcup Y := (\{0\} \times X) \cup (\{1\} \times Y)$ ein.

Beweis. Zu zeigen ist, dass $|X \cup Y| = |X' \cup Y'|$ aus $|X| = |X'|$ und $|Y| = |Y'|$ folgt. Nach Voraussetzung gibt es Bijektionen $f_1: X \rightarrow X'$ und $f_2: Y \rightarrow Y'$, wobei $X \cap Y = \emptyset$ und $X' \cap Y' = \emptyset$ gilt. Gesucht ist mindestens eine Bijektion $f: X \cup Y \rightarrow X' \cup Y'$. Diese erhält man gemäß folgender Konstruktion:

$$f(x) := \begin{cases} f_1(x) & \text{für } x \in X, \\ f_2(x) & \text{für } x \in Y. \end{cases}$$

Die Abbildung f ist injektiv, denn entweder ist $x' \in X'$ und somit

$$x' = f(a) = f(b) \iff x' = f_1(a) = f_1(b) \iff a = b$$

oder $x' \in Y'$ und somit

$$x' = f(a) = f(b) \iff x' = f_2(a) = f_2(b) \iff a = b.$$

Zusammengefasst folgt $f(a) = f(b) \iff a = b$ für alle $a, b \in X \cup Y$.

Für die Surjektivität muss es für jedes x' mindestens ein x mit $x' = f(x)$ geben. Entweder ist $x' \in X'$, dann ist $x' = f_1(x)$ und daher $x = f_1^{-1}(x')$. Oder es ist $x' \in Y'$, dann ist $x' = f_2(x)$ und daher $x = f_2^{-1}(x')$. \square

Satz 1.150 (Satz und Def. Potenz von Kardinalzahlen).

Die Operation $|Y|^{|X|} := |Y^X|$ ist wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen ist, dass $|\text{Abb}(X, Y)| = |\text{Abb}(X', Y')|$ aus $|X| = |X'|$ und $|Y| = |Y'|$ folgt. Nach Voraussetzung gibt es Bijektionen $f_1: X \rightarrow X'$ und $f_2: Y \rightarrow Y'$. Gesucht ist eine Bijektion $F: \text{Abb}(X, Y) \rightarrow \text{Abb}(X', Y')$. Diese erhält man gemäß folgender Konstruktion:

$$F(f) := f_2 \circ f \circ f_1^{-1}.$$

Die Abbildung F ist injektiv, da

$$F(f) = F(g) \iff f_2 \circ f \circ f_1^{-1} = f_2 \circ g \circ f_1^{-1} \iff f_2 \circ f = f_2 \circ g \iff f = g,$$

denn Bijektionen sind kürzbar. Für die Surjektivität muss es für jedes f' mindestens ein f mit $f' = F(f)$ geben. Das führt auf die Gleichung $f' = f_2 \circ f \circ f_1^{-1}$. Diese lässt sich umformen zu $f_2^{-1} \circ f' = f \circ f_1^{-1}$. Wendet man beide Seiten auf f_1 an, ergibt sich $f = f_2^{-1} \circ f' \circ f_1$. \square

Definition 1.41 (Weniger mächtig).

Eine Menge A heißt weniger mächtig als eine Menge B , kurz $|A| < |B|$, wenn es eine Injektion $A \rightarrow B$ gibt, aber keine Bijektion $A \rightarrow B$.

Satz 1.151 (Satz von Cantor).

Eine Menge ist stets weniger mächtig als ihre Potenzmenge. Kurz $|A| < |\mathcal{P}(A)|$.

Beweis. Für das Vorhandensein einer Injektion $A \rightarrow \mathcal{P}(A)$ bietet $x \mapsto \{x\}$ einen schlichten Beleg. Nun wird aus der Annahme, es gäbe eine Surjektion $f: A \rightarrow 2^A$, ein Widerspruch abgeleitet, womit erst recht keine Bijektion bestehen kann. Erreicht wird dies nach Cantor durch ein Diagonalargument. Dazu definiert man die Menge

$$D := \{x \in A \mid x \notin f(x)\}.$$

Weil $D \subseteq A$ ist, hat man $D \in \mathcal{P}(A)$. Angenommen, f ist surjektiv. Es liegt somit ein Zeuge $x \in A$ vor, so dass $f(x) = D$. Speziell muss also $x \in f(x) \iff x \in D$ per Def. 1.17 erfüllt sein. Man erhält weiterhin die Umformung

$$x \in D \stackrel{(1)}{\iff} x \in A \wedge x \notin f(x) \stackrel{(2)}{\iff} x \notin f(x),$$

wobei (1) laut Definition von D gilt, und (2), weil $x \in A$ ja vorliegt. Man gelangt zur Aussage

$$x \in f(x) \iff x \notin f(x),$$

die laut Satz 1.45 aber widersprüchlich ist. \square

Satz 1.152. Die Menge der endlichen Teilmengen der natürlichen Zahlen ist abzählbar.

Beweis. Zu jeder Teilmenge $A \subseteq \mathbb{N}_0$ gehört genau eine Indikatorfunktion

$$1_A: \mathbb{N}_0 \rightarrow \{0, 1\}, \quad 1_A(n) := [n \in A].$$

Weil die Indikatorfunktion die natürlichen Zahlen als Definitionsbereich besitzt, handelt es sich um eine Folge, die wie jede Folge als formale Potenzreihe.

$$p_A(X) = \sum_{n=0}^{\infty} 1_A(n) X^n = \sum_{n \in A} X^n$$

dargestellt werden kann. Ist die Teilmenge A eine endliche, besitzt die Indikatorfunktion eine endliche Nichtnullstellenmenge, womit sich $p_A(X)$ zu einem Polynom reduziert. Wegen $1_A(n) < 2$, kann man 1_A als Kodierung der Zahl $p_A(2)$ auffassen, nämlich als Binärdarstellung der Zahl $p_A(2)$ im Stellenwertsystem zur Basis $X = 2$. Deshalb fungiert die Abbildung

$$f(A) := p_A(2) = \sum_{n \in A} 2^n$$

als kanonische Bijektion zwischen der Menge der endlichen Teilmengen der natürlichen Zahlen und der natürlichen Zahlen. Sie ist injektiv aufgrund der Eigenheiten von Stellenwertsystemen. Sie ist surjektiv, weil 1_A laut Prämisse jede beliebige Binärdarstellung sein darf, und man somit aufgrund der Eigenheiten von Stellenwertsystemen jede beliebige natürliche Zahl erhält. \square

2 Analysis

2.1 Folgen

2.1.1 Konvergenz

Definition 2.1 (Offene Epsilon-Umgebung). Sei (M, d) ein metrischer Raum. Unter der offenen Epsilon-Umgebung von $a \in M$ versteht man:

$$U_\varepsilon(a) := \{x \mid d(x, a) < \varepsilon\}.$$

Man setze zunächst speziell $d(x, a) := |x - a|$ bzw. $d(x, a) := \|x - a\|$.

Definition 2.2 (Konvergente Folge, Grenzwert).

Eine Folge (a_n) heißt konvergent gegen einen Grenzwert a , wenn es zu jedem noch so kleinen ε einen Index n_0 gibt, so dass ab diesem Index sämtliche ihrer Werte in der Umgebung $U_\varepsilon(a)$ liegen. Formal:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \iff \forall \varepsilon > 0: \exists n_0: \forall n \geq n_0: a_n \in U_\varepsilon(a)$$

bzw.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \iff \forall \varepsilon > 0: \exists n_0: \forall n \geq n_0: \|a_n - a\| < \varepsilon.$$

Definition 2.3 (Beschränkte Folge). Eine Folge (a_n) mit $a_n \in \mathbb{R}$ heißt genau dann beschränkt, wenn es eine reelle Zahl S gibt mit $|a_n| < S$ für alle n .

Eine Folge (a_n) von Punkten eines normierten Raums heißt genau dann beschränkt, wenn es eine reelle Zahl S gibt mit $\|a_n\| < S$ für alle n .

Satz 2.1 (Grenzwert bei Konvergenz eindeutig bestimmt).

Eine konvergente Folge von Elementen eines metrischen Raumes besitzt genau einen Grenzwert.

Beweis. Sei (a_n) eine konvergente Folge mit $a_n \rightarrow g_1$. Sei weiterhin $g_1 \neq g_2$. Es wird nun gezeigt, dass g_2 kein Grenzwert von a_n sein kann. Wir müssen also zeigen:

$$\neg \lim_{n \rightarrow \infty} a_n = g_2 \iff \exists \varepsilon > 0: \forall n_0: \exists n \geq n_0: a_n \notin U_\varepsilon(g_2)$$

mit $a_n \notin U_\varepsilon(g_2) \iff d(a_n, g_2) \geq \varepsilon$.

Um dem Existenzquantor zu genügen, wählt man nun $\varepsilon = \frac{1}{2}d(g_1, g_2)$. Nach Def. 3.13 (Metrischer Raum) gilt $d(g_1, g_2) > 0$, daher ist auch $\varepsilon > 0$. Nach Satz 3.13 sind die Umgebungen $U_\varepsilon(g_1)$ und $U_\varepsilon(g_2)$ disjunkt. Wegen $a_n \rightarrow g_1$ gibt es ein n_0 mit $a_n \in U_\varepsilon(g_1)$ für alle $n \geq n_0$. Dann gibt es für jedes beliebig große n_0 aber auch $n \geq n_0$ mit $a_n \notin U_\varepsilon(g_2)$. \square

Satz 2.2 (Skaliertes Epsilon). Es gilt:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \iff \forall \varepsilon > 0: \exists n_0: \forall n \geq n_0: \|a_n - a\| < R\varepsilon,$$

2 Analysis

wobei $R > 0$ ein fester aber beliebiger Skalierungsfaktor ist.

Beweis. Betrachte $\varepsilon > 0$ und multipliziere auf beiden Seiten mit R . Dabei handelt es sich um eine Äquivalenzumformung. Setze $\varepsilon' := R\varepsilon$. Demnach gilt:

$$\varepsilon > 0 \iff \varepsilon' > 0.$$

Nach der Ersetzungsregel dürfen wir die Teilformel $\varepsilon > 0$ nun ersetzen. Es ergibt sich die äquivalente Formel

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \iff \forall \varepsilon' > 0: \exists n_0: \forall n \geq n_0: \|a_n - a\| < \varepsilon'.$$

Das ist aber genau Def. 2.2. \square

Satz 2.3. Es gilt:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \implies \lim_{n \rightarrow \infty} \|a_n\| = \|a\|.$$

Beweis. Nach Satz 3.18 (umgekehrte Dreiecksungleichung) gilt:

$$|\|a_n\| - \|a\|| \leq \|a_n - a\| < \varepsilon.$$

Dann ist aber erst recht $|\|a_n\| - \|a\|| < \varepsilon$. \square

Satz 2.4. Ist (a_n) eine Nullfolge und (b_n) eine beschränkte Folge, dann ist auch $(a_n b_n)$ eine Nullfolge.

Beweis. Wenn (b_n) beschränkt ist, dann existiert nach Def. 2.3 eine Schranke S mit $|b_n| < S$ für alle n . Man multipliziert nun auf beiden Seiten mit $|a_n|$ und erhält

$$|a_n b_n| = |a_n| |b_n| < |a_n| S.$$

Wenn $a_n \rightarrow 0$, dann muss für jedes ε ein n_0 existieren mit $|a_n| < \varepsilon$ für $n \geq n_0$. Multipliziert man auf beiden Seiten mit S , und ergibt sich

$$|a_n b_n - 0| = |a_n b_n| < |a_n| S < S\varepsilon.$$

Nach Satz 2.2 gilt dann aber $a_n b_n \rightarrow 0$. \square

Satz 2.5. Sind (a_n) und (b_n) Nullfolgen, dann ist auch $(a_n b_n)$ eine Nullfolge.

Beweis 1. Wenn (b_n) eine Nullfolge ist, dann ist (b_n) auch beschränkt. Nach Satz 2.4 gilt dann die Behauptung.

Beweis 2. Sei $\varepsilon > 0$ beliebig. Es gibt ein n_0 , so dass $|a_n| < \varepsilon$ und $|b_n| < \varepsilon$ für $n \geq n_0$. Demnach ist

$$|a_n b_n| = |a_n| |b_n| < |a_n| \varepsilon < \varepsilon^2.$$

Wegen $\varepsilon > 0 \iff \varepsilon' > 0$ mit $\varepsilon' = \varepsilon^2$ gilt

$$\forall \varepsilon' > 0: \exists n_0: \forall n \geq n_0: |a_n b_n| < \varepsilon'.$$

Nach Def. 2.2 gilt somit die Behauptung. \square

Satz 2.6 (Grenzwertsatz zur Addition). Seien (a_n) , (b_n) Folgen von Vektoren eines normierten Raumes. Es gilt:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \wedge \lim_{n \rightarrow \infty} b_n = b \implies \lim_{n \rightarrow \infty} a_n + b_n = a + b.$$

Beweis. Dann gibt es ein n_0 , so dass für $n \geq n_0$ sowohl $\|a_n - a\| < \varepsilon$ als auch $\|b_n - b\| < \varepsilon$. Addition der beiden Ungleichungen führt zu

$$\|a_n - a\| + \|b_n - b\| < 2\varepsilon.$$

Laut der Dreiecksungleichung, das ist Axiom (N3) in Def. 3.16 (normierter Raum), gilt nun aber die Abschätzung

$$\|(a_n + b_n) - (a + b)\| = \|(a_n - a) + (b_n - b)\| \leq \|a_n - a\| + \|b_n - b\|.$$

Somit gilt erst recht

$$\|(a_n + b_n) - (a + b)\| < 2\varepsilon.$$

Nach Satz 2.2 folgt die Behauptung. \square

Satz 2.7 (Grenzwertsatz zur Skalarmultiplikation). Sei (a_n) eine Folge von Vektoren eines normierten Raumes und sei $r \in \mathbb{R}$ oder $r \in \mathbb{C}$. Es gilt:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \implies \lim_{n \rightarrow \infty} r a_n = r a.$$

Beweis. Sei $\varepsilon > 0$ fest aber beliebig. Es gibt nun ein n_0 , so dass $\|a_n - a\| < \varepsilon$ für $n \geq n_0$. Multipliziert man auf beiden Seiten mit $|r|$ und zieht Axiom (N2) aus Def. 3.16 (normierter Raum) heran, dann ergibt sich

$$\|r a_n - r a\| = |r| \|a_n - a\| < |r| \varepsilon.$$

Nach Satz 2.2 folgt die Behauptung. \square

Satz 2.8 (Grenzwertsatz zum Produkt).

Seien (a_n) und (b_n) Folgen reeller Zahlen. Es gilt:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} a_n = a \wedge \lim_{n \rightarrow \infty} b_n = b \implies \lim_{n \rightarrow \infty} a_n b_n = ab.$$

Beweis. Nach Voraussetzung sind $a_n - a$ und $b_n - b$ Nullfolgen. Da das Produkt von Nullfolgen wieder eine Nullfolge ist, gilt

$$(a_n - a)(b_n - b) = a_n b_n - a_n b - a b_n + ab \rightarrow 0.$$

Da nach Satz 2.7 aber $a_n b \rightarrow ab$ und $a b_n \rightarrow ab$, ergibt sich nach Satz 2.6 nun

$$(a_n - a)(b_n - b) + a_n b + a b_n = a_n b_n + ab \rightarrow 2ab.$$

Addiert man nun noch die konstante Folge $-2ab$ und wendet nochmals Satz 2.6 an, dann ergibt sich die Behauptung

$$a_n b_n \rightarrow ab. \quad \square$$

Satz 2.9. Ist (a_n) konvergent und (b_n) divergent, dann ist $(a_n + b_n)$ divergent.

Beweis. Per Negationseinführung verbleibt das Ziel, aus der Annahme, $(a_n + b_n)$ wäre konvergent, einen Widerspruch abzuleiten. Mit den Grenzwertsätzen erhält man nun

$$\lim_{n \rightarrow \infty} (a_n + b_n) - \lim_{n \rightarrow \infty} a_n = \lim_{n \rightarrow \infty} (a_n + b_n - a_n) = \lim_{n \rightarrow \infty} b_n,$$

womit (b_n) konvergent sein würde, was jedoch im Widerspruch zur zweiten Prämisse steht. \square

Satz 2.10. Sei (a_n) frei von Nullstellen. Ist (a_n) konvergent und (b_n) divergent, dann ist $(a_n b_n)$ divergent.

Beweis. Per Negationseinführung verbleibt das Ziel, aus der Annahme, $(a_n b_n)$ wäre konvergent, einen Widerspruch abzuleiten. Mit den Grenzwertsätzen erhält man nun

$$\lim_{n \rightarrow \infty} (a_n^{-1}) \lim_{n \rightarrow \infty} (a_n b_n) = \lim_{n \rightarrow \infty} (a_n^{-1} a_n b_n) = \lim_{n \rightarrow \infty} b_n,$$

womit (b_n) konvergent sein würde, was jedoch im Widerspruch zur zweiten Prämisse steht. \square

Satz 2.11. Seien $(a_n), (b_n)$ Folgen reeller Zahlen mit $a_n \rightarrow a$ und $b_n \rightarrow b$, wobei $b_n > 0$ und $b > 0$. Dann gilt $(b_n)^{a_n} \rightarrow b^a$.

Beweis. Aufgrund der Stetigkeit von \exp und \ln findet sich

$$\lim_{n \rightarrow \infty} (b_n)^{a_n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \exp(\ln(b_n) a_n) = \exp(\ln(\lim_{n \rightarrow \infty} b_n) \lim_{n \rightarrow \infty} a_n) = \exp(\ln(b) a) = b^a. \quad \square$$

Satz 2.12. Sei M ein metrischer Raum und X ein topologischer Raum. Eine Abbildung $f: M \rightarrow X$ ist genau dann stetig, wenn sie folgenstetig ist.

Satz 2.13 (Satz zur Fixpunktgleichung). Sei M ein metrischer Raum und sei $f: M \rightarrow M$. Sei $x_{n+1} := f(x_n)$ eine Fixpunktiteration. Wenn die Folge (x_n) zu einem Startwert x_0 gegen ein $x \in M$ konvergiert, und wenn f eine stetige Abbildung ist, dann muss der Grenzwert x die Fixpunktgleichung $x = f(x)$ erfüllen.

Beweis. Wenn $x_n \rightarrow x$, dann gilt trivialerweise auch $x_{n+1} \rightarrow x$. Weil f stetig ist, ist f nach Satz 2.12 auch folgenstetig. Daher gilt $\lim f(a_n) = f(\lim a_n)$ für jede konvergente Folge (a_n) . Somit gilt:

$$x = \lim_{n \rightarrow \infty} x_{n+1} = \lim_{n \rightarrow \infty} f(x_n) = f(\lim_{n \rightarrow \infty} x_n) = f(x). \quad \square$$

2.1.2 Wachstum und Landau-Symbole

Definition 2.4. Seien $f, g: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D = \mathbb{N}$ oder $D = \mathbb{R}$. Man sagt, die Funktion f wächst nicht wesentlich schneller als g , kurz $f \in \mathcal{O}(g)$, genau dann, wenn

$$\exists c > 0: \exists x_0: \forall x > x_0: |f(x)| \leq c|g(x)|.$$

Satz 2.14. Ist $r \in \mathbb{R}$ mit $r \neq 0$ eine Konstante, dann gilt $\mathcal{O}(rg) = \mathcal{O}(g)$.

Beweis. Nach Def. 2.4 ist

$$f \in \mathcal{O}(rg) \iff \exists c > 0: \exists x_0: \forall x > x_0: |f(x)| \leq c|rg(x)|.$$

Man hat nun

$$|f(x)| \leq c|rg(x)| = c \cdot |r| \cdot |g(x)|.$$

Wegen $r \neq 0$ ist $|r| > 0$ und daher auch $c > 0 \iff c|r| > 0$. Sei $c' := r|c|$. Also gilt $c > 0 \iff c' > 0$. Nach der Ersetzungsregel darf $c > 0$ gegen $c' > 0$ ersetzt werden und man erhält die äquivalente Bedingung

$$\exists c' > 0: \exists x_0: \forall x > x_0: |f(x)| \leq c'|g(x)|.$$

Nach Def. 2.4 ist das gerade $f \in \mathcal{O}(g)$. \square

Satz 2.15. Sind $f_1, f_2 \in \mathcal{O}(g)$, ist auch $f_1 + f_2 \in \mathcal{O}(g)$.

Beweis. Als Prämissen liegen Zeugen $c' > 0, x'_0$ und $c'' > 0, x''_0$ für

$$\forall x > x'_0: |f_1(x)| \leq c'|g(x)|,$$

$$\forall x > x''_0: |f_2(x)| \leq c''|g(x)|$$

vor. Mit der Dreiecksungleichung findet sich

$$|f_1(x) + f_2(x)| \leq |f_1(x)| + |f_2(x)| \leq c'|g(x)| + c''|g(x)| = (c' + c'')|g(x)|$$

für $x > \max(x'_0, x''_0)$. Ergo sind $x_0 := \max(x'_0, x''_0)$ und $c := c' + c''$ Zeugen für

$$\exists c > 0: \exists x_0: \forall x > x_0: |f_1(x) + f_2(x)| \leq c|g(x)|. \quad \square$$

2.2 Stetige Funktionen

Definition 2.5 (Grenzwert einer Funktion). Sei $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D \subseteq \mathbb{R}$ und sei p ein Häufungspunkt von D . Die Funktion f heißt konvergent gegen L für $x \rightarrow p$, wenn

$$\forall \varepsilon > 0: \exists \delta > 0: \forall x \in D: (0 < |x - x_0| < \delta \implies |f(x) - L| < \varepsilon).$$

Bei Konvergenz schreibt man $L = \lim_{x \rightarrow p} f(x)$ und nennt L den Grenzwert.

Definition 2.6 (Stetig an einer Stelle).

Eine Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D \subseteq \mathbb{R}$ heißt stetig an der Stelle $x_0 \in D$, wenn

$$\forall \varepsilon > 0: \exists \delta > 0: \forall x \in D: (|x - x_0| < \delta \implies |f(x) - f(x_0)| < \varepsilon).$$

Definition 2.7 (Dehnungsbeschränkte Funktion).

Eine Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D \subseteq \mathbb{R}$ heißt dehnungsbeschränkt, auch Lipschitz-stetig genannt, wenn eine Konstante L existiert, so dass

$$|f(b) - f(a)| \leq L|b - a|$$

für alle $a, b \in D$.

Definition 2.8 (Dehnungsbeschränkt an einer Stelle).

Eine Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D \subseteq \mathbb{R}$ heißt dehnungsbeschränkt an der Stelle $x_0 \in D$, wenn eine Konstante L existiert, so dass

$$|f(x_0) - f(a)| \leq L|x_0 - a|$$

für alle $a \in D$.

Satz 2.16. Eine Funktion ist genau dann dehnungsbeschränkt, wenn sie an jeder Stelle dehnungsbeschränkt ist und die Menge der optimalen Lipschitz-Konstanten dabei beschränkt.

Beweis. Eine dehnungsbeschränkte Funktion ist trivialerweise an jeder Stelle dehnungsbeschränkt. Ist $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ an der Stelle b dehnungsbeschränkt, dann existiert eine Lipschitz-Konstante L_b mit

$$\forall a \in D: |f(b) - f(a)| \leq L_b|b - a|.$$

Nach Voraussetzung ist $L = \sup_{b \in D} L_b$ endlich. Alle L_b können nun zu L abgeschwächt werden und es ergibt sich

$$\forall b \in D: \forall a \in D: |f(b) - f(a)| \leq L|b - a|. \quad \square$$

Definition 2.9 (Lokal dehnungsbeschränkt).

Eine Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ mit $D \subseteq \mathbb{R}$ heißt lokal dehnungsbeschränkt in der Nähe einer Stelle $x_0 \in D$, wenn es eine Epsilon-Umgebung $U_\varepsilon(x_0)$ gibt, so dass die Einschränkung von f auf diese Umgebung dehnungsbeschränkt ist. Die Funktion heißt lokal dehnungsbeschränkt, wenn sie in der Nähe jeder Stelle dehnungsbeschränkt ist.

Satz 2.17. Ist die Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ an der Stelle x_0 differenzierbar, dann gibt es ein $\delta > 0$, so dass die Einschränkung von f auf $U_\delta(x_0)$ an der Stelle x_0 dehnungsbeschränkt ist.

Beweis. Def. 2.5 wird in Def. 2.10 (diff) eingesetzt. Es ergibt sich:

$$0 < |x - x_0| < \delta \implies \left| \frac{f(x) - f(x_0)}{x - x_0} - f'(x_0) \right| < \varepsilon.$$

Nach der umgekehrten Dreiecksungleichung 3.18 gilt

$$\left| \frac{f(x) - f(x_0)}{x - x_0} - |f'(x_0)| \right| \leq \left| \frac{f(x) - f(x_0)}{x - x_0} - f'(x_0) \right| < \varepsilon.$$

Daraus ergibt sich

$$|f(x) - f(x_0)| < (|f'(x_0)| + \varepsilon) \cdot |x - x_0|$$

und somit erst recht

$$|f(x) - f(x_0)| \leq (|f'(x_0)| + \varepsilon) \cdot |x - x_0|,$$

wobei jetzt auch $x = x_0$ erlaubt ist. Demnach wird Def. 2.8 erfüllt:

$$\exists \delta > 0: \forall x \in U_\delta(x_0): |f(x) - f(x_0)| \leq (|f'(x_0)| + \varepsilon) \cdot |x - x_0|. \quad \square$$

Satz 2.18. Eine differenzierbare Funktion ist genau dann dehnungsbeschränkt, wenn ihre Ableitung beschränkt ist.

Beweis. Wenn $f: I \rightarrow \mathbb{R}$ dehnungsbeschränkt ist, dann gibt es L mit

$$\left| \frac{f(b) - f(a)}{b - a} \right| \leq L$$

für alle $a, b \in D$ mit $a \neq b$. Daraus folgt

$$|f'(a)| = \left| \lim_{b \rightarrow a} \frac{f(b) - f(a)}{b - a} \right| = \lim_{b \rightarrow a} \left| \frac{f(b) - f(a)}{b - a} \right| \leq L.$$

Demnach ist die Ableitung beschränkt.

Sei nun umgekehrt die Ableitung beschränkt. Für $a, b \in I$ mit $a \neq b$ gibt es nach dem Mittelwertsatz ein $x_0 \in (a, b)$, so dass

$$|f'(x_0)| = \left| \frac{f(b) - f(a)}{b - a} \right|.$$

Da die Ableitung beschränkt ist gibt es ein Supremum $L = \sup_{x \in I} |f'(x)|$. Demnach ist $|f'(x)| \leq L$ für alle x . Es ergibt sich

$$\left| \frac{f(b) - f(a)}{b - a} \right| \leq L \implies |f(b) - f(a)| \leq L|b - a|.$$

Nun darf auch $a = b$ gewählt werden. \square

Satz 2.19. Eine auf einem kompakten Intervall $[a, b]$ definierte stetig differenzierbare Funktion ist dehnungsbeschränkt.

Beweis. Sei $f: [a, b] \rightarrow \mathbb{R}$ stetig differenzierbar. Dann ist $f'(x)$ stetig. Nach dem Satz vom Minimum und Maximum ist $|f'(x)|$ beschränkt. Nach Satz 2.18 muss f dehnungsbeschränkt sein. \square

Satz 2.20. Eine stetig differenzierbare Funktion ist lokal dehnungsbeschränkt.

Beweis. Sei $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ stetig differenzierbar. Sei $[a, b] \in D$. Sei $x_0 \in [a, b]$. Die Einschränkung von f auf $[a, b]$ ist dehnungsbeschränkt nach Satz 2.19. Dann ist auch die Einschränkung von f auf $U_\varepsilon(x_0) \subseteq [a, b]$ dehnungsbeschränkt. \square

Satz 2.21. Es gibt differenzierbare Funktionen, die nicht überall lokal dehnungsbeschränkt sind.

Beweis. Aus Satz 2.18 ergibt sich als Kontraposition, dass eine Funktion mit unbeschränkter Ableitung nicht dehnungsbeschränkt sein kann.

Ist $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ an jeder Stelle differenzierbar und ist f' in jeder noch so kleinen Umgebung der Stelle x_0 unbeschränkt, dann kann f also in der Nähe dieser Stelle auch nicht lokal dehnungsbeschränkt sein.

Ein Beispiel für eine solche Funktion ist $f: [0, \infty) \rightarrow \mathbb{R}$ mit

$$f(0) := 0 \quad \text{und} \quad f(x) := x^{3/2} \cos\left(\frac{1}{x}\right).$$

Einerseits gilt

$$f'(0) = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(0+h) - f(0)}{h} = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(h)}{h} = \lim_{h \rightarrow 0} (h^{1/2} \cos(\frac{1}{h})) = 0.$$

Die Funktion ist also an der Stelle $x = 0$ differenzierbar. Andererseits gilt nach den Ableitungsregeln

$$f'(x) = \frac{3}{2} \sqrt{x} \cos\left(\frac{1}{x}\right) + \frac{1}{\sqrt{x}} \sin\left(\frac{1}{x}\right)$$

für $x > 0$. Der Term $\frac{1}{\sqrt{x}}$ erwirkt für $x \rightarrow 0$ immer größere Maxima von $|f'(x)|$. Daher kann f in der Nähe von $x = 0$ nicht lokal dehnungsbeschränkt sein. \square

Satz 2.22. Sei $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ differenzierbar und $f(x)$ konvergent für $x \rightarrow \infty$. Ist außerdem f' dehnungsbeschränkt, zieht dies $f'(x) \rightarrow 0$ für $x \rightarrow \infty$ nach sich.

Beweis. Gemäß dem cauchyschen Konvergenzkriterium gibt es zu jedem $\varepsilon > 0$ eine Stelle x_0 , so dass

$$|f(b) - f(a)| < \varepsilon$$

für alle a, b mit $x_0 < a \leq b$. Nun ist f' aufgrund der Dehnungsbeschränktheit erst recht stetig, womit

$$\left| \int_a^b f'(x) dx \right| = |f(b) - f(a)|$$

laut dem Fundamentalsatz gilt. Gezeigt wird nun, dass $|f'(a)|$ beschränkt ist. Sei dazu L die Lipschitz-Konstante. Ohne Beschränkung der Allgemeinheit sei $f'(a) > 0$. Fallen darf f' maximal mit dem Anstieg $-L$. Geschieht dies linear bis zur Nullstelle b , ergibt sich ein rechtwinkliges Dreieck mit dem Flächeninhalt

$$\frac{1}{2L} f'(a)^2 = \int_a^b f'(x) dx < \varepsilon.$$

Demnach ist $f'(a) < \sqrt{2L\varepsilon}$. Weil dies für alle $a > x_0$ gilt, muss f' jede Beschränkung unterbieten, womit der Beweis der Behauptung erbracht ist. \square

Die Diskussion des Gegenbeispiels $f(0) := 0$, $f(x) := \sin(x^2)/x$ macht ersichtlich, dass die Aussage ohne Dehnungsbeschränktheit nicht einmal für glatte Funktionen gilt.

Satz 2.23. Eine Bijektion $f: \mathbb{R} \rightarrow [0, 1]$ kann nicht stetig sein.

Beweis. Angenommen, f ist stetig. Weil die Werte 0 und 1 Bilder von f sind, existieren a, b mit $f(a) = 0$ und $f(b) = 1$. Zudem gilt $[0, 1] \subseteq f([a, b])$ laut dem Zwischenwertsatz. Infolge findet sich

$$\mathbb{R} = f^{-1}([0, 1]) \stackrel{(1)}{\subseteq} f^{-1}(f([a, b])) \stackrel{(2)}{=} (f^{-1} \circ f)([a, b]) = \text{id}([a, b]) = [a, b],$$

wobei (1) laut Satz 1.124 und (2) laut Satz 1.127 gilt. Die Aussage $\mathbb{R} \subseteq [a, b]$ ist aber absurd. Widerspruch zur Annahme. \square

Satz 2.24. Die Funktion $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ mit $f(x) := ax + b$ ist stetig.

Beweis. Zunächst unternimmt man die Termumformung

$$|f(x) - f(x_0)| = |ax - ax_0| = |a| \cdot |x - x_0|.$$

Laut Definition der Stetigkeit ist ein $\delta > 0$ ausfindig zu machen, mit dem die Ableitung von

$$\varepsilon > 0, |x - x_0| < \delta \vdash |a| \cdot |x - x_0| < \varepsilon$$

gelingt. Im Fall $a = 0$ reduziert sich die Sukzedenz zu $0 < \varepsilon$, was ja gegeben ist. Im Fall $a \neq 0$ gelangt man nun durch äquivalente Umformung der Sukzedenz zu $|x - x_0| < \frac{\varepsilon}{|a|}$. Es darf also $\delta := \frac{\varepsilon}{|a|}$ gesetzt werden. Da die Umformung eine äquivalente war, darf sie rückgängig gemacht werden, was zur gewünschten Aussage führt. \square

Satz 2.25. Sei a eine Konstante. Ist eine Funktion $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ an einer Stelle stetig, dann ist auch $x \mapsto af(x)$ an dieser Stelle stetig.

Beweis. Man unternimmt die Termumformung

$$|af(x) - af(x_0)| = |a| \cdot |f(x) - f(x_0)|.$$

Laut Definition ist somit ein $\delta > 0$ zu finden, mit dem sich

$$f \text{ stetig in } x_0, \varepsilon > 0, |x - x_0| < \delta \vdash |a| \cdot |f(x) - f(x_0)| < \varepsilon$$

bestätigt. Im Fall $a = 0$ ist dies trivial. Sei also $a \neq 0$. Aus $\varepsilon > 0$ folgt nun $\frac{\varepsilon}{|a|} > 0$. Laut Definition gilt zudem

$$\forall \varepsilon' > 0: \exists \delta > 0: \forall x: |x - x_0| < \delta \rightarrow |f(x) - f(x_0)| < \varepsilon'.$$

Mit der Spezialisierung $\varepsilon' := \frac{\varepsilon}{|a|}$ erhält man nun einen gewünschten Zeugen δ . Mit $|x - x_0| < \delta$ folgt daraufhin $|f(x) - f(x_0)| < \frac{\varepsilon}{|a|}$ per Modus ponens. Äquivalente Umformung führt schließlich zur gewünschten Aussage $|a| \cdot |f(x) - f(x_0)| < \varepsilon$. \square

Satz 2.26. Sind f, g stetig in einer Stelle, so auch $x \mapsto f(x) + g(x)$.

Beweis. Es ist ein $\delta > 0$ zu finden, mit dem

$$f, g \text{ stetig in } x_0, \varepsilon > 0, \|x - x_0\| < \delta \vdash \|(f(x) + g(x)) - (f(x_0) + g(x_0))\| < \varepsilon$$

bestätigt werden kann. Gegeben ist

$$\begin{aligned} \forall \varepsilon' > 0: \exists \delta' > 0: \forall x: \|x - x_0\| < \delta' &\rightarrow \|f(x) - f(x_0)\| < \varepsilon', \\ \forall \varepsilon'' > 0: \exists \delta'' > 0: \forall x: \|x - x_0\| < \delta'' &\rightarrow \|g(x) - g(x_0)\| < \varepsilon''. \end{aligned}$$

2 Analysis

Man spezialisiere $\varepsilon' := \frac{\varepsilon}{2}$ und $\varepsilon'' := \frac{\varepsilon}{2}$. Man wähle nun $\delta := \min(\delta', \delta'')$. Dann impliziert $\|x - x_0\| < \delta$ sowohl $\|x - x_0\| < \delta'$ als auch $\|x - x_0\| < \delta''$. Per Modus ponens erhält man also $\|f(x) - f(x_0)\| < \varepsilon'$ und $\|g(x) - g(x_0)\| < \varepsilon''$. Mit diesen findet sich

$$\begin{aligned} \|(f(x) + g(x)) - (f(x_0) + g(x_0))\| &= \|f(x) - f(x_0) + g(x) - g(x_0)\| \\ &\stackrel{(1)}{\leq} \|f(x) - f(x_0)\| + \|g(x) - g(x_0)\| < \varepsilon' + \varepsilon'' = \varepsilon, \end{aligned}$$

wobei für (1) die Dreiecksungleichung zur Anwendung kam. \square

2.3 Differentialrechnung

2.3.1 Ableitungsregeln

Definition 2.10 (Differenzierbarkeit, Ableitung). Eine Funktion $f: D \rightarrow \mathbb{R}$ heißt differenzierbar an der Stelle $x_0 \in D$, wenn der Grenzwert

$$f'(x_0) = \lim_{x \rightarrow x_0} \frac{f(x) - f(x_0)}{x - x_0} = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x_0 + h) - f(x_0)}{h}$$

existiert. Man nennt $f'(x_0)$ die Ableitung von f an der Stelle x_0 .

Satz 2.27. Sei I ein Intervall und $f, g: I \rightarrow \mathbb{R}$. Sind f, g differenzierbar an der Stelle $x \in I$, dann ist auch

$f + g$ dort differenzierbar mit $(f + g)'(x) = f'(x) + g'(x)$,

$f - g$ dort differenzierbar mit $(f - g)'(x) = f'(x) - g'(x)$,

fg dort differenzierbar mit $(fg)'(x) = f'(x)g(x) + f(x)g'(x)$.

Beweis. Es gilt

$$\begin{aligned} (f + g)'(x) &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{(f + g)(x + h) - (f + g)(x)}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{(f(x + h) + g(x + h)) - (f(x) + g(x))}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \left(\frac{f(x + h) - f(x)}{h} + \frac{g(x + h) - g(x)}{h} \right) \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + h) - f(x)}{h} + \lim_{h \rightarrow 0} \frac{g(x + h) - g(x)}{h} = f'(x) + g'(x). \end{aligned}$$

Da die Grenzwerte auf der rechten Seite nach Voraussetzung existieren, muss auch der Grenzwert der Summe existieren. Die Rechnung für die Subtraktion ist analog.

Bei der Multiplikation wird ein Nullsummentrick angewendet:

$$\begin{aligned} g(x)f'(x) + f(x)g'(x) &= g(x) \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + h) - f(x)}{h} + f(x) \lim_{h \rightarrow 0} \frac{g(x + h) - g(x)}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \left[g(x + h) \frac{f(x + h) - f(x)}{h} \right] + \lim_{h \rightarrow 0} \left[f(x) \frac{g(x + h) - g(x)}{h} \right] \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + h)g(x + h) - f(x)g(x + h)}{h} + \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x)g(x + h) - f(x)g(x)}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + h)g(x + h) - f(x)g(x + h) + f(x)g(x + h) - f(x)g(x)}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + h)g(x + h) - f(x)g(x)}{h} = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{(fg)(x + h) - (fg)(x)}{h} = (fg)'(x). \end{aligned}$$

Hierbei wurde $\lim_{h \rightarrow 0} g(x + h) = g(x)$ benutzt, was richtig ist, weil g an der Stelle x differenzierbar ist und dort somit ganz sicher stetig. \square

Satz 2.28. Sei I ein Intervall. Sind $f, g: I \rightarrow \mathbb{R}$ an der Stelle x differenzierbar und ist $g(x) \neq 0$, dann ist auch f/g differenzierbar und es gilt

$$\left(\frac{f}{g}\right)'(x) = \frac{f'(x)g(x) - f(x)g'(x)}{g(x)^2}.$$

Beweis. Nach der Produktregel in Satz 2.27 gilt

$$0 = 1' = \left(g \cdot \frac{1}{g}\right)' = g' \cdot \frac{1}{g} + g \cdot \left(\frac{1}{g}\right)'.$$

Umstellen bringt $(1/g)'(x) = -g'(x)/g(x)^2$. Nochmalige Anwendung der Produktregel bringt

$$\begin{aligned} \left(\frac{f}{g}\right)'(x) &= \left(f \cdot \frac{1}{g}\right)'(x) = f'(x) \cdot \frac{1}{g(x)} + f(x) \left(\frac{1}{g}\right)'(x) \\ &= \frac{f'(x)}{g(x)} - \frac{f(x)g'(x)}{g(x)^2} = \frac{f'(x)g(x) - f(x)g'(x)}{g(x)^2}. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 2.29. Für $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$, $f(x) := x^n$ mit $n \in \mathbb{N}$ gilt $f'(x) = nx^{n-1}$.

Beweis 1. Heranziehung des binomischen Lehrsatzes bringt

$$\begin{aligned} f'(x) &= \lim_{h \rightarrow 0} \frac{(x+h)^n - x^n}{h} = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{\sum_{k=0}^n \binom{n}{k} x^{n-k} h^k - x^n}{h} \\ &= \lim_{h \rightarrow 0} \left(nx^{n-1} + \sum_{k=2}^n \binom{n}{k} x^{n-k} h^{k-1} \right) = nx^{n-1}. \quad \square \end{aligned}$$

Beweis 2. Induktiv. Der Induktionsanfang $\frac{d}{dx}x = 1$ ist klar. Mittels der Produktregel in Satz 2.27 bewältigt man den Induktionsschritt

$$\frac{d}{dx}x^n = \frac{d}{dx}(x \cdot x^{n-1}) = x^{n-1} + x \frac{d}{dx}x^{n-1} = x^{n-1} + (n-1)x^{n-1} = nx^{n-1}. \quad \square$$

Satz 2.30. Für $f: \mathbb{R} \setminus \{0\} \rightarrow \mathbb{R}$, $f(x) := x^n$ mit $n \in \mathbb{Z}$ gilt $f'(x) = nx^{n-1}$.

Beweis. Der Fall $n = 0$ ist trivial und $n \geq 1$ wurde schon in Satz 2.29 gezeigt. Sei nun $a \in \mathbb{Z}_{\geq 1}$ und $n = -a$. Nach der Produktregel (Satz 2.27) und Satz 2.29 gilt

$$0 = \frac{d}{dx}1 = \frac{d}{dx}(x^a x^{-a}) = x^{-a} \frac{d}{dx}x^a + x^a \frac{d}{dx}x^{-a} = x^{-a} a x^{a-1} + x^a \frac{d}{dx}x^{-a}.$$

Dividiert man nun durch x^a und formt um, dann ergibt sich

$$\frac{d}{dx}x^{-a} = -a x^{-a-1}, \text{ das heißt, } \frac{d}{dx}x^n = nx^{n-1}. \quad \square$$

2.3.2 Glatte Funktionen

Satz 2.31. Sei $f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ eine Funktion mit der Eigenschaft $f(x) = 0$ für $x \leq 0$ und $f(x) > 0$ für $x > 0$. Es gibt glatte Funktionen mit dieser Eigenschaft, jedoch keine analytischen.

Beweis. Wegen $f(x) = 0$ für $x \leq 0$ muss die linksseitige n -te Ableitung an der Stelle $x = 0$ immer verschwinden. Wenn die n -te Ableitung stetig sein soll, muss auch die rechtsseitige Ableitung bei $x = 0$ verschwinden. Da die Funktion glatt sein soll, muss das für jede Ableitung gelten. Daher verschwindet die Taylorreihe an der Stelle $x = 0$. Da aber $f(x) > 0$ für $x > 0$, gibt es keine noch so kleine Umgebung mit Übereinstimmung von f und ihrer Taylorreihe. Daher kann f an der Stelle $x = 0$ nicht analytisch sein.

Eine glatte Funktion lässt sich jedoch konstruieren:

$$f(x) := \begin{cases} e^{-1/x} & \text{wenn } x > 0, \\ 0 & \text{wenn } x \leq 0. \end{cases}$$

Ist nämlich $g(x)$ an einer Stelle glatt, dann ist es nach Kettenregel, Produktregel und Summenregel auch $e^{g(x)}$. Die n -te Ableitung lässt sich immer in der Form

$$\sum_k e^{g(x)} r_k(x) = e^{g(x)} \sum_k r_k(x) = e^{g(x)} r(x)$$

darstellen, wobei die $r_k(x)$ bzw. $r(x)$ in diesem Fall rationale Funktionen mit Polstelle bei $x = 0$ sind. Da aber $e^{-1/x}$ für $x \rightarrow 0$ schneller fällt als jede rationale Funktion steigen kann, muss die rechtsseitige Ableitung an der Stelle $x = 0$ immer verschwinden. \square

2.3.3 Richtungsableitung

Definition 2.11 (Richtungsableitung). Sei $U \subseteq \mathbb{R}^n$ offen, $x \in U$ eine Stelle und $v \in \mathbb{R}^n$ ein Vektor. Man betrachte für ein kleines $\varepsilon > 0$ die Parametergerade

$$\gamma: (-\varepsilon, \varepsilon) \rightarrow U, \quad \gamma(t) := x + tv.$$

Für eine Funktion $f: U \rightarrow \mathbb{R}$ ist die Zahl

$$D_v f(x) := (f \circ \gamma)'(0) = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{f(x + hv) - f(x)}{h},$$

falls sie existiert, die Richtungsableitung von f an der Stelle x in Richtung v .

Satz 2.32. Die Funktionen f, g seien an der Stelle x in Richtung v differenzierbar. Sei c eine reelle Zahl. Dann sind auch $f + g$, $f - g$, cf , fg differenzierbar und es gelten die den üblichen Ableitungsregeln analogen Regeln

$$\begin{aligned} D_v(f + g)(x) &= D_v f(x) + D_v g(x), \\ D_v(f - g)(x) &= D_v f(x) - D_v g(x), \\ D_v(cf)(x) &= c D_v f(x), \\ D_v(fg)(x) &= g(x) D_v f(x) + f(x) D_v g(x). \end{aligned}$$

Beweis. Die Ableitungsregeln werden über die Definition auf die Ableitungsregeln für gewöhnliche reelle Funktionen zurückgeführt. So ist

$$\begin{aligned} D_v(f + g)(x) &= ((f + g) \circ \gamma)'(0) = ((f \circ \gamma) + (g \circ \gamma))'(0) \\ &= (f \circ \gamma)'(0) + (g \circ \gamma)'(0) = D_v f(x) + D_v g(x). \end{aligned}$$

Der Beweis der restlichen Regeln ist analog. \square

Satz 2.33 (Kettenregel).

Sei $g: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ differenzierbar und f differenzierbar an der Stelle x in Richtung v . Dann ist auch $g \circ f$ entsprechend differenzierbar, und es gilt

$$D_v(g \circ f)(x) = (g' \circ f)(x) \cdot D_v f(x).$$

Beweis. Die Regel ist gemäß der Definition auf die gewöhnliche Kettenregel zurückführbar. Man bekommt

$$D_v(g \circ f)(x) = (g \circ f \circ \gamma)'(0) = g'(f(\gamma(0))) \cdot (f \circ \gamma)'(0) = g'(f(x)) \cdot D_v f(x). \quad \square$$

Definition 2.12 (Partielle Ableitung).

Sei $(\mathbf{e}_1, \dots, \mathbf{e}_n)$ die Standardbasis. Die partielle Ableitung $\partial_k f(x)$ ist definiert als die Richtungsableitung $D_v f(x)$ bezüglich $v = \mathbf{e}_k$.

Satz 2.34. Zur jeder gewöhnlichen Ableitungsregel besitzt die Richtungsableitung eine analoge Regel.

Vorbereitung. Sei $f = (f_1, \dots, f_n)$ ein Tupel von Funktionen aus einem Funktionenraum und sei entsprechend $f(x) := (f_1(x), \dots, f_n(x))$. Sei p eine beliebige mehrstellige Operation. Sei $\eta_p(f)(x)$ die punktweise Anwendung von p . Ein Beispiel ist die Addition $p(y_1, y_2) := y_1 + y_2$. Dann ist $\eta_p(f_1, f_2)(x) = f_1(x) + f_2(x)$. Sei

$$F(T)(f) := (Tf_1, \dots, Tf_n)$$

die komponentenweise Anwendung eines Operators T . Sei C_γ der durch $C_\gamma f := f \circ \gamma$ definierte Kompositionsoperator. Allgemein gilt

$$C_\gamma \circ \eta_p = \eta_p \circ F(C_\gamma).$$

Beweis. Prämisse ist, dass der gewöhnliche Ableitungsoperator D die Regel

$$D(\eta_p(f))(x) = (D \circ \eta_p)(f)(x) = R(f(x), F(D)(f)(x))$$

erfüllt. Für die Richtungsableitung von $\eta_p(f)$ gilt dann

$$\begin{aligned} D_v(\eta_p(f))(x) &= (\eta_p(f) \circ \gamma)'(0) = (D \circ C_\gamma \circ \eta_p)(f)(0) = (D \circ \eta_p \circ F(C_\gamma))(f)(0) \\ &= (D \circ \eta_p)(F(C_\gamma)(f))(0) = R(F(C_\gamma)(f)(0), F(D)(F(C_\gamma)(f))(0)) \\ &= R(f(x), F(D \circ C_\gamma)(f)(0)) = R(f(x), F(D_v)(f)(x)). \quad \square \end{aligned}$$

Beispiele sind

$$\begin{aligned} p(y_1, y_2) &= y_1 + y_2, & R((y_1, y_2), (y'_1, y'_2)) &= y'_1 + y'_2, \\ p(y_1, y_2) &= y_1 y_2, & R((y_1, y_2), (y'_1, y'_2)) &= y'_1 y_2 + y_1 y'_2, \\ p(y) &= cy, & R(y, y') &= cy', \\ p(y) &= g(y), & R(y, y') &= g'(y)y'. \end{aligned}$$

2.4 Fixpunkt-Iterationen

Definition 2.13 (Kontraktion). Sei (M, d) ein vollständiger metrischer Raum. Eine Abbildung $\varphi: M \rightarrow M$ heißt Kontraktion, wenn sie dehnungsbeschränkt mit Lipschitz-Konstante $L < 1$ ist, das heißt,

$$d(\varphi(x), \varphi(y)) < L d(x, y)$$

für alle $x, y \in M$.

Satz 2.35 (Fixpunktsatz von Banach). Sei (M, d) ein nichtleerer vollständiger metrischer Raum und sei $\varphi: M \rightarrow M$ eine Kontraktion. Es gibt genau einen Fixpunkt $x \in M$ mit $x = \varphi(x)$ und die Folge $(x_n): \mathbb{N} \rightarrow M$ mit $x_{n+1} = \varphi(x_n)$ konvergiert gegen den Fixpunkt, unabhängig vom Startwert x_0 .

Satz 2.36 (Hinreichendes Konvergenzkriterium). Sei $M = [a, b]$. Ist $\varphi: M \rightarrow M$ differenzierbar und gibt es eine Zahl r mit $|\varphi'(x)| < r < 1$ für alle $x \in M$, dann hat φ genau einen Fixpunkt und die Folge (x_n) mit $x_{n+1} = \varphi(x_n)$ konvergiert für jeden Startwert $x_0 \in M$ gegen diesen Fixpunkt.

Beweis. Nach Satz 2.18 ist eine differenzierbare Funktion φ mit beschränkter Ableitung auch dehnungsbeschränkt, und $L = \sup_{x \in M} |\varphi'(x)|$ eine Lipschitz-Konstante. Wegen $|\varphi'(x)| < r$ muss $L \leq r$ sein, und somit $L < 1$. Das heißt, φ ist eine Kontraktion. Die Konvergenz der Folge (x_n) ist gemäß Satz 2.35 gewährleistet. \square

Satz 2.37 (Hinreichendes Konvergenzkriterium zum Newton-Verfahren).

Sei $f: [a, b] \rightarrow \mathbb{R}$ zweimal stetig differenzierbar und $f'(x) \neq 0$ für alle x . Sei

$$\varphi: [a, b] \rightarrow [a, b], \quad \varphi(x) := x - \frac{f(x)}{f'(x)}.$$

Man beachte $\varphi([a, b]) \subseteq [a, b]$. Gilt für alle x die Ungleichung

$$|\varphi'(x)| = \left| \frac{f(x)f''(x)}{f'(x)^2} \right| < 1,$$

dann besitzt f genau eine Nullstelle und die Folge (x_n) mit $x_{n+1} = \varphi(x_n)$ konvergiert gegen diese Nullstelle.

Beweis. Gemäß den Ableitungsregeln ist φ stetig differenzierbar und es gilt

$$\varphi'(x) = 1 - \frac{f'(x)f'(x) - f(x)f''(x)}{f'(x)^2} = \frac{f(x)f''(x)}{f'(x)^2}.$$

Da $|\varphi'(x)|$ stetig ist, gibt es nach dem Satz vom Minimum und Maximum ein Maximum M und nach Voraussetzung ist $M < 1$. Man setze nun $r := (M + 1)/2$. Dann ist $|\varphi'(x)| < r < 1$. Gemäß Satz 2.36 konvergiert die Iteration (x_n) gegen den einzigen Fixpunkt von φ . Wegen $f'(x) \neq 0$ gilt dabei

$$x = \varphi(x) = x - \frac{f(x)}{f'(x)} \iff \frac{f(x)}{f'(x)} = 0 \iff f(x) = 0.$$

Der Fixpunkt von φ ist also die einzige Nullstelle von f . \square

2.5 Ungleichungen

Satz 2.38 (Lagrangesche Schranke).

Sei $a_k \in \mathbb{C}$ und $a_n \neq 0$. Für jede Lösung $z \in \mathbb{C}$ der Gleichung $\sum_{k=0}^n a_k z^k = 0$ gilt

$$|z| \leq \max\left(1, \sum_{k=0}^{n-1} \left| \frac{a_k}{a_n} \right| \right).$$

Beweis. Sei z eine Lösung. Für $|z| \leq 1$ ist die Aussage offenkundig erfüllt. Sei also $|z| > 1$, womit insbesondere $|z| \neq 0$ gilt. Abspaltung des Leitmonoms von der Summe bringt die Gleichung in die Form $-a_n z^n = \sum_{k=0}^{n-1} a_k z^k$. Man findet nun

$$|a_n||z|^n = |a_n z^n| = \left| \sum_{k=0}^{n-1} a_k z^k \right| \stackrel{(1)}{\leq} \sum_{k=0}^{n-1} |a_k||z|^k \stackrel{(2)}{\leq} \sum_{k=0}^{n-1} |a_k||z|^{n-1}.$$

Dividiert man diese Ungleichung auf beiden Seiten durch $|a_n|$ und $|z|^{n-1}$, ergibt sich

$$|z| \leq \sum_{k=0}^{n-1} \frac{|a_k|}{|a_n|}.$$

Die Abschätzung (1) gilt gemäß der Dreiecksungleichung. Zur Abschätzung (2) überlegt man sich $|z|^k \leq |z|^{n-1}$ wegen $|z| > 1$. \square

Satz 2.39 (Cauchysche Schranke).

Sei $a_k \in \mathbb{C}$ und $a_n \neq 0$. Für jede Lösung $z \in \mathbb{C}$ der Gleichung $\sum_{k=0}^n a_k z^k = 0$ gilt

$$|z| \leq 1 + \max\left(\left| \frac{a_0}{a_n} \right|, \dots, \left| \frac{a_{n-1}}{a_n} \right| \right).$$

Beweis. Sei z eine Lösung. Für $|z| \leq 1$ ist die Aussage offenkundig erfüllt. Sei also $|z| > 1$. Abspaltung des Leitmonoms von der Summe bringt die Gleichung in die Form $-a_n z^n = \sum_{k=0}^{n-1} a_k z^k$. Man findet

$$|a_n||z|^n = |a_n z^n| = \left| \sum_{k=0}^{n-1} a_k z^k \right| \stackrel{(1)}{\leq} \sum_{k=0}^{n-1} |a_k||z|^k \stackrel{(2)}{\leq} \sum_{k=0}^{n-1} m|z|^k = m \frac{|z|^n - 1}{|z| - 1} \leq \frac{m|z|^n}{|z| - 1},$$

wobei $m = \max(|a_0|, \dots, |a_{n-1}|)$. Kürzen von $|z|^n$ und anschließende Umformung nach $|z|$ resultiert in

$$|z| \leq 1 + \frac{m}{|a_n|} \stackrel{(3)}{=} 1 + \max\left(\frac{|a_0|}{|a_n|}, \dots, \frac{|a_{n-1}|}{|a_n|}\right).$$

Die Abschätzung (1) gilt gemäß der Dreiecksungleichung. Die Abschätzung (2) gilt aufgrund $|a_k| \leq m$ für jedes k . Gleichung (3) gilt, weil die Maximumsfunktion positiv homogen ist. \square

2.6 Monotonie

Definition 2.14 (Monotone reelle Funktion).

Eine Funktion $f: X \rightarrow \mathbb{R}$ mit $X \subseteq \mathbb{R}$ heißt

- monoton steigend : $\iff \forall a, b \in X: a \leq b \Rightarrow f(a) \leq f(b)$,
- monoton fallend : $\iff \forall a, b \in X: a \leq b \Rightarrow f(b) \leq f(a)$,
- streng monoton steigend : $\iff \forall a, b \in X: a < b \Rightarrow f(a) < f(b)$,
- streng monoton fallend : $\iff \forall a, b \in X: a < b \Rightarrow f(b) < f(a)$.

Satz 2.40. Jede streng monotone Funktion ist injektiv.

Beweis. Laut Def. 1.37 ist $a = b$ unter der Annahme $f(a) = f(b)$ zu bestätigen. Es sei f streng monoton steigend. Wäre $a < b$, dann wäre $f(a) < f(b)$, was der Annahme widerspricht. Wäre $b < a$, dann wäre $f(b) < f(a)$, was der Annahme ebenso widerspricht. Aufgrund der Trichotomie verbleibt nur noch $a = b$. Für streng monoton fallende Funktionen verläuft die Argumentation analog. \square

Satz 2.41. Ist f streng monoton steigend und g wenigstens monoton steigend, dann ist $f + g$ streng monoton steigend.

Beweis. Laut Def. 2.14 ist

$$a < b \implies f(a) + g(a) < f(b) + g(b)$$

zu bestätigen. Mit den mit Def. 2.14 entfalteten Prämissen impliziert $a < b$ zunächst $f(a) < f(b)$ und $g(a) \leq g(b)$. Weiterhin gilt

$$\begin{aligned} f(a) < f(b) &\implies f(a) + g(a) < f(b) + g(a), \\ g(a) \leq g(b) &\implies f(b) + g(a) \leq f(b) + g(b). \end{aligned}$$

Per Transitivgesetz erhält man nun das gewünschte Resultat. \square

Satz 2.42. Die Potenzfunktion $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}, f(x) := x^n$ ist für $n \in \mathbb{Z}_{\geq 1}$ streng monoton steigend.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 1$ ist die Forderung von Def. 2.14 trivial erfüllt. Im Schritt ist

$$0 \leq a, a < b, a^n < b^n \vdash a^{n+1} < b^{n+1}$$

zu bestätigen. Mit $a \geq 0$ ist auch $a^n \geq 0$. Multipliziert man also $a < b$ auf beiden Seiten mit a^n , erhält man $a^{n+1} \leq a^n b$. Multipliziert man $a^n < b^n$ auf beiden Seiten mit $b > 0$, erhält man $a^n b < b^{n+1}$. Per Transitivgesetz findet sich nun $a^{n+1} < b^{n+1}$. \square

Satz 2.43. Sei I ein offenes Intervall und $f: I \rightarrow \mathbb{R}$. Ist f differenzierbar mit positiver Ableitung an jeder Stelle, dann ist f streng monoton steigend.

Beweis. Seien $a, b \in I$ beliebig. Laut Def. 2.14 ist $f(a) < f(b)$ aus $a < b$ zu folgern. Laut dem Mittelwertsatz der Differentialrechnung existiert eine Stelle $x \in (a, b)$ mit

$$f(b) - f(a) = f'(x)(b - a).$$

Gemäß der Prämisse ist nun $f'(x) > 0$. Wegen $a < b$ ist außerdem $b - a > 0$. Ergo ist $f'(x)(b - a) > 0$ und somit $f(b) - f(a) > 0$, also $f(a) < f(b)$. \square

2.7 Spezielle Funktionen

2.7.1 Gammafunktion

Definition 2.15 (Gammafunktion). Für $x > 0$ definiert man

$$\Gamma(x) := \int_0^{\infty} t^{x-1} e^{-t} dt.$$

Satz 2.44. Die Gammafunktion ist wohldefiniert.

Beweis. Es ist zu bestätigen, dass das Integral, durch das $\Gamma(x)$ definiert wurde, für $x > 0$ existiert. Zu beachten ist hierbei, dass es für $x < 1$ ebenfalls bezüglich der unteren Grenze ein uneigentliches ist. Wir trennen es daher bezüglich der Stelle $t = 1$ in zwei Summanden auf. Man hat also

$$\Gamma(x) = I_1 + I_2 = \int_0^1 t^{x-1} e^{-t} dt + \int_1^{\infty} t^{x-1} e^{-t} dt.$$

Wir haben nun

$$\lim_{t \searrow 0} \frac{t^{x-1} e^{-t}}{t^{x-1}} = \lim_{t \searrow 0} e^{-t} = 1.$$

Somit besitzt I_1 laut dem Grenzwertkriterium für uneigentliche Integrale dasselbe Konvergenzverhalten wie $\int_0^1 t^{x-1} dt$, das für $x > 0$ konvergiert. Außerdem haben wir

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{t^{x-1} e^{-t}}{1/t^2} = \lim_{t \rightarrow \infty} t^{x+1} e^{-t} = 0.$$

Laut dem Grenzwertkriterium muss I_2 also für alle $x \in \mathbb{R}$ konvergieren, da das Integral $\int_1^{\infty} \frac{1}{t^2} dt$ konvergent ist. \square

Satz 2.45. Die Gammafunktion genügt der Funktionalgleichung $\Gamma(x+1) = x\Gamma(x)$.

Beweis. Man rechnet die partielle Integration

$$\Gamma(x+1) = \int_0^{\infty} t^x e^{-t} dt = [-t^x e^{-t}]_{t=0}^{\infty} + x \int_0^{\infty} t^{x-1} e^{-t} dt = 0 + x\Gamma(x). \quad \square$$

Satz 2.46. Es gilt $n! = \Gamma(n+1) \stackrel{\text{def}}{=} \int_0^{\infty} t^n e^{-t} dt$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ bestätigt man $\Gamma(1) = 1 = 0!$ mühelos. Im Induktionsschritt rechnet man

$$\Gamma(n+1) \stackrel{(1)}{=} n\Gamma(n) \stackrel{\text{IV}}{=} n(n-1)! \stackrel{(2)}{=} n!,$$

wobei (1) gemäß Satz 2.45 und (2) laut Definition 6.9 gilt. \square

Satz 2.47. Es gilt $n! = \int_0^1 \ln\left(\frac{1}{x}\right)^n dx$.

Beweis. Per Substitution $\ln(1/x) = t$ erhält man

$$\lim_{a \rightarrow 0} \int_a^1 \ln\left(\frac{1}{x}\right)^n dx = \lim_{a \rightarrow 0} \int_{\ln(1/a)}^0 -t^n e^{-t} dt = \int_{\infty}^0 -t^n e^{-t} dt = \int_0^{\infty} t^n e^{-t} dt = n!. \quad \square$$

3 Topologie

3.1 Grundbegriffe

3.1.1 Definitionen

Definition 3.1 (Topologischer Raum). Sei X eine Menge und T eine Menge von Teilmengen von X . Man nennt das System T eine Topologie und (X, T) einen topologischen Raum, falls die folgenden drei Axiome erfüllt sind:

1. Es gilt $\emptyset \in T$ und $X \in T$.
2. Sind $A, B \in T$, dann ist auch $A \cap B \in T$.
3. Sind die $A_i \in T$, dann ist auch $\bigcup_I A_i \in T$, wobei I unendlich sein darf.

Die Elemente der Topologie nennt man offene Mengen.

Definition 3.2 (Abgeschlossene Menge). Sei X ein topologischer Raum. Eine Menge $M \subseteq X$ nennt man abgeschlossen, wenn das Komplement $X \setminus M$ offen ist.

Definition 3.3 (Umgebungsfilter). Zu einem Punkt $x \in X$ ist

$$\underline{U}(x) := \{U \subseteq X \mid \exists O: O \in T \wedge x \in O \wedge O \subseteq U\}$$

der Umgebungsfilter. Eine Menge $U \in \underline{U}(x)$ heißt Umgebung von x .

Definition 3.4 (int: Inneres).

Das Innere von M , auch offener Kern genannt, ist

$$\text{int}(M) := \{x \in M \mid M \in \underline{U}(x)\}.$$

Definition 3.5 (ext: Äußeres).

Sei X ein topologischer Raum und $M \subseteq X$. Das Äußere von M ist

$$\text{ext}(M) := \text{int}(X \setminus M) = \text{int}(M^c).$$

Definition 3.6 (Abgeschlossene Hülle).

Sei X ein topologischer Raum und $M \subseteq X$. Die abgeschlossene Hülle von M ist

$$\overline{M} := X \setminus \text{ext}(M) = \text{int}(M^c)^c.$$

Definition 3.7 (Rand). Der Rand einer Menge M ist

$$\partial M := \overline{M} \setminus \text{int}(M) = \overline{M} \cap \text{int}(M)^c.$$

Definition 3.8 (Teilraumtopologie).

Sei (X, T) ein topologischer Raum und $M \subseteq X$. Man bezeichnet

$$T|_M := \{A \cap M \mid A \in T\}.$$

als Teilraumtopologie und $(M, T|_M)$ als Teilraum.

Definition 3.9 (Diskrete Topologie).

Man sagt, ein topologischer Raum (X, T) habe die diskrete Topologie T , wenn T die Potenzmenge von X ist – wenn also jede Teilmenge von X offen ist.

3.1.2 Stetige Abbildungen

Definition 3.10 (Stetige Abbildung).

Seien X und Y topologischen Räume. Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt stetig, wenn unter ihr das Urbild einer offenen Menge stets wieder offen ist.

Definition 3.11 (Homöomorphismus).

Seien X und Y topologische Räume. Eine bijektive Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt Homöomorphismus, wenn sowohl f als auch f^{-1} stetig sind.

Satz 3.1. Sei $M \subseteq X$. Ist $f: X \rightarrow Y$ stetig, so ist die Einschränkung $f|_M$ stetig.

Beweis. Vorgelegt ist ein offenes $B \subseteq Y$. Laut Prämisse ist $A = f^{-1}(B)$ ebenfalls offen. Per Definition der Einschränkung gilt

$$(f|_M)^{-1}(B) = M \cap f^{-1}(B) = M \cap A.$$

Laut Definition ist $M \cap A$ ein Element der Teilraumtopologie $T(X)|_M$. \square

Satz 3.2. Auf jedem topologischen Raum ist die identische Abbildung stetig.

Beweis. Ihre Urbildoperation ist ebenfalls eine identische Abbildung. Ergo verbleiben offene Mengen unverändert, also offen. \square

Satz 3.3. Die Verkettung stetiger Abbildungen ist stetig.

Beweis. Seien $f: X \rightarrow Y$ und $g: Y \rightarrow Z$ stetig. Gemäß Satz 1.126 gilt $(g \circ f)^{-1}(M) = f^{-1}(g^{-1}(M))$. Ist M offen, so auch $g^{-1}(M)$ und infolge $f^{-1}(g^{-1}(M))$. Ergo ist $g \circ f$ stetig. \square

Satz 3.4. Das Urbild einer abgeschlossenen Menge unter einer stetigen Abbildung ist abgeschlossen.

Beweis. Sei $f: X \rightarrow Y$ stetig. Sei $B \subseteq Y$ abgeschlossen. Per Def. 3.2 ist $Y \setminus B$ offen. Laut Def. 3.10 ist folglich das Urbild

$$f^{-1}(Y \setminus B) = f^{-1}(Y) \setminus f^{-1}(B) = X \setminus f^{-1}(B)$$

offen. Wir blicken nochmals auf Def. 3.2 und sehen, $f^{-1}(B)$ ist abgeschlossen. \square

3.1.3 Elementares

Satz 3.5. Sei X ein topologischer Raum. Für jede Menge $M \subseteq X$ ist

$$X = \text{int}(M) \cup \partial M \cup \text{ext}(M)$$

eine disjunkte Zerlegung.

Beweis. Sei $A := \text{int}(M)$ und $B := \text{ext}(M)$. Dann ist

$$\text{int}(M) \cup \partial M \cup \text{ext}(M) = A \cup B^c \cap A^c \cup B = A \cup A^c \cup B = X \cup B = X.$$

Nun verbleibt zu prüfen, dass die Mengen paarweise disjunkt sind. Wir haben

$$\text{int}(M) \cap \partial M = A \cap B^c \cap A^c = \emptyset,$$

$$\text{ext}(M) \cap \partial M = B \cap B^c \cap A^c = \emptyset.$$

Wegen $M \cap M^c = \emptyset$ ist erst recht $A \cap B = \emptyset$, denn $A \subseteq M$ und $B \subseteq M^c$. \square

Satz 3.6. Für jede Menge $A \subseteq X$ gilt $\text{int}(A)^c \cup A = X$.

Beweis. Setze $B := \text{int}(A)$. Gemäß Definition gilt $B \subseteq A$, was äquivalent zu $A \cap B = B$ ist. Damit ergibt sich

$$B^c \cup A = (A \cap B)^c \cup A = A^c \cup B^c \cup A = X \cup B^c = X. \quad \square$$

Satz 3.7. Das Innere von M ist die Vereinigung der offenen Teilmengen von M , kurz

$$\text{int}(M) = \bigcup_{O \in \mathcal{O}_M} O.$$

Beweis. Nach Def. 1.17 und Def. 3.4 expandieren:

$$\forall x: [x \in M \wedge M \in \underline{U}(x) \iff x \in \bigcup_{O \in \mathcal{O}_M} O].$$

Den äußeren Allquantor brauchen wir nicht weiter mitschreiben, da alle freien Variablen automatisch allquantifiziert werden. Vermittels Def. 3.3 weiter expandieren, wobei die Bedingung $U \subseteq X$ als tautologisch entfallen kann, weil X die Grundmenge ist. Auf der rechten Seite wird nach Def. 1.24 expandiert. Es ergibt sich:

$$x \in M \wedge (\exists O: O \in T \wedge x \in O \wedge O \subseteq M) \iff (\exists O: O \subseteq M \wedge O \in T \wedge x \in O).$$

Wegen $A \wedge (\exists x: P(x)) \iff (\exists x: A \wedge P(x))$ ergibt sich auf der linken Seite:

$$\exists O: x \in M \wedge O \in T \wedge x \in O \wedge O \subseteq M.$$

Wenn aber $O \subseteq M$ erfüllt sein muss, gilt $x \in O \implies x \in M$. Demnach kann $x \in M$ entfallen. Auf beiden Seiten steht dann die gleiche Bedingung. \square

Satz 3.8. Ein Punkt p liegt genau dann auf dem Rand einer Menge M , wenn jede Umgebung von p mindestens einen Punkt aus M und einen Punkt aus dem Komplement von M enthält.

3.1.4 Zusammenhang

Definition 3.12 (Zusammenhängender Raum).

Ein topologischer Raum (X, T) heißt zusammenhängend, wenn er sich nicht in zwei disjunkte nichtleere offene Mengen zerlegen lässt. Gemeint ist

$$\forall A, B \in T: A \neq \emptyset \wedge B \neq \emptyset \wedge A \cap B = \emptyset \implies A \cup B \neq X.$$

Bemerkung. Ein Raum (X, T) ist demnach unzusammenhängend, wenn Zeugen A, B für die Aussage

$$\exists A, B \in T: A \neq \emptyset \wedge B \neq \emptyset \wedge A \cap B = \emptyset \wedge A \cup B = X$$

gefunden sind.

Satz 3.9. Sei X ein topologischer Raum und $\{0, 1\}$ der topologische Raum mit der diskreten Topologie. Es ist X genau dann zusammenhängend, wenn jede stetige Abbildung $f: X \rightarrow \{0, 1\}$ konstant sein muss.

Beweis. Sei f stetig und nicht-konstant. Man betrachte die Fasern $A := f^{-1}(\{0\})$ und $B := f^{-1}(\{1\})$. Weil f , wie gerade gefordert, beide Werte annehmen muss, gilt $A \neq \emptyset$ und $B \neq \emptyset$. Zudem sind A, B offen, weil sie die Urbilder offener Mengen sind unter stetigem f sind. Urbilder disjunkter Mengen sind immer disjunkt, womit $A \cap B = \emptyset$ gilt. Zudem gilt

$$A \cup B = f^{-1}(\{0\}) \cup f^{-1}(\{1\}) = f^{-1}(\{0\} \cup \{1\}) = X.$$

Somit ist ein Gegenbeispiel konstruiert, so dass X unzusammenhängend sein muss.

Sei X unzusammenhängend. Es existieren somit Zeugen $A, B \in T$ mit $A \neq \emptyset$, $B \neq \emptyset$, $A \cap B = \emptyset$ und $A \cup B = X$. Sei f definiert durch $f(x) := 0$ für alle $x \in A$ und $f(x) := 1$ für alle $x \in B$. Nun ist f keine konstante Abbildung, da sie auf nichtleeren A, B unterschiedliche Werte annimmt. Wohl aber ist f stetig, wie im Folgenden noch durchgerechnet wird. Die diskrete Topologie von $\{0, 1\}$ ist ihre Potenzmenge. Es bestätigt sich

$$f^{-1}(\emptyset) = \emptyset \in T,$$

$$f^{-1}(\{0\}) = A \in T,$$

$$f^{-1}(\{1\}) = B \in T,$$

$$f^{-1}(\{0, 1\}) = f^{-1}(\{0\} \cup \{1\}) = f^{-1}(\{0\}) \cup f^{-1}(\{1\}) = A \cup B = X \in T. \quad \square$$

Satz 3.10. Die Vereinigung zweier zusammenhängender nichtdisjunkter Räume ist ein zusammenhängender Raum.

Beweis. Seien X, Y zusammenhängend und sei $X \cap Y \neq \emptyset$. Laut Prämisse existiert mindestens ein $p \in X \cap Y$. Sei $f: X \cup Y \rightarrow \{0, 1\}$ stetig. Nun ist $f|_X$ stetig und konstant mit $f(x) = f(p)$ für alle $x \in X$, da X zusammenhängend ist. Entsprechend ist $f|_Y$ stetig und konstant mit $f(y) = f(p)$ für alle $y \in Y$. Ergo ist f auf ganz $X \cup Y$ konstant $f(p)$. Laut Satz 3.9 muss $X \cup Y$ also zusammenhängend sein. \square

Satz 3.11. Ein topologischer Raum X ist genau dann zusammenhängend, wenn mit Ausnahme von \emptyset und X keine Teilmenge von X sowohl offen als auch abgeschlossen ist.

Beweis. Es existiere außer \emptyset, X kein offenes A mit offenem $X \setminus A$. Sei $f: X \rightarrow \{0, 1\}$ stetig. Angenommen, f wäre nicht konstant. Dann gäbe es die beiden nichtleeren offenen Mengen $A := f^{-1}(\{0\})$ und $B := f^{-1}(\{1\})$. Weil außerdem $X = A \cup B$ eine disjunkte Zerlegung wäre, gälte $B = X \setminus A$. Dies steht im Widerspruch zur Prämisse, womit f konstant sein muss. Ergo ist X laut Satz 3.9 ein zusammenhängender Raum.

Es existiere nun offnes, von \emptyset, X verschiedenes A mit offenem $B := X \setminus A$, womit neben $A \neq \emptyset$ auch $B \neq \emptyset$ gilt. Wegen $A \cap B = \emptyset$ und $A \cup B = X$ gilt X als in zwei nichtleere disjunkte offene Mengen zerlegt. Ergo ist X unzusammenhängend. \square

Satz 3.12. Ist X zusammenhängend und $f: X \rightarrow Y$ stetig, dann ist der Teilraum $f(X)$ von Y ebenfalls zusammenhängend.

Beweis. Sei für die Kontraposition $f(X)$ unzusammenhängend. Hiermit existiert eine disjunkte Zerlegung in offene nichtleere Mengen A, B mit $A \cup B = f(X)$. Aufgrund der elementaren Eigenschaften der Urbildoperation hat man mit

$$X = f^{-1}(A \cup B) = f^{-1}(A) \cup f^{-1}(B), \quad f^{-1}(A) \cap f^{-1}(B) = \emptyset$$

eine disjunkte Zerlegung von X . Wegen $A \subseteq f(X)$ und $B \subseteq f(X)$ gilt hierbei $f^{-1}(A) \neq \emptyset$ und $f^{-1}(B) \neq \emptyset$. Weil f stetig ist, sind $f^{-1}(A)$ und $f^{-1}(B)$ offen. Somit ist für X eine Zerlegung in zwei nichtleere disjunkte offene Mengen bezeugt. Ergo ist X ebenfalls unzusammenhängend. \square

3.2 Metrische Räume

3.2.1 Metrische Räume

Definition 3.13 (Metrischer Raum). Man bezeichnet (M, d) mit $d: M^2 \rightarrow \mathbb{R}$ genau dann als metrischen Raum, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

$$(M1) \quad d(x, y) = 0 \iff x = y, \quad (\text{Gleichheit abstandsloser Punkte})$$

$$(M2) \quad d(x, y) = d(y, x), \quad (\text{Symmetrie})$$

$$(M3) \quad d(x, y) \leq d(x, z) + d(z, y). \quad (\text{Dreiecksungleichung})$$

Definition 3.14 (Offene Epsilon-Umgebung).

Für einen metrischen Raum (M, d) und $p \in M$:

$$U_\varepsilon(p) := \{x \mid d(p, x) < \varepsilon\}.$$

Bemerkung: Unter einer Epsilon-Umgebung ohne weitere Attribute versteht man immer eine offene Epsilon-Umgebung.

Definition 3.15 (Offene Menge).

Sei M ein metrischer Raum. Eine Menge $A \subseteq M$ heißt offen, wenn jeder Punkt $p \in A$ ein ε besitzt, so dass $U_\varepsilon(p) \subseteq A$ gilt.

Satz 3.13 (Konstruktion disjunkter Epsilon-Umgebungen). Sei (M, d) ein metrischer Raum und $p, q \in M$ mit $p \neq q$. Betrachte die Streckenzerlegung $d(p, q) = A + B$. Für $a \leq A$ und $b \leq B$ sind die Epsilon-Umgebungen $U_a(p)$ und $U_b(q)$ disjunkt.

Beweis. Angenommen $U_a(p)$ und $U_b(q)$ wären nicht disjunkt, dann gäbe es mindestens ein x mit $x \in U_a(p)$ und $x \in U_b(q)$, d. h. $d(p, x) < a$ und $d(q, x) < b$. Addition der beiden Ungleichungen bringt

$$d(p, x) + d(q, x) < a + b \leq d(p, q).$$

Gemäß der Dreiecksungleichung Def. 3.13 Axiom (M3) gilt nun aber

$$d(p, q) \leq d(p, x) + d(q, x)$$

für alle x . Sei $c := d(p, x) + d(q, x)$. Wir erhalten damit nun $c < a + b \leq c$ und somit den Widerspruch $c < c$. \square

Satz 3.14 (Unterschiedliche Punkte eines metrischen Raumes besitzen disjunkte Epsilon-Umgebungen). Sei (M, d) ein metrischer Raum und $p, q \in M$. Wenn $p \neq q$ ist, dann gibt es disjunkte offene Epsilon-Umgebungen $U_a(p)$ und $U_b(q)$.

Beweis. Folgt trivial aus Satz 3.13. Wähle speziell z. B. $a = b = d(p, q)/2$. \square

Satz 3.15. Jede einelementige Teilmenge eines metrischen Raums ist abgeschlossen.

Beweis. Es sei M ein metrischer Raum und $p \in M$ ein Punkt. Es ist $\{p\}$ per Def. 3.2 abgeschlossen, wenn $M \setminus \{p\}$ offen ist. Die Menge $M \setminus \{p\}$ ist offen, denn jeder ihrer Punkte besitzt laut Satz 3.14 eine offene Epsilon-Umgebung, die den Punkt p nicht enthält. \square

Satz 3.16. Sei d eine Metrik. Ist $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}$ eine streng monoton steigende und subadditive Funktion mit $f(0) = 0$, so ist $f \circ d$ ebenfalls eine Metrik.

Beweis. Aufgrund der strengen Monotonie ist $f(r) = 0 \Leftrightarrow r = 0$, womit $d(x, y) = 0 \Leftrightarrow f(d(x, y)) = 0$ gilt. Zur Dreiecksungleichung findet sich

$$d(x, y) \leq d(x, z) + d(z, y) \stackrel{(1)}{\implies} f(d(x, y)) \leq f(d(x, z) + d(z, y)) \stackrel{(2)}{\leq} f(d(x, z)) + f(d(z, y)),$$

wobei (1) mit der Monotonie und (2) mit der Subadditivität gilt. Man erhält

$$(f \circ d)(x, y) \leq (f \circ d)(x, z) + (f \circ d)(z, y). \quad \square$$

Satz 3.17. Zu einer Metrik d ist

$$d_b(x, y) := \frac{d(x, y)}{1 + d(x, y)}$$

ebenfalls eine Metrik, die man auch als beschränkte Metrik bezeichnet.

Beweis. Es gilt $d_b = f \circ d$ bezüglich $f(r) = \frac{r}{1+r}$. Nun wird Satz 3.16 zur Anwendung gebracht, dessen Voraussetzungen zu prüfen sind. Der Umstand $f(0) = 0$ ist trivial. Es ist f streng monoton steigend, denn die Ableitung $f'(r)$ ist stetig, hat positive Werte und besitzt keine Nullstellen. Nun wird die Subadditivität $f(x + y) \leq f(x) + f(y)$ gezeigt. Wegen $x \geq 0$ und $y \geq 0$ gilt $1 + x > 0$ und $1 + y > 0$ und $1 + x + y > 0$, womit sich die äquivalente Umformung

$$\frac{x + y}{1 + x + y} \leq \frac{x}{1 + x} + \frac{y}{1 + y} \Leftrightarrow (x + y)(1 + x)(1 + y) \leq ((1 + y)x + (1 + x)y)(1 + x + y)$$

findet. Multipliziert man beide Seiten aus und kürzt, verbleibt

$$0 \leq xy^2 + x^2y + 2xy = (x + y + 2)xy$$

zu zeigen. Diese ist erfüllt wegen $x + y + 2 > 0$ zuzüglich $x \geq 0$ und $y \geq 0$. \square

3.2.2 Normierte Räume

Definition 3.16 (Normierter Raum). Sei V ein Vektorraum über dem Körper der reellen oder komplexen Zahlen. Sei $N(x) = \|x\|$ eine Abbildung, die jedem $x \in V$ eine reelle Zahl zuordnet. Man nennt (V, N) genau dann einen normierten Raum, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

- | | | |
|------|------------------------------------|-----------------------------|
| (N1) | $\ x\ = 0 \iff x = 0,$ | (Definitheit) |
| (N2) | $\ \lambda x\ = \lambda \ x\ ,$ | (betragsmäßige Homogenität) |
| (N3) | $\ x + y\ \leq \ x\ + \ y\ .$ | (Dreiecksungleichung) |

Satz 3.18 (Umgekehrte Dreiecksungleichung).

In jedem normierten Raum gilt

$$|\|x\| - \|y\|| \leq \|x - y\|.$$

Beweis. Auf beiden Seiten von Def. 3.16 Axiom (N3) wird $\|y\|$ subtrahiert, was zu

$$\|x + y\| - \|y\| \leq \|x\|$$

führt. Substitution $x := x - y$ bringt nun

$$\|x\| - \|y\| \leq \|x - y\|.$$

Vertauscht man nun x und y , dann ergibt sich

$$\|y\| - \|x\| \leq \|y - x\| \iff -(\|x\| - \|y\|) \leq \|x - y\|.$$

Wir haben nun $a \leq b$ und $-a \leq b$, wobei $a := \|x\| - \|y\|$ und $b := \|x - y\|$ ist. Multipliziert man die letzte Ungleichung mit -1 , dann ergibt sich $a \geq -b$. Somit ist $-b \leq a \leq b$, kurz $|a| \leq b$. \square

Satz 3.19. Die Funktion $x \mapsto \|x\|$ ist eine stetige.

Beweis. Laut Definition der Stetigkeit ist

$$\forall \varepsilon > 0: \exists \delta > 0: \forall x: (\|x - a\| < \delta \implies |\|x\| - \|a\|| < \varepsilon)$$

für eine beliebige Stelle a zu zeigen. Man wählt schlicht $\delta := \varepsilon$ als Zeuge, denn gemäß der umgekehrten Dreiecksungleichung gilt

$$|\|x\| - \|a\|| \leq \|x - a\| < \delta = \varepsilon. \quad \square$$

Satz 3.20. Die Sphäre $\{x \mid \|x\| = r\}$ ist kompakt.

Beweis. Sei $f(x) := \|x\|$. Weil f laut Satz 3.19 stetig und $\{r\}$ laut Satz 3.15 abgeschlossen ist, muss laut Satz 3.4 auch das Urbild $f^{-1}(\{r\})$ abgeschlossen sein. Dieses Urbild ist die Sphäre. Als Teilmenge der Kugel $\{x \mid \|x\| \leq r\}$ ist sie zudem beschränkt. \square

3.2.3 Homöomorphismen

Satz 3.21 (Verallgemeinerung des Zwischenwertsatzes).

Ist $f: X \rightarrow Y$ eine stetige Abbildung zwischen topologischen Räumen und $A \subseteq X$ ein zusammenhängender Teilraum, dann ist auch $f(A)$ zusammenhängend.

Satz 3.22. Eine injektive Abbildung $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}$ kann nicht stetig sein.

Beweis. Da f injektiv ist, ist die Rechnung

$$f(\mathbb{R}_{>0}) = f(\mathbb{R}_{\geq 0} \setminus \{0\}) = f(\mathbb{R}_{\geq 0}) \setminus f(\{0\}) = \mathbb{R} \setminus \{f(0)\}$$

gültig gemäß Satz 1.134. Da $\mathbb{R}_{>0}$ zusammenhängend ist, $\mathbb{R} \setminus \{f(0)\}$ aber nicht, kann f laut Satz 3.21 nicht stetig sein. \square

3.3 Übungen

Satz 3.23. Sei $M \subseteq \mathbb{R}^n$. Das Innere von M besitze den Punkt p , das Äußere den Punkt q . Dann schneidet das Bild jedes Weges von p nach q den Rand von M .

Beweis 1. Sei $\gamma: [0, 1] \rightarrow \mathbb{R}^n$ so ein Weg mit $\gamma(0) = p$ und $\gamma(1) = q$. Angenommen, das Bild schneidet den Rand nicht. Das heißt, $\gamma([0, 1]) \cap \partial M = \emptyset$, oder äquivalent $\gamma^{-1}(\partial M) = \emptyset$. Allgemein ist

$$\mathbb{R}^n = \text{int}(M) \cup \partial M \cup \text{ext}(M)$$

laut Satz 3.5 eine disjunkte Zerlegung. Gemäß Satz 1.119 gilt

$$[0, 1] = \gamma^{-1}(\mathbb{R}^n) = \gamma^{-1}(\text{int}(M)) \cup \gamma^{-1}(\partial M) \cup \gamma^{-1}(\text{ext}(M)),$$

was auch eine disjunkte Zerlegung ist, weil je zwei disjunkte Mengen gemäß Satz 1.122 disjunkte Urbilder haben. Weil γ gemäß Definition stetig ist, sind die Urbilder $\gamma^{-1}(\text{int}(M))$ und $\gamma^{-1}(\text{ext}(M))$ offen im Raum $[0, 1]$. Sie sind nichtleer, weil sie jeweils laut Prämisse mindestens einen Punkt enthalten. Damit ist $[0, 1]$ eine Zerlegung in disjunkte nichtleere offene Mengen, gemäß Definition also ein unzusammenhängender Raum. Das steht im Widerspruch zur Erkenntnis, dass alle Intervalle zusammenhängend sind. \square

Beweis 2. Sei $\gamma: [0, 1] \rightarrow \mathbb{R}^n$ ein solcher Weg mit $\gamma(0) = p$ und $\gamma(1) = q$. Wir nehmen nun eine Bisektion vor. Sei $a_0 := 0$ und $b_0 := 1$. Sei $m := \frac{1}{2}(a_k + b_k)$, also der Mittelwert. Liegt $\gamma(m)$ im Inneren, dann ist $[a_{k+1}, b_{k+1}] = [m, b_k]$ das nächste Intervall. Liegt $\gamma(m)$ im Äußeren, dann $[a_{k+1}, b_{k+1}] = [a_k, m]$. Liegt $\gamma(m)$ auf dem Rand, ist ein Schnittpunkt gefunden und das Verfahren bricht ab. Betrachten wir daher den Fall, dass das Verfahren nicht abbricht. Als Intervallschachtelung konvergieren die Folgen a_k, b_k gegen denselben Grenzwert a . Weil γ stetig ist, konvergiert $\gamma(a_k) \rightarrow \gamma(a)$ für $a_k \rightarrow a$ und $\gamma(b_k) \rightarrow \gamma(a)$ für $b_k \rightarrow a$. Demnach sind in jeder Umgebung von $\gamma(a)$ sowohl Punkte aus dem Inneren als auch Punkte aus dem Äußeren. Gemäß Satz 3.8 muss $\gamma(a)$ infolge auf dem Rand liegen. \square

4 Lineare Algebra

4.1 Matrizen

4.1.1 Definitionen

Definition 4.1 (Transponierte Matrix). Sei R ein Ring und $A \in R^{m \times n}$ eine Matrix. Die Matrix $A^T \in R^{n \times m}$ mit $(A^T)_{ij} := A_{ji}$ heißt Transponierte von A .

Definition 4.2 (Konjugierte Matrix). Sei $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$. Die Matrix \bar{A} mit $(\bar{A})_{ij} := \overline{A_{ij}}$ heißt konjugierte Matrix zu A . Mit $\overline{A_{ij}}$ ist die Konjugation der komplexen Zahl A_{ij} gemeint.

Definition 4.3 (Adjungierte Matrix). Sei $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$. Die Adjungierte zu A ist definiert als $A^H := (\bar{A})^T$, d. h. die Transponierte der konjugierten Matrix zu A .

Definition 4.4 (Inverse Matrix). Sei K ein Körper und $A \in K^{n \times n}$ eine quadratische Matrix. Man nennt A invertierbar, wenn es eine Matrix B gibt, mit $AB = BA = E_n$, wobei E_n die Einheitsmatrix ist. Die Matrix $A^{-1} := B$ heißt dann inverse Matrix zu A .

4.1.2 Rechenregeln

Satz 4.1. Sei R ein kommutativer Ring. Für Matrizen $A \in R^{m \times n}$ und $B \in R^{n \times p}$ gilt

$$(AB)^T = B^T A^T.$$

Beweis. Es gilt:

$$(AB)^T = \left(\sum_{k=1}^n A_{ik} B_{kj} \right)^T = \left(\sum_{k=1}^n A_{jk} B_{ki} \right) = \left(\sum_{k=1}^n B_{ki} A_{jk} \right) \quad (4.1)$$

$$= \left(\sum_{k=1}^n (B^T)_{ik} (A^T)_{kj} \right) = B^T A^T. \quad \square \quad (4.2)$$

Satz 4.2. Sei $A \in K^{n \times n}$ eine invertierbare Matrix. Dann ist auch A^T invertierbar und es gilt $(A^{-1})^T = (A^T)^{-1}$.

Beweis. Aus $E = A^{-1}A = AA^{-1}$ und Satz 4.1 folgt

$$E = E^T = (A^{-1}A)^T = A^T (A^{-1})^T = (AA^{-1})^T = (A^{-1})^T A^T. \quad (4.3)$$

Dann muss A^T nach Def. 4.4 die inverse Matrix zu $(A^{-1})^T$ sein. \square

Satz 4.3. Sei $v \in \mathbb{R}^n$ und $w \in \mathbb{R}^m$. Sei $A \in \mathbb{R}^{m \times n}$. Es gilt $\langle Av, w \rangle = \langle v, A^T w \rangle$, wobei links das Standardskalarprodukt auf dem \mathbb{R}^m und rechts das auf dem \mathbb{R}^n ausgewertet wird.

Beweis. Identifiziert man die Vektoren $x, y \in \mathbb{R}^k$ mit den Matrizen $x, y \in \mathbb{R}^{k \times 1}$, dann ist $\langle x, y \rangle = x^T y$. Gemäß Satz 4.1 darf man rechnen:

$$\langle Av, w \rangle = (Av)^T w = v^T A^T w = \langle v, A^T w \rangle. \quad \square$$

4.1.3 Rechenregeln für komplexe Matrizen

Satz 4.4. Für Matrizen $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$ und $B \in \mathbb{C}^{n \times p}$ gilt

$$\overline{AB} = \overline{A} \cdot \overline{B}$$

Beweis. Es gilt

$$\overline{AB} = \overline{\left(\sum_{k=1}^n A_{ik} B_{kj} \right)} = \left(\sum_{k=1}^n \overline{A_{ik} B_{kj}} \right) = \left(\sum_{k=1}^n \overline{A_{ik}} \cdot \overline{B_{kj}} \right) = \left(\sum_{k=1}^n (\overline{A})_{ik} (\overline{B})_{kj} \right) = \overline{A} \cdot \overline{B}. \quad \square$$

Satz 4.5. Für Matrizen $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$ und $B \in \mathbb{C}^{n \times p}$ gilt

$$(AB)^H = B^H A^H.$$

Beweis. Gemäß Satz 4.4 und 4.1 gilt

$$(AB)^H = (\overline{AB})^T = (\overline{A} \cdot \overline{B})^T = (\overline{B})^T (\overline{A})^T = B^H A^H.$$

Satz 4.6. Sei $v \in \mathbb{C}^n$ und $w \in \mathbb{C}^m$. Sei $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$. Es gilt $\langle Av, w \rangle = \langle v, A^H w \rangle$, wobei links das Standardskalarprodukt auf dem \mathbb{C}^m ausgewertet wird und rechts das auf dem \mathbb{C}^n .

Beweis. Identifiziert man die Vektoren $x, y \in \mathbb{C}^k$ mit den Matrizen $x, y \in \mathbb{C}^{k \times 1}$, dann gilt $\langle x, y \rangle = x^H y$. Gemäß Satz 4.5 darf man rechnen

$$\langle Av, w \rangle = (Av)^H w = v^H A^H w = \langle v, A^H w \rangle. \quad \square$$

4.2 Eigenwerte

Satz 4.7. Gegeben sei eine quadratische Matrix $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$. Dann ist die Matrix $M = A^T A$ symmetrisch und besitzt nur nichtnegative Eigenwerte, speziell bei $\det(A) \neq 0$ nur positive.

Beweis. Gemäß Satz 4.1 gilt

$$M^T = (A^T A)^T = A^T (A^T)^T = A^T A = M. \quad (4.4)$$

Ist nun λ ein Eigenwert von M und v ein Eigenvektor dazu, dann gilt $Mv = \lambda v$. Unter Anwendung von Satz 4.3 folgt daraus

$$\lambda |v|^2 = \langle \lambda v, v \rangle = \langle Mv, v \rangle = \langle A^T Av, v \rangle = \langle Av, Av \rangle = |Av|^2 \geq 0. \quad (4.5)$$

Ergo ist $\lambda |v|^2 \geq 0$. Unter der Voraussetzung $v \neq 0$ ist $|v| > 0$. Dann muss auch $\lambda \geq 0$ sein. Wenn nun $\det(A) \neq 0$ ist, also A eine reguläre Matrix, dann hat A trivialen Kern, also $Av = 0$ nur im Fall $v = 0$. Da $v \neq 0$ vorausgesetzt wurde, muss auch $Av \neq 0$, und damit $|Av| > 0$ sein. Dann ist auch $\lambda > 0$. Alternativ folgt $\lambda > 0$ daraus, dass $\det(A)$ das Produkt der Eigenwerte ist. \square

Satz 4.8. Gegeben sei eine Matrix $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$. Dann ist die Matrix $M = A^H A$ hermitisch und besitzt nur nichtnegative reelle Eigenwerte.

Beweis. Gemäß Satz 4.5 gilt

$$M^H = (A^H A)^H = A^H (A^H)^H = A^H A = M. \quad (4.6)$$

Ist nun λ ein Eigenwert von M und v ein Eigenvektor dazu, dann gilt $Mv = \lambda v$. Unter Anwendung von Satz 4.6 folgt daraus

$$\lambda |v|^2 = \langle \lambda v, v \rangle = \langle Mv, v \rangle = \langle A^H A v, v \rangle = \langle A v, A v \rangle = |A v|^2 \geq 0. \quad (4.7)$$

Ergo ist $\lambda |v|^2 \geq 0$. Unter der Voraussetzung $v \neq 0$ ist $|v| > 0$. Dann muss auch $\lambda \geq 0$ sein. \square

Definition 4.5 (Unitäre Matrix).

Eine quadratische Matrix A heißt unitär, wenn $A^H A = E$ gilt.

Satz 4.9. Ist A unitär, dann gilt $|Av| = |v|$ für jeden Vektor v .

Beweis. Laut Satz 4.6 gilt

$$|Av|^2 = \langle Av, Av \rangle = \langle v, A^H A v \rangle = \langle v, E v \rangle = \langle v, v \rangle = |v|^2.$$

Radizieren ergibt $|Av| = |v|$. \square

Satz 4.10. Für jeden Eigenwert λ einer unitären Matrix gilt $|\lambda| = 1$.

Beweis. Sei v ein Eigenvektor zum Eigenwert λ . Laut Satz 4.6 ist dann

$$|v|^2 = \langle v, v \rangle = \langle v, E v \rangle = \langle v, A^H A v \rangle = \langle A v, A v \rangle = |A v|^2 = |\lambda v|^2 = |\lambda|^2 |v|^2.$$

Daher ist $|\lambda|^2 = 1$, und wegen $|\lambda| \geq 0$ folglich $|\lambda| = 1$. \square

4.2.1 Quadratische Matrizen

Satz 4.11. Sei

$$I := \begin{bmatrix} 0 & -1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}, \quad aE + bI = a \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} + b \begin{bmatrix} 0 & -1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} a & -b \\ b & a \end{bmatrix}.$$

Die Menge $M := \{aE + bI \mid a, b \in \mathbb{R}\}$ bildet bezüglich Matrizenaddition und Matrizenmultiplikation einen Körper $(M, +, \cdot)$. Die Abbildung

$$\Phi: \mathbb{C} \rightarrow M, \quad \Phi(a + bi) := aE + bI$$

ist ein Isomorphismus zwischen Körpern.

Beweis. Bei $(M, +)$ handelt es sich um eine Untergruppe der kommutativen Gruppe $(\mathbb{R}^{2 \times 2}, +)$, denn gemäß

$$(aE + bI) + (cE + dI) = (a + b)E + (b + d)I \in M \quad (4.8)$$

und

$$-(aE + bI) = (-a)E + (-b)I \in M \quad (4.9)$$

ist das Untergruppenkriterium erfüllt. Die Abgeschlossenheit bezüglich Multiplikation:

$$\begin{aligned} (aE + bI)(cE + dI) &= aEcE + aEdI + bIcE + bIdI \\ &= acE + adI + bcI + bdI^2 = (ac - bd)E + (ad + bc)I \in M. \end{aligned} \quad (4.10)$$

Das Kommutativgesetz:

$$\begin{aligned} (aE + bI)(cE + dI) &= (ac - bd)E + (ad + bc)I \\ &= (ca - db)E + (cb + da)I = (cE + dI)(aE + bI). \end{aligned} \quad (4.11)$$

Das Assoziativgesetz ist für Matrizen allgemeingültig. Das multiplikativ neutrale Element ist die Einheitsmatrix E . Wird nun $aE + bI \neq 0$ vorausgesetzt, dann ist $a \neq 0 \vee b \neq 0$. Daher ist $\det(aE + bI) = a^2 + b^2 \neq 0$. Demnach besitzt $aE + bI$ eine Inverse. Somit muss $(M, +, \cdot)$ ein Körper sein.

Die Abbildung Φ ist invertierbar, denn jedes Bild A kann auf eindeutige Art in $A = aE + bI$ zerlegt werden, wodurch a, b eindeutig bestimmt sind. Die Eigenschaften

$$\Phi((a + bi) + (c + di)) = \Phi(a + bi) + \Phi(c + di) \quad (4.12)$$

und

$$\Phi((a + bi)(c + di)) = \Phi(a + bi)\Phi(c + di) \quad (4.13)$$

ergeben sich aus den Rechnungen (4.8) und (4.10). \square

4.3 Lineare Abbildungen

Definition 4.6. Sei $(\mathbf{a}_1, \dots, \mathbf{a}_n)$ ein System von Vektoren. Man nennt es linear unabhängig, wenn

$$\sum_{k=1}^n \lambda_k \mathbf{a}_k = \mathbf{0} \implies \forall k: \lambda_k = 0.$$

Satz 4.12. Sei K ein Körper und $A \in K^{m \times n}$ eine Matrix. Es besitzt A genau dann den trivialen Kern, wenn ihre Spalten linear unabhängig sind.

Beweis. Die Spalten seien die $\mathbf{a}_k := A \mathbf{e}_k$. Für die Aussage, trivialen Kern zu haben, findet sich die äquivalente Umformung

$$\text{Kern}(A) = \{\mathbf{v} \mid A\mathbf{v} = \mathbf{0}\} = \{\mathbf{0}\} \iff (A\mathbf{v} = \mathbf{0} \Rightarrow \mathbf{v} = \mathbf{0}).$$

Dies stellt mit $\lambda_k = v_k$ nun lediglich eine Kurzschreibweise für die Eigenschaft

$$\sum_{k=1}^n \lambda_k \mathbf{a}_k = \mathbf{0} \implies \forall k: \lambda_k = 0.$$

dar, die die lineare Unabhängigkeit Def. 4.6 definiert. \square

Satz 4.13. Eine lineare Abbildung ist genau injektiv, wenn sie einen trivialen Kern besitzt.

Beweis. Sei L die lineare Abbildung. Für die Aussage, trivialen Kern zu haben, findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} \text{Kern}(L) = \{0\} &\iff L(v) = 0 \Rightarrow v = 0 \\ &\iff L(a - b) = 0 \Rightarrow a - b = 0 && (v = a - b) \\ &\iff L(a) - L(b) = 0 \Rightarrow a - b = 0 && (\text{weil } L \text{ linear ist}) \\ &\iff L(a) = L(b) \Rightarrow a = b. \end{aligned}$$

Die letzte Aussage ist die definierende Eigenschaft der Injektivität Def. 1.37. \square

Satz 4.14. Die Spaltenvektoren einer Matrix $A \in \mathbb{R}^{m \times n}$ sind genau dann linear unabhängig, wenn $\det(G) \neq 0$ gilt, wobei $G = A^T A$ die Gramsche Matrix ist.

Beweis. Existiert ein $v \neq 0$ mit $Av = 0$, folgt sofort $Gv = A^T 0 = 0$, womit G keine reguläre Matrix sein kann, was gleichbedeutend mit $\det(G) = 0$ ist.

Sei umgekehrt $\det(G) = 0$. Da G hiermit keine reguläre Matrix ist, existiert ein $v \neq 0$ mit $Gv = 0$, und somit $\langle Gv, v \rangle = 0$. Laut Satz 4.3 ist $\langle Av, Av \rangle = \langle A^T Av, v \rangle$, was zur äquivalenten Umformung

$$Av = 0 \iff |Av| = 0 \iff 0 = |Av|^2 = \langle Av, Av \rangle = \langle Gv, v \rangle$$

führt. Demzufolge muss $Av = 0$ sein. \square

Satz 4.15. Sei K ein geordneter Körper. Die Spalten einer Matrix $A \in K^{m \times n}$ sind genau dann linear unabhängig, wenn $\det(G) \neq 0$ gilt, wobei $G = A^T A$ die Gramsche Matrix ist.

Beweis. Man betrachte zu $v, w \in K^n$ die Bilinearform $B(v, w) := v^T w$. Laut Satz 5.23 gilt $B(v, v) > 0$ für $v \neq 0$. Analog zu Satz 4.3 gilt $B(v, Aw) = B(A^T v, w)$, weshalb $B(Av, Av) = B(A^T Av, v)$ gilt. Mit den genannten Betrachtungen ist die zum Beweis von Satz 4.14 analoge Argumentation durchführbar. \square

Satz 4.16. Die Spaltenvektoren einer Matrix $A \in \mathbb{C}^{m \times n}$ sind genau dann linear unabhängig, wenn $\det(G) \neq 0$ gilt, wobei $G = A^H A$ die Gramsche Matrix ist.

Beweis. Die Argumentation verläuft analog zum Beweis von Satz 4.14, wobei Satz 4.6 anstelle von Satz 4.3 zur Anwendung kommt. \square

Satz 4.17. Zu einer linearen Abbildung $f: V \rightarrow W$ ist die Bildmenge $f(V)$ ein Untervektorraum von W .

Beweis. Wir ziehen das Untervektorraumkriterium heran. Es ist $f(V)$ nichtleer, weil der Definitionsbereich V nichtleer ist, da dieser mindestens den Nullvektor enthalten muss. Es gelte $w \in f(V)$ und $w' \in f(V)$. Dann existieren Zeugen v mit $w = f(v)$ und v' mit $w' = f(v')$. Infolge gilt $w + w' = f(v) + f(v') = f(v + v')$, womit $v + v'$ ein Zeuge für $w + w' \in f(V)$ ist. Gleichmaßen gilt $\lambda w = \lambda f(v) = f(\lambda v)$, womit λv ein Zeuge für $\lambda w \in f(V)$ ist. Die Forderungen des Kriteriums sind also erfüllt. \square

Satz 4.18. Zu einer linearen Abbildung $f: V \rightarrow W$ ist Graph von f ein Untervektorraum von $V \times W$.

Beweis. Der Graph von f ist die Menge

$$G = \{(v, w) \in V \times W \mid w = f(v)\}.$$

Der Raum $V \times W$ hat die Addition $(v, w) + (v', w') := (v + v', w + w')$ und die Skalarmultiplikation $\lambda(v, w) := (\lambda v, \lambda w)$.

Wir ziehen das Untervektorraumkriterium heran. Der Graph G ist nichtleer, weil der Definitionsbereich V nichtleer ist, da dieser mindestens den Nullvektor enthalten muss. Zu zeigen ist nun $(v + v', w + w') \in G$, sofern $(v, w) \in G$ und $(v', w') \in G$. Aufgrund der Prämissen ist $w = f(v)$ und $w' = f(v')$, womit

$$w + w' = f(v) + f(v') = f(v + v'), \iff (w + w', v + v') \in G.$$

Zu zeigen ist schließlich $(\lambda v, \lambda w) \in G$, sofern $(v, w) \in G$. Aufgrund der Prämisse ist $w = f(v)$, womit

$$\lambda w = \lambda f(v) = f(\lambda v), \iff (\lambda w, \lambda v) \in G. \square$$

4.4 Bilinearformen

Definition 4.7 (Nicht-ausgeartete Bilinearform).

Sei $B: V \times W \rightarrow K$ eine Bilinearform, sei

$$\begin{aligned} B_1: V &\rightarrow W^*, & B_1(v)(w) &:= B(v, w), \\ B_2: W &\rightarrow V^*, & B_2(w)(v) &:= B(v, w). \end{aligned}$$

Man nennt B nicht-ausgeartet, wenn B_1 und B_2 injektiv sind.

Satz 4.19. Eine Bilinearform $B: V \times W \rightarrow K$ ist genau dann nicht-ausgeartet, wenn $B_1(v)$ für alle $v \neq 0$ und $B_2(w)$ für alle $w \neq 0$ nicht die Nullabbildung ist. Die Abbildungen B_1, B_2 aus Def. 4.7.

Beweis. Die lineare Abbildung B_1 ist genau dann injektiv, wenn

$$\{0\} = \text{Kern}(B_1) := \{v \mid B_1(v) = 0\} \quad (4.14)$$

ist. Wegen $B_1(0) = 0$ ist B_1 schon dann injektiv, wenn

$$B_1(v) = 0 \implies v = 0, \quad (4.15)$$

was per Kontraposition äquivalent ist zu $v \neq 0 \implies B_1(v) \neq 0$. Für B_2 gilt eine analoge Argumentation. \square

Satz 4.20. Eine symmetrische Bilinearform $B: V \times V \rightarrow K$ ist genau dann nicht-ausgeartet, wenn es für alle $v \neq 0$ ein w gibt, so dass $B(v, w) \neq 0$.

Beweis. Da B symmetrisch ist, ist $B_1 = B_2$ in Def. 4.7. Es genügt also, B_1 zu betrachten. Nun gilt

$$B_1(v) = 0 \iff (\forall w: B_1(v)(w) = 0(w)) \iff (\forall w: B(v, w) = 0). \quad (4.16)$$

Aus Satz 4.19 ergibt sich dann die Behauptung, d. h. die Äquivalenz zu

$$v \neq 0 \implies \exists w: B(v, w) \neq 0. \quad \square \quad (4.17)$$

Satz 4.21. Ein reelles Skalarprodukt $\langle v, w \rangle$ ist nicht-ausgeartet.

Beweis. In Satz 4.20 setze $B(v, w) := \langle v, w \rangle$. Wegen

$$\langle v, v \rangle = 0 \iff v = 0 \quad (4.18)$$

kann man für $v \neq 0$ immer $w := v$ setzen, dann ist $B(v, w) = \langle v, v \rangle \neq 0$. \square

Satz 4.22. Sind V, W endlichdimensional, dann sind bei einer nicht-ausgearteten Bilinearform $B: V \times W \rightarrow K$ die Abbildungen B_1, B_2 aus Def. 4.7 Isomorphismen.

Beweis. Es gilt $\dim B_1(V) \leq \dim W^*$ und $\dim B_2(W) \leq \dim V^*$. Gemäß Rangsatz erhält man $\dim V = \dim B_1(V)$ und $\dim W = \dim B_2(W)$, da B_1, B_2 nach Voraussetzung injektiv sind. Demnach ist

$$\dim V \leq \dim W^* = \dim W \leq \dim V^* = \dim V. \quad (4.19)$$

Folglich muss $\dim V = \dim W = \dim V^* = \dim W^*$ sein. Somit haben B_1, B_2 vollen Rang, sind also surjektiv. \square

4.5 Euklidische Geometrie

Satz 4.23 (Satz des Pythagoras).

Sei $\triangle ABC$ ein rechtwinkliges Dreieck mit rechtem Winkel $\angle ACB$. Die Seitenlängen des Dreiecks erfüllen die Gleichung $a^2 + b^2 = c^2$.

Beweis 1. Sei $\mathbf{a} := \overrightarrow{BC}$, $\mathbf{b} := \overrightarrow{CA}$ und $\mathbf{c} := \overrightarrow{BA}$. Die Bezeichner sind so gewählt, dass $a = |\mathbf{a}|$, $b = |\mathbf{b}|$ und $c = |\mathbf{c}|$ gilt. Aufgrund von $\mathbf{c} = \mathbf{a} + \mathbf{b}$ findet sich

$$c^2 = \langle \mathbf{c}, \mathbf{c} \rangle = \langle \mathbf{a} + \mathbf{b}, \mathbf{a} + \mathbf{b} \rangle = \langle \mathbf{a}, \mathbf{a} \rangle + 2\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle + \langle \mathbf{b}, \mathbf{b} \rangle = a^2 + 2\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle + b^2.$$

Weil \mathbf{a} und \mathbf{b} orthogonal stehen, gilt $\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle = 0$. \square

Beweis 2. Korollar zu Satz 4.26. Setze $\gamma := 90^\circ$. Infolge ist $\cos \gamma = 0$. \square

Satz 4.24 (Umkehrung zum Satz des Pythagoras).

Sei $\triangle ABC$ ein Dreieck. Erfüllen dessen Seitenlängen die Gleichung $a^2 + b^2 = c^2$, muss $\angle ACB$ ein rechter Winkel sein.

Beweis. Wir wählen wieder dieselben Bezeichnungen wie im Beweis 1 des Satzes des Pythagoras. Die dort gefundene Gleichung

$$a^2 + b^2 + 2\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle = c^2$$

gilt ganz allgemein in jedem Dreieck, da die Prämisse $\angle ACB = 90^\circ$ bis dahin noch nicht genutzt wurde. Ist nun $a^2 + b^2 = c^2$, lässt sich diese Gleichung zu $\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle = 0$ kürzen. Es gilt aber $\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle = 0$ genau dann, wenn \mathbf{a} und \mathbf{b} orthogonal stehen. Ergo muss $\angle ACB$ ein rechter Winkel sein. \square

Satz 4.25 (Satz des Thales).

Gegeben seien zwei Punkte A, B , deren Strecke ein Durchmesser des Kreises ist. Sei C ein beliebiger weiterer Punkt auf dem Kreis. Dann ist das Dreieck $\triangle ABC$ rechtwinklig.

Beweis. Wählt man den Mittelpunkt des Kreises als Ursprung aus, wird die Ebene zu einem euklidischen Vektorraum. Jeder Punkt kann nun mit seinem Ortsvektor identifiziert werden, setze $\mathbf{a} := A$, $\mathbf{b} := B$, $\mathbf{c} := C$. Zu zeigen ist, dass $\mathbf{v} := \mathbf{c} - \mathbf{a}$ rechtwinklig auf $\mathbf{w} := \mathbf{c} - \mathbf{b}$ steht. Das ist genau dann der Fall, wenn $\langle \mathbf{v}, \mathbf{w} \rangle = 0$ ist. Man beachte $\mathbf{b} = -\mathbf{a}$. Aufgrund der Bilinearität und Symmetrie des Skalarproduktes ergibt sich

$$\langle \mathbf{v}, \mathbf{w} \rangle = \langle \mathbf{c} - \mathbf{a}, \mathbf{c} + \mathbf{a} \rangle = \langle \mathbf{c}, \mathbf{c} \rangle + \langle \mathbf{c}, \mathbf{a} \rangle - \langle \mathbf{c}, \mathbf{a} \rangle - \langle \mathbf{a}, \mathbf{a} \rangle \quad (4.20)$$

$$= |\mathbf{c}|^2 - |\mathbf{a}|^2 = 0. \quad (4.21)$$

Die letzte Gleichung gilt wegen $|\mathbf{a}| = |\mathbf{c}|$. \square

Satz 4.26 (Kosinussatz).

Gegeben ist ein Dreieck $\triangle ABC$. Sei γ der Winkel $\angle ACB$. Dann gilt

$$c^2 = a^2 + b^2 - 2ab \cos \gamma.$$

Beweis. Sei $\mathbf{a} := \overrightarrow{CB}$, $\mathbf{b} := \overrightarrow{CA}$, und $\mathbf{c} := \mathbf{a} - \mathbf{b}$. Dann gilt $a = |\mathbf{a}|$, $b = |\mathbf{b}|$ und $c = |\mathbf{c}|$. Die Rechenregeln des Skalarproduktes gestatten nun die folgende Rechnung:

$$c^2 = |\mathbf{a} - \mathbf{b}|^2 = \langle \mathbf{a} - \mathbf{b}, \mathbf{a} - \mathbf{b} \rangle = \langle \mathbf{a}, \mathbf{a} \rangle + \langle \mathbf{b}, \mathbf{b} \rangle - 2\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle \quad (4.22)$$

$$= a^2 + b^2 - 2ab \cos \gamma. \quad (4.23)$$

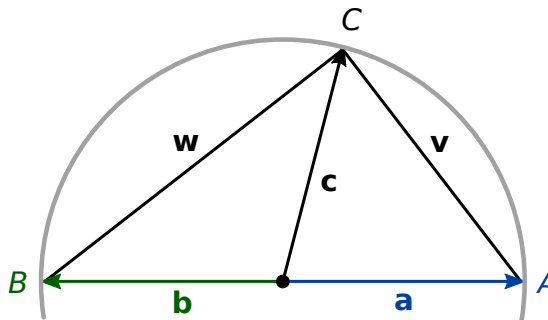


Abbildung 4.1: Zeichnung zum Satz des Thales

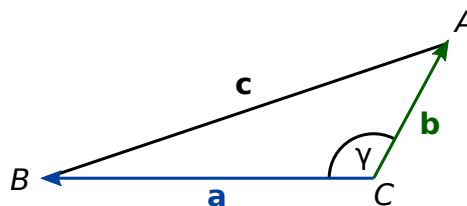


Abbildung 4.2: Zeichnung zum Kosinussatz

Satz 4.27 (Sinussatz). Für jedes Dreieck $\triangle ABC$ gilt

$$\frac{a}{\sin \alpha} = \frac{b}{\sin \beta} = \frac{c}{\sin \gamma} = \frac{abc}{2A},$$

wobei A der Flächeninhalt ist.

Beweis. Sei $\mathbf{a} := \overrightarrow{CB}$, $\mathbf{b} := \overrightarrow{CA}$ und $\mathbf{c} := \mathbf{a} - \mathbf{b}$. Dann gilt

$$ab \sin \gamma \mathbf{e}_1 \wedge \mathbf{e}_2 = \mathbf{b} \wedge \mathbf{a},$$

$$bc \sin \alpha \mathbf{e}_1 \wedge \mathbf{e}_2 = \mathbf{c} \wedge (-\mathbf{b}) = \mathbf{b} \wedge \mathbf{c} = \mathbf{b} \wedge (\mathbf{a} - \mathbf{b}) = \mathbf{b} \wedge \mathbf{a},$$

$$ac \sin \beta \mathbf{e}_1 \wedge \mathbf{e}_2 = (-\mathbf{a}) \wedge (-\mathbf{c}) = \mathbf{a} \wedge \mathbf{c} = \mathbf{a} \wedge (\mathbf{a} - \mathbf{b}) = -\mathbf{a} \wedge \mathbf{b} = \mathbf{b} \wedge \mathbf{a}$$

und $\mathbf{b} \wedge \mathbf{a} = 2A \mathbf{e}_1 \wedge \mathbf{e}_2$. Demnach gilt

$$ab \sin \gamma = bc \sin \alpha = ac \sin \beta = 2A.$$

Umformung der Gleichung führt zur Behauptung. \square

Lemma 4.28. Sei durch $\mathbf{p}(t) := \mathbf{a} + t\mathbf{v}$ mit $\mathbf{a}, \mathbf{v} \in \mathbb{R}^n$ eine Parametergerade gegeben und sei $\mathbf{b} \in \mathbb{R}^n$ nicht auf der Gerade. Wir betrachten die Abstandsvektoren $\mathbf{d}(t) = \mathbf{b} - \mathbf{p}(t)$. Man erhält den kürzesten Abstand, wenn $\mathbf{p}(t)$ der Lotfußpunkt ist.

Beweis. Man ermittelt die Ableitung

$$d'(t) = \frac{\partial}{\partial t} |\mathbf{d}(t)| = \frac{1}{2|\mathbf{d}(t)|} 2 \langle \mathbf{d}(t), \mathbf{d}'(t) \rangle = - \frac{\langle \mathbf{d}(t), \mathbf{v} \rangle}{|\mathbf{d}(t)|}.$$

Aus dem notwendigen Kriterium $d'(t) = 0$ ergibt sich $\langle \mathbf{d}, \mathbf{v} \rangle = 0$, womit \mathbf{d} rechtwinklig auf \mathbf{v} stehen muss. Es verbleibt zu zeigen, dass es sich um ein Minimum handelt. Wir bestimmen dazu die zweite Ableitung. Mit $d'(t)d(t) = -\langle \mathbf{d}(t), \mathbf{v} \rangle$ findet sich

$$\frac{\partial}{\partial t} (d'(t)d(t)) = d''(t)d(t) + d'(t)^2 = - \frac{\partial}{\partial t} \langle \mathbf{d}(t), \mathbf{v} \rangle = - \langle \mathbf{d}'(t), \mathbf{v} \rangle = \langle \mathbf{v}, \mathbf{v} \rangle.$$

Man erhält an der kritischen Stelle also

$$d''(t) = \frac{|\mathbf{v}|^2}{d(t)} > 0,$$

womit dort ein Minimum befindlich sein muss. \square

Satz 4.29. Sei durch $\mathbf{p}(t) := \mathbf{a} + t\mathbf{v}$ mit $\mathbf{a}, \mathbf{v} \in \mathbb{R}^n$ eine Parametergerade gegeben und sei $\mathbf{b} \in \mathbb{R}^n$ ein weiterer Punkt. Der Abstand von \mathbf{b} zur Gerade beträgt

$$d = \left| \mathbf{b} - \mathbf{a} - \frac{\langle \mathbf{b} - \mathbf{a}, \mathbf{v} \rangle}{|\mathbf{v}|^2} \mathbf{v} \right|.$$

Beweis 1. Es ist der Parameter t gesucht, bei dem der Abstandsvektor $\mathbf{d} := \mathbf{b} - \mathbf{p}(t)$ rechtwinklig zum Richtungsvektor \mathbf{v} steht. Allgemein stehen zwei Vektoren genau dann rechtwinklig, wenn ihr Skalarprodukt verschwindet. Es muss also gelten

$$0 = \langle \mathbf{d}, \mathbf{v} \rangle = \langle \mathbf{b} - \mathbf{a} - t\mathbf{v}, \mathbf{v} \rangle = \langle \mathbf{b} - \mathbf{a}, \mathbf{v} \rangle - t \langle \mathbf{v}, \mathbf{v} \rangle, \iff t = \frac{\langle \mathbf{b} - \mathbf{a}, \mathbf{v} \rangle}{|\mathbf{v}|^2}.$$

Es findet sich der Abstand

$$d = |\mathbf{d}| = |\mathbf{b} - \mathbf{p}| = \left| \mathbf{b} - \mathbf{a} - \frac{\langle \mathbf{b} - \mathbf{a}, \mathbf{v} \rangle}{|\mathbf{v}|^2} \mathbf{v} \right|. \square$$

Beweis 2. Wir verschieben alle Ortsvektoren um $-\mathbf{a}$, damit die Gerade durch den Ursprung verläuft. Aus dem verschobenen Punkt $\mathbf{b}' = \mathbf{b} - \mathbf{a}$ lässt sich nun der Lotfußpunkt mittels der orthogonalen Projektion $P_{\mathbf{v}}(\mathbf{b}')$ erhalten. Der gesuchte Abstand ist die zwischen \mathbf{b}' und dem Lotfußpunkt befindliche Distanz. Man erhält

$$d = |\mathbf{b}' - P_{\mathbf{v}}(\mathbf{b}')| = \left| \mathbf{b} - \mathbf{a} - \frac{\langle \mathbf{b} - \mathbf{a}, \mathbf{v} \rangle}{\langle \mathbf{v}, \mathbf{v} \rangle} \mathbf{v} \right|. \quad \square$$

Satz 4.30. Seien $\mathbf{a}, \mathbf{v} \in \mathbb{R}^n$ fest, $n \geq 1$ und $\mathbf{v} \neq \mathbf{0}$. Die beiden Mengen

$$\{\mathbf{p} \mid \exists t: \mathbf{p} = \mathbf{a} + t\mathbf{v}\}, \quad \{\mathbf{p} \mid (\mathbf{p} - \mathbf{a}) \wedge \mathbf{v} = 0\}$$

beschreiben dieselbe Gerade.

Beweis. Zu zeigen ist die Äquivalenz

$$(\exists t: \mathbf{p} - \mathbf{a} = t\mathbf{v}) \iff (\mathbf{p} - \mathbf{a}) \wedge \mathbf{v} = 0.$$

Die linke Seite verlangt, dass $\mathbf{p} - \mathbf{a}$ kollinear zu \mathbf{v} sein soll. Das äußere Produkt zweier Vektoren verschwindet im Allgemeinen genau dann, wenn diese kollinear sind. Mithin ist die rechte Seite äquivalent zur linken. \square

Satz 4.31. Sei $\mathbf{a} \in \mathbb{R}^n$, genannt Basispunkt. Sei $\mathbf{v}_1, \dots, \mathbf{v}_m \in \mathbb{R}^n$ mit $m \leq n$ linear unabhängig, genannt Richtungsvektoren. Die beiden Mengen

$$\{\mathbf{p} \mid \exists \lambda_1, \dots, \lambda_m: \mathbf{p} = \mathbf{a} + \sum_{k=1}^m \lambda_k \mathbf{v}_k\}, \quad \{\mathbf{p} \mid (\mathbf{p} - \mathbf{a}) \wedge \mathbf{v}_1 \wedge \dots \wedge \mathbf{v}_m = 0\}$$

beschreiben denselben affinen Unterraum.

Beweis. Die linke Seite verlangt, dass sich $\mathbf{p} - \mathbf{a}$ als Linearkombination der \mathbf{v}_k darstellen lässt. Damit gleichbedeutend ist, dass das System aus $\mathbf{p} - \mathbf{a}$ und den \mathbf{v}_k linear abhängig ist. Ein System von Vektoren ist genau dann linear abhängig, wenn das äußere Produkt der Vektoren verschwindet. \square

Satz 4.32 (Lagrange-Identität).

Für zwei Vektoren $\mathbf{a}, \mathbf{b} \in \mathbb{R}^n$ gilt

$$|\mathbf{a} \wedge \mathbf{b}|^2 = \sum_{i,j:i < j} (a_i b_j - a_j b_i)^2 = |\mathbf{a}|^2 |\mathbf{b}|^2 - \langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle^2.$$

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} \sum_{i,j:i < j} (a_i b_j - a_j b_i)^2 &= \frac{1}{2} \sum_{i,j} (a_i b_j - a_j b_i)^2 = \frac{1}{2} \sum_{i,j} (a_i^2 b_j^2 - 2a_i b_i a_j b_j + a_j^2 b_i^2) \\ &= \frac{1}{2} \left(2 \sum_{i,j} a_i^2 b_j^2 - 2 \sum_{i,j} a_i b_i a_j b_j \right) = \left(\sum_{i=1}^n a_i^2 \right) \left(\sum_{j=1}^n b_j^2 \right) - \left(\sum_{i=1}^n a_i b_i \right) \left(\sum_{j=1}^n a_j b_j \right) \\ &= |\mathbf{a}|^2 |\mathbf{b}|^2 - \langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle^2. \quad \square \end{aligned}$$

5 Algebra

5.1 Gruppentheorie

5.1.1 Grundlagen

Definition 5.1 (Gruppe). Das Tupel $(G, *)$ bestehend aus einer Menge G und Abbildung $*$: $G \times G \rightarrow G$ heißt Gruppe, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

(G1) Für alle $a, b \in G$ gilt $a * b \in G$. D. h., man darf $G = \Omega$ setzen.

(G2) Es gilt das Assoziativgesetz: für alle $a, b, c \in G$ gilt $(a * b) * c = a * (b * c)$.

(G3) Es gibt ein Element $e \in G$, so dass $e * g = g = g * e$ für jedes $g \in G$ gilt.

(G4) Zu jedem $g \in G$ gibt es ein $g^{-1} \in G$ so dass $g * g^{-1} = e = g^{-1} * g$ gilt.

Das Element e wird neutrales Element der Gruppe genannt. Das Element g^{-1} wird inverses Element zu g genannt. Anstelle von $a * b$ schreibt man auch kurz ab . Ist $(G, +)$ eine Gruppe, dann schreibt man immer $a + b$, und $-g$ anstelle von g^{-1} .

Satz 5.1. Das neutrale Element einer Gruppe G ist eindeutig bestimmt. D. h., es gibt keine zwei unterschiedlichen neutralen Elemente.

Beweis. Seien e, e' zwei neutrale Elemente von G . Nach Axiom (G3) gilt dann $e = e'e$, und weiter $e'e = e'$ bei nochmaliger Anwendung von (G3). Daher ist $e = e'$. \square

Satz 5.2. Sei G eine Gruppe. Zu jedem Element $g \in G$ ist das inverse Element g^{-1} eindeutig bestimmt. D. h., es kann keine zwei unterschiedlichen inversen Elemente zu g geben.

Beweis. Seien a, b zwei inverse Elemente zu g . Nach Axiom (G3), Axiom (G2) und Axiom (G4) gilt

$$a \stackrel{(G3)}{=} ae \stackrel{(G4)}{=} a(gb) \stackrel{(G2)}{=} (ag)b \stackrel{(G4)}{=} eb \stackrel{(G3)}{=} b.$$

Daher ist $a = b$. \square

Definition 5.2 (Untergruppe). Sei $(G, *)$ eine Gruppe. Eine Teilmenge $U \subseteq G$ heißt Untergruppe von G , kurz $U \leq G$, wenn U bezüglich derselben Verknüpfung $*$ selbst eine Gruppe $(U, *)$ bildet.

Satz 5.3. Jede Gruppe G besitzt die Untergruppen $\{e\} \leq G$ und $G \leq G$, wobei $e \in G$ das neutrale Element ist. Man spricht von den trivialen Untergruppen.

Beweis. Die Aussage $G \leq G$ ist trivial, denn $G \subseteq G$ ist allgemeingültig und $(G, *)$ bildet nach Voraussetzung eine Gruppe. Zu (G1): Es gilt $ee = e$. Da es nur diese eine Möglichkeit gibt, sind damit alle überprüft. Zu (G2): Das Assoziativgesetz wird auf Elemente der Teilmenge vererbt. Zu (G3): Das neutrale Element ist in $\{e\}$ enthalten. Zu (G4): Das neutrale Element ist gemäß $ee = e$ zu sich selbst invers. Da e das einzige Element von $\{e\}$ ist, sind damit alle überprüft. \square

Satz 5.4 (Untergruppenkriterium). Sei G eine Gruppe und H eine nichtleere Teilmenge von G . Sind die beiden Prämissen

1. $a, b \in H \implies ab \in H$,
2. $a \in H \implies a^{-1} \in H$,

erfüllt, ist H bereits eine Untergruppe von G .

Beweis. Die Abgeschlossenheit gilt wegen der ersten Prämisse. Das Assoziativgesetz vererbt sich auf die Elemente der Teilmenge. Nun existiert mindestens ein $x \in H$. Aufgrund der zweiten Prämisse muss somit $x^{-1} \in H$ sein und infolge $e = x^{-1}x$ ein Element von H . Die zweite Prämisse sichert schließlich ab, dass jedes weitere Element von H ein Inverses in H besitzt. Der Nachweis aller Gruppenaxiome ist erbracht. \square

Satz 5.5. Sei X eine Menge. Die Menge der bijektiven Selbstabbildungen auf X bildet bezüglich der Verkettung eine Gruppe, die man als symmetrische Gruppe $S(X)$ bezeichnet.

Beweis. Die Verkettung zweier Bijektionen ist ebenfalls bijektiv. Das Assoziativgesetz gilt für die Verkettung allgemein. Das neutrale Element ist offenbar die identische Abbildung. Zu einer Bijektion f nimmt die Umkehrabbildung f^{-1} die Rolle des inversen Elements ein, denn $f \circ f^{-1} = \text{id}$ und $f^{-1} \circ f = \text{id}$. Demnach sind alle Gruppenaxiome erfüllt. \square

Satz 5.6. Sei X eine nichtleere algebraische Struktur, beispielsweise eine Gruppe, ein Ring oder Vektorraum. Die Menge der Automorphismen bildet bezüglich Verkettung eine Gruppe, die man Automorphismengruppe $\text{Aut}(X)$ nennt. Sie ist eine Untergruppe der symmetrischen Gruppe $S(X)$.

Beweis. Offenbar ist $\text{Aut}(X)$ eine nichtleere Teilmenge von $S(X)$. Die Verkettung zweier Automorphismen ist ebenfalls ein Automorphismus. Jeder Automorphismus besitzt einen inversen Automorphismus. Laut Untergruppenkriterium muss $\text{Aut}(X)$ eine Untergruppe von $S(X)$ sein. \square

Satz 5.7. Sei K ein Körper. Die invertierbaren Matrizen $A \in K^{n \times n}$ bilden eine Gruppe, die man allgemeine lineare Gruppe $\text{GL}(n, K)$ nennt. Sie ist kanonisch isomorph zur Automorphismengruppe $\text{Aut}(K^n)$.

Beweis. Die Gruppenaxiome sind erfüllt, wobei die Einheitsmatrix das neutrale Element ist und die jeweilige inverse Matrix das inverse Element zu einer Matrix. Weil die Abbildung

$$\varphi: K^{m \times n} \rightarrow \text{Hom}(K^n, K^m), \quad \varphi(A)(\mathbf{v}) := A\mathbf{v}$$

bereits einen kanonischen Isomorphismus darstellt, erhält man bei Setzung $m = n$ und Einschränkung auf $\text{GL}(n, K)$ einen Monomorphismus. Weil zu jeder bijektiven linearen Abbildung genau eine invertierbare Matrix gehört, muss

$$\varphi: \text{GL}(n, K) \rightarrow \text{Aut}(K^n)$$

außerdem surjektiv sein. \square

5.2 Ringtheorie

5.2.1 Grundlagen

Definition 5.3 (Ring). Eine Struktur $(R, +, \cdot)$ heißt genau dann Ring, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

1. $(R, +)$ ist eine kommutative Gruppe.
2. (R, \cdot) ist eine Halbgruppe.
3. Für alle $a, b, c \in R$ gilt $a(b + c) = ab + ac$. (Links distributivgesetz)
4. Für alle $a, b, c \in R$ gilt $(a + b)c = ac + bc$. (Rechts distributivgesetz)

Bemerkung: Das neutrale Element von $(R, +)$ wird als Nullelement bezeichnet und meist 0 geschrieben.

Definition 5.4 (Ring mit Eins). Ein Ring R heißt genau dann Ring mit Eins, wenn (R, \cdot) ein Monoid ist. Monoid heißt, es gibt ein Element $e \in R$, so dass $e \cdot a = a$ und $a \cdot e = a$ für alle $a \in R$.

Bemerkung: Man bezeichnet e als Einselement des Rings.

Satz 5.8. Sei R ein Ring und $0 \in R$ das Nullelement. Für jedes $a \in R$ gilt $0 \cdot a = 0$ und $a \cdot 0 = 0$.

Beweis. Man rechnet

$$0a = 0a + 0 = 0a + 0a - 0a = (0 + 0)a - 0a = 0a - 0a = 0.$$

Die Rechnung für $a \cdot 0$ ist analog. \square

Satz 5.9. Sei R ein Ring und $a, b \in R$. Es gilt $(-a)b = -(ab) = a(-b)$.

Beweis. Man rechnet

$$\begin{aligned} (-a)b &= (-a)b + 0 = (-a)b + ab - (ab) = ((-a) + a)b - (ab) \\ &= 0b - (ab) = 0 - (ab) = -(ab). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 5.10 (»Minus mal minus macht plus«).

Sei R ein Ring und $a, b \in R$. Es gilt $(-a)(-b) = ab$.

Beachtung von $-(-x) = x$ nach zweifacher Anwendung von Satz 5.9 bringt

$$(-a)(-b) = -((-a)b) = -(-(ab)) = ab. \quad \square$$

Definition 5.5. Sei $(M, +, 0)$ ein Monoid. Für $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $a \in M$ definiert man na rekursiv als

$$0a := 0, \quad (n+1)a := na + a.$$

Satz 5.11. Sei $(M, +, 0)$ ein Monoid. Für $m, n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $a \in M$ gilt

$$(m+n)a = ma + na, \tag{5.1}$$

$$(mn)a = m(na). \tag{5.2}$$

5 Algebra

Beweis. Induktionsanfang ist $(m + 0)a = ma = ma + 0 = ma + 0a$. Der Schritt ist

$$(m + n + 1)a \stackrel{\text{def}}{=} (m + n)a + a \stackrel{\text{IV}}{=} ma + na + a \stackrel{\text{def}}{=} ma + (n + 1)a.$$

Induktionsanfang ist $(m \cdot 0)a = 0a = 0 = m \cdot 0 = m(0a)$. Der Schritt ist

$$\begin{aligned}(m(n + 1))a &= (mn + m)a = (mn)a + ma \stackrel{\text{IV}}{=} m(na) + ma \\ &= m((na) + a) \stackrel{\text{def}}{=} m((n + 1)a). \quad \square\end{aligned}$$

Satz 5.12. Sei R ein Ring mit Eins e . Für $n \in \mathbb{Z}$ und $a \in R$ gilt $(ne)a = na$.

Beweis. Der Induktionsanfang ist $(0e)a = 0_R a = 0_R = 0a$. Der Schritt ist

$$((n + 1)e)a \stackrel{\text{def}}{=} (ne + e)a = nea + ea \stackrel{\text{IV}}{=} na + a \stackrel{\text{def}}{=} (n + 1)a.$$

Für $n > 0$ gilt zudem

$$((-n)e)a \stackrel{\text{def}}{=} (-(ne))a = -((ne)a) = -(na) \stackrel{\text{def}}{=} (-n)a. \quad \square$$

5.2.2 Ringhomomorphismen

Definition 5.6 (Ringhomomorphismus). Seien R, R' Ringe. Eine Abbildung $\varphi: R \rightarrow R'$ heißt Ringhomomorphismus, falls

$$\begin{aligned}\varphi(x + y) &= \varphi(x) + \varphi(y), \\ \varphi(xy) &= \varphi(x)\varphi(y)\end{aligned}$$

für alle $x, y \in R$ gilt. Liegen Ringe mit Eins vor, und gilt zusätzlich $\varphi(1) = 1$, dann spricht man von einem unitären Ringhomomorphismus.

Satz 5.13. Bei jedem Ringhomomorphismus φ gilt $\varphi(kx) = k\varphi(x)$ für $k \in \mathbb{Z}$.

Beweis. Für $k > 0$ ist

$$\varphi(kx) = \varphi\left(\sum_{i=1}^k x\right) = \sum_{i=1}^k \varphi(x) = k\varphi(x).$$

Nun der Fall $k = 0$. Man rechnet $f(0) = f(0 + 0) = f(0) + f(0)$. Subtraktion von $f(0)$ auf beiden Seiten ergibt $f(0) = 0$. Schließlich bleibt noch $f(-kx) = -kf(x)$ für $k > 0$ zu zeigen. Hier rechnet man zunächst

$$0 = f(0) = f(-x + x) = f(-x) + f(x).$$

Subtraktion von $f(x)$ auf beiden Seiten ergibt $f(-x) = -f(x)$. Somit gilt

$$f(-kx) = -f(kx) = -kf(x). \quad \square$$

5.3 Polynomringe

5.3.1 Einsetzungshomomorphismus

Definition 5.7 (Einsetzungshomomorphismus).

Die Abbildung $\Phi: \mathbb{R}[X] \rightarrow \text{Abb}(\mathbb{R}, \mathbb{R})$ mit $\Phi(f)(x) := f(x)$ nennt man Einsetzungshomomorphismus.

Satz 5.14. Beim Einsetzungshomomorphismus Φ handelt es sich um eine lineare Abbildung.

Beweis. Es gilt

$$\begin{aligned}\Phi(f + g)(x) &= \sum_k (a_k + b_k)x^k = \sum_k a_k x^k + \sum_k b_k x^k \\ &= \Phi(f)(x) + \Phi(g)(x) = (\Phi(f) + \Phi(g))(x)\end{aligned}$$

und

$$\Phi(\lambda f)(x) = \sum_k \lambda a_k x^k = \lambda \sum_k a_k x^k = \lambda \Phi(f)(x) = (\lambda \Phi(f))(x). \quad \square$$

Satz 5.15. Der Einsetzungshomomorphismus Φ ist injektiv.

Beweis. Sei $f = \sum_{k=0}^n a_k X^k$ und $g = \sum_{k=0}^n b_k X^k$, wobei $n = \max(\deg f, \deg g)$. Zu zeigen ist

$$(\forall x \in \mathbb{R}: \Phi(f)(x) = \Phi(g)(x)) \implies f = g,$$

das heißt

$$(\forall x \in \mathbb{R}: \sum_k a_k x^k = \sum_k b_k x^k) \implies (\forall k: a_k = b_k).$$

Die Umformung der Voraussetzung ergibt $\sum_k (b_k - a_k) x^k = 0$. D. h., jedes der $(b_k - a_k)$ muss verschwinden. Zu zeigen ist also lediglich

$$(\forall x \in \mathbb{R}: \sum_{k=0}^n c_k x^k = 0) \implies (\forall k: c_k = 0).$$

Wenn $f(x) = 0$ für alle x ist, muss auch die Ableitung $D^m f(x) = 0$ sein. Es gilt $D^k x^k = k!$, und daher

$$D^n \sum_{k=0}^n c_k x^k = n! \cdot c_n = 0 \implies c_n = 0.$$

Demnach ergibt sich dann aber auch

$$D^{n-1} \sum_{k=0}^n c_k x^k = (n-1)! \cdot c_{n-1} = 0 \implies c_{n-1} = 0$$

usw. Man erhält $c_k = 0$ für alle k . \square

5.4 Körper

5.4.1 Geordnete Körper

Definition 5.8 (Geordneter Körper). Eine Körper K heißt geordnet bezüglich einer strengen Totalordnung, wenn die beiden Axiome

$$\begin{aligned} a < b &\implies a + c < b + c, \\ a > 0 \wedge b > 0 &\implies ab > 0 \end{aligned}$$

für alle $a, b, c \in K$ erfüllt sind.

Satz 5.16. Sei K ein geordneter Körper und $a \in K$. Es gilt $a > 0 \iff -a < 0$.

Beweis. Gemäß Def. 5.8 Axiom 1 gilt

$$0 < a \iff -a < a - a = 0. \square$$

Satz 5.17. Sei K ein geordneter Körper. Für jedes $a \in K$ mit $a \neq 0$ gilt $a^2 > 0$.

Beweis. Im Fall $a > 0$ ist $a^2 > 0$ aufgrund von Def. 5.8 Axiom 2, setze $b := a$. Übrig bleibt der Fall $a < 0$. Gemäß Satz 5.16 ist $-a > 0$. Laut Axiom 2 gilt andererseits

$$-a > 0 \implies 0 < (-a)^2 = a^2.$$

Somit ist auch in diesem Fall $a^2 > 0$. \square

Satz 5.18. Sei K ein geordneter Körper. Für 1_K gilt $1_K > 0$.

Beweis. Wegen $1_K = 1_K 1_K$ ist 1_K ein Quadrat. Weil zudem $1_K \neq 0$ ist, erhält man $1_K > 0$ gemäß Satz 5.17. \square

Satz 5.19. Sei K ein geordneter Körper. Für $n \in \mathbb{Z}_{>0}$ gilt $n1_K > 0$.

Beweis. Der Induktionsanfang ist $1 \cdot 1_K = 1_K > 0$, wobei $1_K > 0$ gemäß Satz 5.18 gilt. Der Induktionsschritt ist

$$(n+1)1_K \stackrel{(\text{Def})}{=} n1_K + 1_K > 1_K > 0,$$

denn die Induktionsvoraussetzung $n1_K > 0$ impliziert $n1_K + 1_K > 1_K$ gemäß Def. 5.8 Axiom 1. \square

Satz 5.20. Sei K ein geordneter Körper. Für $a, b, c \in K$ gilt

$$\begin{aligned} a < b \wedge c > 0 &\implies ca < cb, \\ a \leq b \wedge c \geq 0 &\implies ca \leq cb. \end{aligned}$$

Beweis. Gemäß Def. 5.8 Axiom 1 und Axiom 2 gilt

$$a < b \iff 0 < b - a \implies 0 < c(b - a) = cb - ca \iff ca < cb.$$

Im Fall $c = 0$ ist $ca \leq cb$ klar. Für $c > 0$ gilt

$$a \leq b \iff a < b \vee a = b \implies ca < cb \vee ca = cb \iff ca \leq cb. \square$$

Satz 5.21. Sei K ein geordneter Körper und $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$. Für $a \geq 0$ gilt $na \geq 0$.

Beweis. Der Induktionsanfang $n = 0$ ist trivial. Der Schritt ist

$$(n+1)a \stackrel{(\text{Def})}{=} na + a \geq na \geq 0,$$

denn gemäß Induktionsvoraussetzung ist $na \geq 0$. Die Ungleichung $na + a \geq na$ erhält man, indem auf beiden Seiten von $a \geq 0$ der Wert an addiert wird. \square

Satz 5.22. Sei K ein geordneter Körper. Sei $a \in K$ und $m, n \in \mathbb{Z}$. Es gilt

$$m \leq n \wedge a \geq 0 \implies ma \leq na.$$

Beweis. Wegen $m \leq n$ ist $n - m \geq 0$. Laut Satz 5.21 gilt somit

$$0 \leq a \implies 0 \leq (n - m)a = na - ma \iff ma \leq na. \square$$

Satz 5.23. Sei K ein geordneter Körper und $a_k \in K$. Es gilt

$$(\exists k: a_k \neq 0) \implies \sum_{k=1}^n a_k^2 > 0.$$

Beweis. Aufgrund der Prämisse existiert die Permutation, die das erste nichtverschwindende a_k mit a_1 vertauscht, weshalb ohne Beschränkung der Allgemeinheit $a_1 \neq 0$ angenommen werden darf. Laut Satz 5.17 ist $a_k^2 \geq 0$ für jedes k . Induktion über die k . Der Induktionsanfang $a_1 > 0$ wurde bereits erläutert. Nun der Induktionsschritt. Mit dem Axiom 1 von Def. 5.8 und der Induktionsvoraussetzung $0 < \sum_{k=1}^{n-1} a_k^2$ findet sich

$$0 \leq a_n^2 < a_n^2 + \sum_{k=1}^{n-1} a_k^2 = \sum_{k=1}^n a_k^2. \square$$

5.5 Formale Potenzreihen

Definition 5.9 (Formale Potenzreihe).

Sei R ein kommutativer Ring mit Einselement. Eine Folge $a: \mathbb{N}_{\geq 0} \rightarrow R$ bezeichnet man auch als formale Potenzreihe und schreibt

$$\sum_{k=0}^{\infty} a_k X^k := a = (a_k) = (a_k)_{k=0}^{\infty} = (a_0, a_1, a_2, \dots).$$

Addition und Multiplikation von formalen Potenzreihen ist hierbei definiert als

$$\begin{aligned} \sum_{k=0}^{\infty} a_k X^k + \sum_{k=0}^{\infty} b_k X^k &:= \sum_{k=0}^{\infty} (a_k + b_k) X^k, & \text{bzw. } (a_k) + (b_k) &:= (a_k + b_k), \\ \left(\sum_{i=0}^{\infty} a_i X^i \right) \left(\sum_{j=0}^{\infty} b_j X^j \right) &:= \sum_{k=0}^{\infty} \left(\sum_{i=0}^k a_i b_{k-i} \right) X^k, & \text{bzw. } (a_i)(b_j) &:= \left(\sum_{i=0}^k a_i b_{k-i} \right). \end{aligned}$$

Satz 5.24. Es gilt

$$\sum_{i=0}^k a_i b_{k-i} = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^k a_i b_j [k = i + j]. \quad ([k = i + j] = \delta_{k, i+j})$$

Beweis. Man findet

$$\sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^k a_i b_j [k = i + j] = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^k a_i b_{k-i} [k - i = j] = \sum_{i=0}^k a_i b_{k-i} [0 \leq k - i \leq k] = \sum_{k=0}^k a_i b_{k-i}.$$

Die letzte Gleichung wird ersichtlich durch die äquivalente Umformung

$$0 \leq k - i \wedge k - i \leq k \iff i \leq k \wedge 0 \leq i. \quad \square$$

Satz 5.25. Formale Potenzreihen mit Koeffizienten in R bilden bezüglich ihrer definierten Addition und Multiplikation einen kommutativen Ring mit Einselement, der durch $R[[X]]$ symbolisiert wird.

Beweis. Addition und Multiplikation sind per Definition abgeschlossen. Das neutrale Element der Addition ist, wie unschwer zu erkennen, die Nullfolge. Das additiv inverse Element zu (a_k) ist $(-a_k)$, denn

$$(a_k) + (-a_k) = (a_k - a_k) = (0, 0, 0, \dots) = 0.$$

Die Addition ist kommutativ, denn

$$(a_k) + (b_k) = (a_k + b_k) = (b_k + a_k) = (b_k) + (a_k).$$

Die Addition ist assoziativ, denn

$$\begin{aligned} ((a_k) + (b_k)) + (c_k) &= (a_k + b_k) + (c_k) = (a_k + b_k + c_k) \\ &= (a_k) + (b_k + c_k) = (a_k) + ((b_k) + (c_k)). \end{aligned}$$

Die Multiplikation ist kommutativ, denn mit Satz 6.17 findet sich

$$(a_k)(b_k) = \left(\sum_{i=0}^k a_i b_{k-i} \right) = \left(\sum_{i=0}^k a_{k-i} b_{k-(k-i)} \right) = \left(\sum_{i=0}^k b_i a_{k-i} \right) = (b_k)(a_k).$$

Die Multiplikation ist assoziativ, denn

$$\begin{aligned}
 ((a_k)(b_k))(c_k) &= (\sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^k a_i b_j [k=i+j])(c_k) \\
 &= \sum_{i'=0}^k \sum_{j'=0}^k \sum_{i=0}^{i'} \sum_{j=0}^{j'} a_i b_j c_{j'} [i'=i+j] [k=i'+j'] \\
 &= \sum_{j'=0}^k \sum_{i=0}^{k-j'} \sum_{j=0}^{k-j'} a_i b_j c_{j'} [k=i+j+j'] \\
 &= \sum_{j'=0}^k \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^k a_i b_j c_{j'} [k=i+j+j'].
 \end{aligned}$$

Die letzte Gleichung wird klar durch die Überlegung

$$i > k - j' \iff i > i + j + j' - j' \iff i > i + j \iff 0 > j \iff j < 0.$$

Das Distributivgesetz ist erfüllt, denn

$$\begin{aligned}
 (c_k)((a_k) + (b_k)) &= (c_k)(a_k + b_k) = (\sum_{i=0}^k c_i(a_{k-i} + b_{k-i})) \\
 &= (\sum_{i=0}^k c_i a_{k-i} + \sum_{i=0}^k c_i b_{k-i}) = (\sum_{i=0}^k c_i a_{k-i}) + (\sum_{i=0}^k c_i b_{k-i}) \\
 &= (c_k)(a_k) + (c_k)(b_k).
 \end{aligned}$$

Das Einselement ist $a_k = [k = 0]$, also $(a_k) = (1, 0, 0, 0, \dots)$. \square

Definition 5.10 (Formale Potenzreihen in zwei Variablen).

Man definiert $R[[X, Y]] := R[[X]][[Y]]$.

Definition 5.11 (Exponentialreihe). Man definiert

$$\exp(X) := \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^k}{k!}.$$

Satz 5.26. Es gilt $\exp(X + Y) = \exp(X) \exp(Y)$.

Beweis. Mit der kurzen Vorbetrachtung $\frac{1}{n!} \binom{n}{k} = \frac{1}{n!} \frac{n!}{k!(n-k)!} = \frac{1}{k!(n-k)!}$ findet sich

$$\begin{aligned}
 \exp(X + Y) &= \sum_{n=0}^{\infty} \frac{(X + Y)^n}{n!} = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n!} \sum_{k=0}^n \binom{n}{k} X^k Y^{n-k} = \sum_{n=0}^{\infty} \sum_{k=0}^n \frac{X^k}{k!} \frac{Y^{n-k}}{(n-k)!} \\
 &= \left(\sum_{n=0}^{\infty} \frac{X^n}{n!} \right) \left(\sum_{n=0}^{\infty} \frac{Y^n}{n!} \right) = \exp(X) \exp(Y). \quad \square
 \end{aligned}$$

Definition 5.12 (Reihen der Hyperbelfunktionen). Man definiert

$$\cosh(X) := \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^k}{(2k)!}, \quad \sinh(X) := \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^{2k+1}}{(2k+1)!}.$$

Satz 5.27 (Paritätszerlegung der Exponentialreihe).

Es gilt $\exp(X) = \cosh(X) + \sinh(X)$.

Beweis. Mit der Zerlegung $1 = [k \in 2\mathbb{Z}] + [k \in 2\mathbb{Z} + 1]$ findet sich

$$\begin{aligned}
 \exp(X) &= \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^k}{k!} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^k}{k!} [k \in 2\mathbb{Z}] + \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^k}{k!} [k \in 2\mathbb{Z} + 1] \\
 &= \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^{2k}}{(2k)!} + \sum_{k=0}^{\infty} \frac{X^{2k+1}}{(2k+1)!} = \cosh(X) + \sinh(X). \quad \square
 \end{aligned}$$

Definition 5.13 (Reihen der Winkelfunktionen). Man definiert

$$\cos(X) := \sum_{k=0}^{\infty} (-1)^k \frac{X^{2k}}{(2k)!}, \quad \sin(X) := \sum_{k=0}^{\infty} (-1)^k \frac{X^{2k+1}}{(2k+1)!}.$$

Satz 5.28. Es gilt $\cosh(iX) = \cos(X)$ und $\sinh(iX) = i \sin(X)$, wobei i die imaginäre Einheit ist.

Beweis. Aufgrund $i^2 = -1$ gilt $i^{2k} = (-1)^k$ und $i^{2k+1} = (-1)^k i$. Hiermit findet sich

$$\begin{aligned} \cosh(iX) &= \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(iX)^{2k}}{(2k)!} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{i^{2k} X^{2k}}{(2k)!} = \sum_{k=0}^{\infty} (-1)^k \frac{X^{2k}}{(2k)!} = \cos(X), \\ \sinh(iX) &= \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(iX)^{2k+1}}{(2k+1)!} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{i^{2k+1} X^{2k+1}}{(2k+1)!} = i \sum_{k=0}^{\infty} (-1)^k \frac{X^{2k+1}}{(2k+1)!} = i \sin(X). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 5.29 (Eulersche Formel).

Es gilt $\exp(iX) = \cos(X) + i \sin(X)$, wobei i die imaginäre Einheit ist.

Beweis. Man findet

$$\exp(iX) \stackrel{(1)}{=} \cosh(iX) + \sinh(iX) \stackrel{(2)}{=} \cos(X) + i \sin(X).$$

Die Überlegung zu (1) verläuft auf direkte Weise analog zu der von Satz 5.27. Die Umformung (2) gilt gemäß Satz 5.28. \square

5.6 Zahlenbereiche

5.6.1 Die natürlichen Zahlen

Definition 5.14 (Natürliche Zahlen).

Man bezeichnet \mathbb{N} bezüglich einer Nachfolgerabbildung $s: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ als die natürlichen Zahlen, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

- (P1) $0 \in \mathbb{N}$,
- (P2) s ist injektiv,
- (P3) $\forall n \in \mathbb{N}: s(n) \neq 0$,
- (P4) $\forall M: 0 \in M \wedge (\forall n \in \mathbb{N}: n \in M \Rightarrow s(n) \in M) \Rightarrow \mathbb{N} \subseteq M$.

Definition 5.15 (Addition natürlicher Zahlen).

Man definiert rekursiv

$$a + 0 := a, \quad a + s(b) := s(a + b).$$

Satz 5.30. Mit $1 := s(0)$ gilt $s(a) = a + 1$.

Beweis. Es findet sich $a + 1 = a + s(0) = s(a + 0) = s(a)$. \square

Satz 5.31 (Assoziativgesetz der Addition).

Für alle $a, b, c \in \mathbb{N}$ gilt $(a + b) + c = a + (b + c)$.

Beweis. Induktion über c . Im Anfang $c = 0$ gilt

$$(a + b) + c = (a + b) + 0 = a + b = a + (b + 0) = a + (b + c).$$

Zum Schritt. Induktionsvoraussetzung sei $(a + b) + c = a + (b + c)$. Man findet

$$(a + b) + s(c) = s((a + b) + c) \stackrel{IV}{=} s(a + (b + c)) = a + s(b + c) = a + (b + s(c)). \quad \square$$

Satz 5.32 (Neutrales Element der Addition).

Für alle $a \in \mathbb{N}$ gilt $0 + a = a + 0 = a$.

Beweis. Per Definition gilt $a + 0 = a$. Zu $0 + a$ per Induktion über a . Im Anfang $a = 0$ ist $0 + a = 0$ per Definition. Zum Schritt. Induktionsvoraussetzung sei $0 + a = a$. Man findet

$$0 + s(a) = s(0 + a) \stackrel{\text{IV}}{=} s(a). \quad \square$$

Satz 5.33 (Kommutativgesetz der Addition).

Für alle $a, b \in \mathbb{N}$ gilt $a + b = b + a$.

Beweis. Zunächst $a + 1 = 1 + a$ per Induktion über a . Im Anfang $a = 0$ gilt die Aussage gemäß Satz 5.32. Zum Schritt. Man findet

$$1 + s(a) = s(1 + a) \stackrel{\text{IV}}{=} s(a + 1) = a + s(1).$$

Nun $a + b = b + a$ per Induktion über b . Der Fall $b = 0$ gilt gemäß Satz 5.32. Anfang sei $b = 1$. Dieser wurde zuvor gezeigt. Zum Schritt. Man findet

$$\begin{aligned} s(b) + a &= (b + 1) + a = b + (1 + a) = b + (a + 1) = b + s(a) \\ &= s(b + a) \stackrel{\text{IV}}{=} s(a + b) = a + s(b). \quad \square \end{aligned}$$

Definition 5.16 (Multiplikation natürlicher Zahlen).

Man definiert rekursiv

$$a \cdot 0 := 0, \quad a \cdot s(b) := a \cdot b + a.$$

Satz 5.34 (Distributivgesetz der Multiplikation).

Für alle $a, b, c \in \mathbb{N}$ gilt $(a + b)c = ac + bc$.

Beweis. Induktion über c . Im Anfang $c = 0$ resultieren beide Seiten der Gleichung im Wert 0. Zum Schritt. Man findet

$$(a + b)s(c) = (a + b)c + (a + b) \stackrel{\text{IV}}{=} ac + bc + a + b = ac + a + bc + b = as(c) + bs(c). \quad \square$$

Lemma 5.35. Für alle $a \in \mathbb{N}$ gilt $0a = 0$.

Beweis. Induktion über a . Im Anfang $a = 0$ ist per Definition $0a = 0$. Der Schritt ist

$$0s(a) = 0a + 0 \stackrel{\text{IV}}{=} 0 + 0 = 0.$$

Satz 5.36. Für alle $a \in \mathbb{N}$ gilt $a \cdot 1 = a$ und $1 \cdot a = a$.

Beweis. Die Formel $a \cdot 1 = a$ folgt unmittelbar aus der Definition und bereits bekannten Regeln.

Die Formel $1 \cdot a = a$ per Induktion über a . Im Anfang $a = 0$ folgt die Regel unmittelbar aus der Definition. Der Schritt ist

$$1s(a) = 1a + 1 \stackrel{\text{IV}}{=} a + 1 = s(a). \quad \square$$

Satz 5.37 (Kommutativgesetz der Multiplikation).

Für alle $a, b \in \mathbb{N}$ gilt $ab = ba$.

Beweis. Induktion über b . Im Anfang $b = 0$ gilt die Regel gemäß Lemma 5.35. Der Schritt ist

$$as(b) = ab + a \stackrel{\text{IV}}{=} ba + a = ba + 1a = (b + 1)a = s(b)a. \quad \square$$

5.6.2 Die ganzen Zahlen**Definition 5.17 (Ganze Zahlen).**

Man definiert die ganzen Zahlen \mathbb{Z} als Quotientenmenge

$$\mathbb{Z} := (\mathbb{N} \times \mathbb{N}) / \sim, \quad (x, y) \sim (x', y') : \Longleftrightarrow x + y' = x' + y.$$

Satz 5.38. Die Menge \mathbb{Z} bildet bezüglich den wohldefinierten Operationen

$$\begin{aligned} [(x, y)] + [(x', y')] &:= [(x + x', y + y')], \\ [(x, y)] \cdot [(x', y')] &:= [(xx' + yy', xy' + x'y)] \end{aligned}$$

einen kommutativen unitären Ring.

Beweis. Wohldefiniert heißt, dass das Resultat der Operation nicht von den gewählten Repräsentanten abhängt. Sei dazu $(x, y) \sim (a, b)$ und $(x', y') \sim (a', b')$. Zu zeigen ist

$$(x + x', y + y') \sim (a + a', b + b'), \quad \Longleftrightarrow x + x' + b + b' = y + y' + a + a'.$$

Mit den Prämissen gilt $x + b = y + a$ und $x' + b' = y' + a'$, womit

$$(x + b) + (x' + b') = (y + a) + (y' + a'), \quad \Longleftrightarrow x + x' + b + b' = y + y' + a + a'.$$

Mit der Multiplikation verhält es sich ein wenig komplizierter. Zu Vereinfachung wird zunächst gezeigt:

$$\begin{aligned} [(x, y)] \cdot [(x', y')] &= [(a, b)] \cdot [(x', y')] \\ \Longleftrightarrow (xx' + yy', xy' + yx') &\sim (ax' + by', ay' + bx') \\ \Longleftrightarrow xx' + yy' + ay' + bx' &= ax' + by' + xy' + yx' \\ \Longleftrightarrow (x + b)x' + (a + y)y' &= (a + y)x' + (x + b)y'. \end{aligned}$$

Diese Gleichung ist gemäß Voraussetzung $(x, y) \sim (a, b)$ bzw. $x + b = a + y$ erfüllt.

Analog bestätigt man

$$[(a, b)] \cdot [(x', y')] = [(a, b)] \cdot [(a', b')].$$

Gemäß Transitivität ergibt sich somit

$$[(x, y)] \cdot [(x', y')] = [(a, b)] \cdot [(a', b')].$$

Es ist nun zu bestätigen, dass $(\mathbb{Q}, +)$ eine kommutative Gruppe ist. Das Assoziativgesetz:

$$\begin{aligned} ([(x, y)] + [(x', y')]) + [(x'', y'')] &= [(x + x', y + y')] + [(x'', y'')] \\ &= [(x + x' + x'', y + y' + y'')] = [(x, y)] + [(x' + x'', y' + y'')] \\ &= [(x, y)] + ([(x', y')] + [(x'', y'')]). \end{aligned}$$

Das neutrale Element ist $[(0, 0)]$, denn

$$[(x, y)] + [(0, 0)] = [(x + 0, y + 0)] = [(x, y)].$$

Das inverse Element zu $[(x, y)]$ ist $[(y, x)]$, denn es gilt

$$\begin{aligned} [(x, y)] + [(y, x)] &= [(x + y, y + x)] = [(0, 0)] \\ \iff (x + y, y + x) &\sim (0, 0) \iff x + y + 0 = y + x + 0. \end{aligned}$$

Das Kommutativgesetz:

$$[(x, y)] + [(x', y')] = [(x + x', y + y')] = [(x' + x, y' + y)] = [(x', y')] + [(x, y)].$$

Es ist nun zu bestätigen, dass (\mathbb{Q}, \cdot) ein kommutatives Monoid bildet. Das Assoziativgesetz:

$$\begin{aligned} &([(x, y)] \cdot [(x', y')]) \cdot [(x'', y'')] = [(xx' + yy', xy' + x'y)] \cdot [(x'', y'')] \\ &= [(xx'x'' + x''yy' + xy'y'' + x'y'y'', xx'y'' + yy'y'' + xx''y' + x'x''y)] \\ &= [(x, y)] \cdot [(x'x'' + y'y'', x'y'' + x''y')] = [(x, y)] \cdot ([[(x', y')] \cdot [(x'', y'')]]). \end{aligned}$$

Das Kommutativgesetz:

$$\begin{aligned} [(x, y)] \cdot [(x', y')] &= [(xx' + yy', xy' + yx')] \\ &= [(x'x + y'y, x'y + xy')] = [(x', y')] \cdot [(x, y)]. \end{aligned}$$

Das neutrale Element ist $[(1, 0)]$, denn es gilt

$$[(x, y)] \cdot [(1, 0)] = [(x \cdot 1 + y \cdot 0, 1 \cdot y + x \cdot 0)] = [(x, y)].$$

Schließlich ist noch das Distributivgesetz zu bestätigen. Man findet

$$\begin{aligned} &[(a, b)] \cdot ([[(x, y)] + [(x', y')]]) = [(a, b)] \cdot [(x + x', y + y')] \\ &= [(ax + ax' + by + by', ay + ay' + bx + bx')] \\ &= [(ax + by, ay + bx)] + [(ax' + by', ay' + bx')] \\ &= [(a, b)] \cdot [(x, y)] + [(a, b)] \cdot [(x', y')]. \end{aligned}$$

Somit sind alle Axiome bestätigt. \square

Definition 5.18 (Monoidhomomorphismus).

Seien $(M, +)$ und $(M', +')$ zwei Monoide. Eine Abbildung $\varphi: M \rightarrow M'$ heißt Monoidhomomorphismus, wenn für alle $a, b \in M$ gilt

$$\varphi(a + b) = \varphi(a) + \varphi(b)$$

und $\varphi(0) = 0'$ ist.

Satz 5.39 (Einbettung der natürlichen Zahlen in die ganzen).

Die Abbildung $\varphi: \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{Z}$ mit $\varphi(n) := [(n, 0)]$ ist ein Monoidmonomorphismus.

Beweis. Es ergibt sich

$$\varphi(a + b) = [(a + b, 0)] = [(a, 0)] + [(b, 0)] = \varphi(a) + \varphi(b).$$

Außerdem ist $\varphi(0) = [(0, 0)]$, und $[(0, 0)]$ ist das neutrale Element von $(\mathbb{Z}, +)$.

Schließlich ist noch die Injektivität zu prüfen:

$$\begin{aligned} [(a, 0)] = \varphi(a) = \varphi(b) = [(b, 0)] &\iff (a, 0) \sim (b, 0) \\ &\iff a + 0 = b + 0 \iff a = b. \quad \square \end{aligned}$$

Bemerkung. Anstelle von $\varphi(n) = [(n, 0)]$ darf man daher kurz $n = [(n, 0)]$ schreiben. Außerdem definiert man $a - b := a + (-b)$. Daraus ergibt sich nun

$$[(x, y)] = [(x, 0)] + [(0, y)] = [(x, 0)] - [(y, 0)] = x - y.$$

Die umständliche Schreibweise $[(x, y)]$ wird ab jetzt nicht mehr benötigt.

Definition 5.19 (Totalordnung der ganzen Zahlen).

Auf \mathbb{Z} wird die folgende strenge Totalordnung definiert:

$$[(x, y)] < [(x', y')] :\iff x + y' < x' + y.$$

Satz 5.40 (Einbettung der Totalordnung).

Die Abbildung φ aus Satz 5.39 genügt der Forderung

$$a < b \implies \varphi(a) < \varphi(b).$$

Beweis. Nach den Definitionen ist

$$\varphi(a) < \varphi(b) \iff [(a, 0)] < [(b, 0)] \iff a + 0 < 0 + b \iff a < b. \quad \square$$

5.6.3 Die rationalen Zahlen

Definition 5.20 (Rationale Zahlen).

Man definiert die rationalen Zahlen \mathbb{Q} als Quotientenmenge

$$\mathbb{Q} := (\mathbb{Z} \times \mathbb{Z}_{\geq 1}) / \sim, \quad (x, y) \sim (x', y') :\iff xy' = x'y.$$

Für die Äquivalenzklasse $[(x, y)] \in \mathbb{Q}$ schreiben wir im Folgenden $\frac{x}{y}$.

Satz 5.41. Die Menge \mathbb{Q} bildet bezüglich den wohldefinierten Operationen

$$\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} := \frac{xy' + x'y}{yy'}, \quad \frac{x}{y} \cdot \frac{x'}{y'} := \frac{xx'}{yy'}$$

einen Körper.

Beweis. Wohldefiniert bedeutet, dass das Ergebnis der Operationen nicht von den gewählten Repräsentanten der Argumente abhängig ist. Sei dazu $(a, b) \sim (x, y)$ und $(a', b') \sim (x', y')$. Zu zeigen ist nun

$$\begin{aligned} (ab' + a'b, bb') &\sim (xy' + x'y, yy') \\ &\iff (ab' + a'b)(yy') = (xy' + x'y)(bb') \\ &\iff ab'yy' + a'b yy' = xy'bb' + x'ybb'. \end{aligned}$$

Substituiert man $ay = xb$ und $a'y' = x'b'$ auf der linken Seite der Gleichung, ergibt sich die rechte Seite. Zu zeigen ist weiterhin

$$(aa', bb') \sim (xx', yy') \iff aa'yy' = xx'bb'.$$

Wieder wird linke Seite der Gleichung über $ay = xb$ und $a'y' = x'b'$ in die rechte Seite überführt. Die Wohldefiniertheit der Operationen ist damit bestätigt.

Es bleibt zu prüfen, dass $(\mathbb{Q}, +, \cdot)$ allen Körperaxiomen genügt. Das neutrale Element der Addition ist $0/1$, denn es gilt

$$\frac{x}{y} + \frac{0}{1} = \frac{x \cdot 1 + 0 \cdot y}{y \cdot 1} = \frac{x}{y}.$$

Das neutrale Element der Multiplikation ist $1/1$, denn es gilt

$$\frac{x}{y} \cdot \frac{1}{1} = \frac{x \cdot 1}{y \cdot 1} = \frac{x}{y}.$$

Die Assoziativität der Addition ergibt sich ohne größere Umstände:

$$\begin{aligned} \left(\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} \right) + \frac{x''}{y''} &= \frac{xy' + x'y}{yy'} + \frac{x''}{y''} = \frac{xy'y'' + x'yy'' + x''yy'}{yy'y''}, \\ \frac{x}{y} + \left(\frac{x'}{y'} + \frac{x''}{y''} \right) &= \frac{x}{y} + \frac{x'y'' + x''y'}{y'y''} = \frac{xy'y'' + x'yy'' + x''yy'}{yy'y''}. \end{aligned}$$

Die Assoziativität der Multiplikation ist etwas einfacher:

$$\left(\frac{x}{y} \cdot \frac{x'}{y'} \right) \cdot \frac{x''}{y''} = \frac{xx'}{yy'} \cdot \frac{x''}{y''} = \frac{xx'x''}{yy'y''} = \frac{x}{y} \cdot \frac{x'x''}{y'y''} = \frac{x}{y} \cdot \left(\frac{x'}{y'} \cdot \frac{x''}{y''} \right).$$

Das Kommutativgesetz der Addition:

$$\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} = \frac{xy' + x'y}{yy'} = \frac{x'y + xy'}{y'y} = \frac{x'}{y'} + \frac{x}{y}.$$

Das Kommutativgesetz der Multiplikation:

$$\frac{x}{y'} \cdot \frac{x'}{y} = \frac{xx'}{yy'} = \frac{x'x}{y'y} = \frac{x'}{y'} \cdot \frac{x}{y}.$$

Das additiv inverse Element zu x/y ist $(-x)/y$, denn es gilt

$$\frac{x}{y} + \frac{-x}{y} = \frac{xy + (-x)y}{y^2} = \frac{0}{y^2} = \frac{0}{1}.$$

Das multiplikativ inverse Element zu x/y mit $x \neq 0$ ist y/x , denn es gilt

$$\frac{x}{y} \cdot \frac{y}{x} = \frac{xy}{xy} = \frac{1}{1}.$$

Schließlich findet bestätigt man noch das Distributivgesetz:

$$\begin{aligned} \frac{a}{b} \cdot \left(\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} \right) &= \frac{a}{b} \cdot \frac{xy' + x'y}{yy'} = \frac{axy' + ax'y}{byy'}, \\ \frac{ax}{by} + \frac{ax'}{by'} &= \frac{axby' + ax'by}{byby'} = \frac{b}{b} \cdot \frac{axy' + ax'y}{byy'}. \end{aligned}$$

Hierbei beachtet man, dass $b/b = 1/1$ das multiplikativ neutrale Element ist. \square

Satz 5.42 (Einbettung der ganzen Zahlen in die rationalen).

Sei $\varphi: \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Q}$ mit $\varphi(z) := z/1$. Die Abbildung φ ist ein Eins-erhaltender Ringmonomorphismus.

Beweis. Die Erhaltung des Einselements ergibt sich trivial. Ferner findet man

$$\varphi(a+b) = \frac{a+b}{1} = \frac{a \cdot 1 + b \cdot 1}{1 \cdot 1} = \frac{a}{1} + \frac{b}{1} = \varphi(a) + \varphi(b)$$

und

$$\varphi(ab) = \frac{ab}{1} = \frac{ab}{1 \cdot 1} = \frac{a}{1} \cdot \frac{b}{1} = \varphi(a) \cdot \varphi(b). \quad \square$$

Bemerkung. Vermittels der Einbettung können wir die ganze Zahl z ab jetzt mit der rationalen Zahl $z/1$ identifizieren. Das heißt, man schreibt einfach $z = z/1$ anstelle von $\varphi(z) = z/1$.

Definition 5.21 (Division rationaler Zahlen).

Wie in jedem Körper ist die Division für $a, b \in \mathbb{Q}$, $b \neq 0$ definiert als $a/b := ab^{-1}$.

6 Kombinatorik

6.1 Endliche Mengen

6.1.1 Indikatorfunktion

Definition 6.1 (Iverson-Klammer).

Für eine Aussage A der klassischen Aussagenlogik definiert man

$$[A] := \begin{cases} 1 & \text{wenn } A, \\ 0 & \text{sonst.} \end{cases}$$

Satz 6.1. Es gilt

$$\begin{aligned} [A \wedge B] &= [A][B], \\ [A \vee B] &= [A] + [B] - [A][B], \\ [\neg A] &= 1 - [A], \\ [A \rightarrow B] &= 1 - [A](1 - [B]). \end{aligned}$$

Beweis. Trivial mittels Wertetabelle. \square

Satz 6.2. Für die Indikatorfunktion $1_M(x) := [x \in M]$ gilt

$$\begin{aligned} 1_{A \cap B} &= 1_A 1_B, \\ 1_{A \cup B} &= 1_A + 1_B - 1_{A \cap B}. \end{aligned}$$

Beweis. Gemäß Satz 6.1 gelten die Rechnungen

$$1_{A \cap B}(x) = [x \in A \cap B] = [x \in A \wedge x \in B] = [x \in A][x \in B] = 1_A(x)1_B(x)$$

und

$$\begin{aligned} 1_{A \cup B}(x) &= [x \in A \cup B] = [x \in A \vee x \in B] = [x \in A] + [x \in B] - [x \in A][x \in B] \\ &= 1_A(x) + 1_B(x) - 1_{A \cap B}(x). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.3. Für endliche Mengen A, B gilt $|A \cup B| = |A| + |B| - |A \cap B|$.

Beweis. Gemäß Satz 6.2 darf man rechnen

$$\begin{aligned} |A \cup B| &= \sum_{x \in G} 1_{A \cup B}(x) = \sum_{x \in G} (1_A(x) + 1_B(x) - 1_{A \cap B}(x)) \\ &= \sum_{x \in G} 1_A(x) + \sum_{x \in G} 1_B(x) - \sum_{x \in G} 1_{A \cap B}(x) = |A| + |B| - |A \cap B|. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.4. Für endliche Mengen A, B mit $A \subseteq B$ gilt $|A| \leq |B|$.

Beweis. Mithilfe der Indikatorfunktion findet sich

$$\begin{aligned} A \subseteq B &\iff (\forall x: 1_A(x) \leq 1_B(x)) \iff (\forall x: 0 \leq 1_B(x) - 1_A(x)) \\ &\implies 0 \leq \sum_{x \in B} (1_B(x) - 1_A(x)) = \sum_{x \in B} 1_B(x) - \sum_{x \in B} 1_A(x) = |B| - |A| \\ &\implies |A| \leq |B|. \quad \square \end{aligned}$$

6.1.2 Endliche Abbildungen

Satz 6.5 (Anzahl der Abbildungen).

Seien X, Y endliche Mengen mit $|X| = k$ und $|Y| = n$. Die Menge der Abbildungen $X \rightarrow Y$ enthält n^k Elemente.

Beweis. Induktion über k . Im Anfang $k = 0$ ist $X = \emptyset$. Es gibt genau eine Abbildung $\emptyset \rightarrow Y$, nämlich die leere Abbildung. Gleichmaßen ist $n^0 = 1$.

Zum Induktionsschritt. Induktionsvoraussetzung sei die Gültigkeit für $k - 1$. Es sei $|X| = k$ und $|Y| = n$. Gesucht ist die Anzahl der Möglichkeiten zur Festlegung der Abbildung $f: X \rightarrow Y$. Sei $x \in X$ fest. Für die Festlegung $f(x) = y$ bestehen nun genau n Möglichkeiten, nämlich so viele, wie es Elemente $y \in Y$ gibt. Für die Festlegung der übrigen Werte betrachtet man f als Abbildung

$$f: X \setminus \{x\} \rightarrow Y,$$

von denen es laut Voraussetzung n^{k-1} gibt. Wir haben also n mal n^{k-1} Möglichkeiten, das sind n^k . \square

Satz 6.6 (Anzahl der Bijektionen).

Seien X, Y endliche Mengen, wobei $|X| = |Y| = n$ gelte. Die Menge der Bijektionen $X \rightarrow Y$ enthält $n!$ Elemente.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ ist $X = \emptyset$ und $Y = \emptyset$. Es existiert genau eine Bijektion $\emptyset \rightarrow \emptyset$, nämlich die leere Abbildung. Bei der Fakultät gilt ebenfalls $0! = 1$ laut Def. 6.9.

Zum Induktionsschritt. Induktionsvoraussetzung sei die Gültigkeit für $n - 1$. Es sei $|X| = n$. Gesucht ist die Anzahl der Möglichkeiten zur Festlegung der Bijektion $f: X \rightarrow Y$. Sei $x \in X$ fest. Für die Festlegung $f(x) = y$ bestehen genau n Möglichkeiten, nämlich so viele, wie es Elemente $y \in Y$ gibt. Bei der Festlegung der übrigen Werte entfällt y aufgrund der Injektivität von f . Für die Festlegung betrachtet man f daher als Bijektion

$$f: X \setminus \{x\} \rightarrow Y \setminus \{y\},$$

von denen es laut Voraussetzung $(n - 1)!$ gibt. Wir haben also n mal $(n - 1)!$ Möglichkeiten, was gemäß Def. 6.9 gleich $n!$ ist. \square

Satz 6.7 (Anzahl der Injektionen).

Seien X, Y endliche Mengen, wobei $|X| = k$ und $|Y| = n$ gelte. Die Menge der Injektionen $X \rightarrow Y$ enthält $n^{\underline{k}}$ Elemente.

Beweis. Induktion über k . Im Anfang $k = 0$ ist $X = \emptyset$. Es gibt genau eine Injektion $\emptyset \rightarrow Y$, nämlich die leere Abbildung. Gleichmaßen gilt $n^{\underline{0}} = 1$.

Zum Schritt. Voraussetzung sei die Gültigkeit für $k - 1$. Es sei $|X| = k$ und $|Y| = n$. Gesucht ist die Anzahl der Möglichkeiten zur Festlegung der Injektion $f: X \rightarrow Y$. Sei $x \in X$ fest. Für die Festlegung $f(x) = y$ bestehen genau n Möglichkeiten, nämlich so viele, wie es Elemente $y \in Y$ gibt. Bei der Festlegung der übrigen entfällt y aufgrund der Injektivität von f . Für die Festlegung betrachtet man f daher als Injektion

$$f: X \setminus \{x\} \rightarrow Y \setminus \{y\},$$

von denen es laut Voraussetzung $(n - 1)^{\underline{k-1}}$ gibt. Es sind also n mal $(n - 1)^{\underline{k-1}}$ Möglichkeiten, was gleich $n^{\underline{k}}$ ist. \square

Satz 6.8. Seien X, Y endliche Mengen und sei $|X| = k$. Sei $C_k(Y)$ die Menge der k -elementigen Teilmengen von Y . Für zwei Injektionen $X \rightarrow Y$ sei ferner die Äquivalenzrelation

$$f \sim g : \Longleftrightarrow \exists \pi \in S_k : f = g \circ \pi$$

definiert, wobei mit den $\pi \in S_k$ Permutationen gemeint sind. Zwischen der Quotientenmenge $\text{Inj}(X, Y)/S_k$ und $C_k(Y)$ besteht eine kanonische Bijektion.

Beweis. Wir definieren diese Bijektion als

$$\varphi : \text{Inj}(X, Y)/S_k \rightarrow C_k(Y), \quad \varphi([f]) := f(X),$$

wobei $[f] = f \circ S_k$ die Äquivalenzklasse des Repräsentanten f bezeichne. Sie ist wohldefiniert, denn für $f \sim g$ gilt

$$f(X) = (g \circ \pi)(X) = g(\pi(X)) = g(X).$$

Für die Injektivität von φ ist zu zeigen, dass $f(X) = g(X)$ die Aussage $[f] = [g]$ impliziert, also die Existenz einer Permutation π mit $f = g \circ \pi$. Weil g injektiv ist, existiert eine Linksinverse g^{-1} , so dass wir $\pi := g^{-1} \circ f$ wählen können. Es verbleibt somit die Gleichung $f = g \circ g^{-1} \circ f$ zu zeigen. Zwar ist g^{-1} im Allgemeinen keine Rechtsinverse, ihre Einschränkung auf $g(X)$ aber schon. Wegen $f(X) = g(X)$ hebt sich $g \circ g^{-1}$ daher wie gewünscht auf $f(X)$ weg.

Zur Surjektivität von φ . Hier ist zu zeigen, dass es zu jeder Menge $B \in C_k(Y)$ eine Injektion f mit $f(X) = B$ gibt. Betrachten wir sie als Bijektion $f : X \rightarrow B$. Eine solche besteht, weil X und B gleichmächtig sind. \square

Satz 6.9 (Anzahl der Kombinationen).

Sei Y eine $|Y| = n$ Elemente enthaltende endliche Menge und $C_k(Y)$ die Menge der k -elementigen Teilmengen von Y . Es gilt $|C_k(Y)| = \binom{n}{k}$.

Beweis 1. Sei X eine Menge mit $|X| = k$. Es gilt

$$|C_k(Y)| \stackrel{(1)}{=} |\text{Inj}(X, Y)/S_k| \stackrel{(2)}{=} \frac{|\text{Inj}(X, Y)|}{|S_k|} = \frac{n^k}{k!} = \binom{n}{k}.$$

Gleichung (1) gilt hierbei laut Satz 6.8. Die Einsicht von (2) erhält man mit der folgenden Überlegung. Für jede Gruppe G gilt die Bahnformel $|G| = |f \circ G| \cdot |G_f|$. Ist nun die Fixgruppe G_f trivial, ist $|G_f| = 1$ und infolge $|f \circ G| = |G|$. Dies ist bei der symmetrischen Gruppe $G = S_k$ der Fall. Aus diesem Grund enthält jede Bahn $f \circ S_k$ gleich viele Elemente, $|S_k|$ an der Zahl. Weil die Bahnen außerdem paarweise disjunkt sind, erhält man die Faktorisierung

$$|\text{Inj}(X, Y)| = |S_k| \cdot |\text{Inj}(X, Y)/S_k|. \quad \square$$

Beweis 2. Induktion über (n, k) . Im Anfang ist $k = 0$ oder $k = n$. Der abstruse Fall $k = 0$ sucht nach Teilmengen ohne Elemente. Es existiert genau eine solche Menge, nämlich die leere Menge, womit $C_0(Y) = 1$ ist. Der Fall $k = n$ sucht nach Teilmengen, die so viele Elemente haben wie Y . Dies kann nur Y selbst sein, womit $C_n(Y) = 1$ gilt. Gleichmaßen gilt $\binom{n}{0} = 1$ und $\binom{n}{n} = 1$.

Induktionsvoraussetzung sei die Gültigkeit für $(n-1, k-1)$ und $(n-1, k)$. Man nimmt nun ein Element y aus Y heraus, womit darin $n-1$ verbleiben. Entscheidet man sich, y zur Teilmenge hinzuzufügen, verbleiben noch $k-1$ Elemente auszuwählen.

Entscheidet man sich dagegen, verbleibt die Teilmenge unverändert, womit nach wie vor k Elemente auszuwählen sind. Die Anzahl der Möglichkeiten ist somit

$$|C_k(Y)| = |C_{k-1}(Y \setminus \{y\})| + |C_k(Y \setminus \{y\})| \stackrel{\text{IV}}{=} \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} = \binom{n}{k}. \quad \square$$

Satz 6.10 (Gitterweg-Interpretation).

Ein Gitterweg auf dem Gitter $\mathbb{Z} \times \mathbb{Z}$ heißt monoton, wenn von (x, y) aus lediglich der Schritt nach $(x+1, y)$ oder der Schritt nach $(x, y+1)$ gewährt ist. Die Anzahl der monotonen Gitterwege von $(0, 0)$ zu (x, y) beträgt

$$\frac{(x+y)!}{x!y!} = \binom{x+y}{x} = \binom{x+y}{y}.$$

Beweis 1. Alle Gitterwege besitzen dieselbe Länge $x+y$. Die Knoten des jeweiligen Wegs nummerieren wir der Reihe nach mit Ausnahme des letzten. Nun ist von den $x+y$ Nummern eine Teilmenge von y Nummern auszuwählen, an denen ein Schritt nach oben stattfinden soll. Dafür gibt es $\binom{x+y}{y}$ Möglichkeiten. \square

Beweis 2. Es bezeichne $f(x, y)$ die Anzahl der Wege von $(0, 0)$ zu (x, y) . Zum Erreichen eines Randpunktes besteht immer nur eine einzige Möglichkeit, womit $f(x, 0) = 1$ und $f(0, y) = 1$ gilt. Der nicht auf dem Rand befindliche Punkt (x, y) kann nun von $(x-1, y)$ oder von $(x, y-1)$ aus erreicht werden, womit

$$f(x, y) = f(x-1, y) + f(x, y-1)$$

gelten muss. Man sieht nun, dass diese Rekursion ein gedrehtes pascalsches Dreieck erzeugt. Wir setzen daher $f(x, y) = C(x+y, x)$ und führen die Koordinatentransformation $x+y = n$ und $x = k$ aus. Die Rekurrenz nimmt damit die Form

$$\begin{aligned} C(x+y, x) &= C(x-1+y, x-1) + C(x+y-1, x) \\ \iff C(n, k) &= C(n-1, k-1) + C(n-1, k). \end{aligned}$$

an. Die Randbedingungen führen zu $C(n, n) = 1$ und $C(n, 0) = 1$. Durch diese Rekurrenz ist eindeutig der Binomialkoeffizient $C(n, k) = \binom{n}{k}$ bestimmt, womit

$$f(x, y) = C(x+y, x) = \binom{x+y}{x}$$

gelten muss. \square

Satz 6.11 (Rekursionsformel der Potenzmengenabbildung).

Für $x \notin M$ gilt $\mathcal{P}(M \cup \{x\}) = \mathcal{P}(M) \cup \{A \cup \{x\} \mid A \in \mathcal{P}(M)\}$.

Beweis. Die Gleichung ist äquivalent zu

$$T \subseteq M \cup \{x\} \iff T \subseteq M \vee \exists A \subseteq M: T = A \cup \{x\}.$$

Nehmen wir die rechte Seite an. Im Fall $T \subseteq M$ gilt erst recht $T \subseteq M \cup \{x\}$. Im anderen Fall liegt ein $A \subseteq M$ vor, womit $A \cup \{x\} \subseteq M \cup \{x\}$ gilt. Wegen $T = A \cup \{x\}$ gilt also ebenfalls $T \subseteq M \cup \{x\}$.

Nehmen wir die linke Seite an. Mit $T \subseteq M \cup \{x\}$ und $x \notin M$ folgt per Satz 1.94

$$T \setminus \{x\} \subseteq (M \cup \{x\}) \setminus \{x\} = M, \text{ also } T \setminus \{x\} \subseteq M.$$

Im Fall $x \notin T$ ist $T = T \setminus \{x\}$, womit man $T \subseteq M$ erhält. Im Fall $x \in T$ wird $A := T \setminus \{x\}$ als Zeuge der Existenzaussage gewählt. \square

6.2 Endliche Summen

6.2.1 Allgemeine Regeln

Definition 6.2 (Summe). Sei $(G, +, 0)$ eine kommutative Gruppe und $a_k \in G$. Die Summe ist rekursiv definiert als

$$\sum_{k=m}^{m-1} a_k := 0, \quad \sum_{k=m}^n a_k := a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k.$$

Satz 6.12. Es gilt

$$\sum_{k=m}^n (a_k + b_k) = \sum_{k=m}^n a_k + \sum_{k=m}^n b_k.$$

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = m - 1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\begin{aligned} \sum_{k=m}^n (a_k + b_k) &= a_n + b_n + \sum_{k=m}^{n-1} (a_k + b_k) \stackrel{\text{IV}}{=} a_n + b_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k + \sum_{k=m}^{n-1} b_k \\ &= \sum_{k=m}^n a_k + \sum_{k=m}^n b_k. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.13. Sei R ein Ring und $c, a_k \in R$. Sei c eine Konstante. Es gilt

$$\sum_{k=m}^n c a_k = c \sum_{k=m}^n a_k.$$

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = m - 1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n c a_k = c a_n + \sum_{k=m}^{n-1} c a_k \stackrel{\text{IV}}{=} c a_n + c \sum_{k=m}^{n-1} a_k = c \left(a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \right) = c \sum_{k=m}^n a_k. \quad \square$$

Satz 6.14 (Aufteilung einer Summe). Für $m \leq p \leq n$ gilt

$$\sum_{k=m}^n a_k = \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^n a_k.$$

Beweis. Induktion über n . Im Induktionsanfang ist $n = p$ und folglich:

$$\sum_{k=m}^p a_k = \sum_{k=m}^{p-1} a_k + p_k = \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^p a_k.$$

Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n a_k = a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_n + \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^{n-1} a_k = \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^n a_k. \quad \square$$

Satz 6.15 (Indexshift).

Für die Indexverschiebung der Distanz $d \in \mathbb{Z}$ gilt

$$\sum_{k=m}^n a_k = \sum_{k=m+d}^{n+d} a_{k-d}.$$

Beweis 1. Induktion über n . Im Anfang $n = m - 1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n a_k = a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_{(n+d)-d} + \sum_{k=m+d}^{n+d-1} a_{k-d} = \sum_{k=m+d}^{n+d} a_{k-d}. \quad \square$$

Beweis 2. Mit der Substitution $k = k' - d$ findet sich die Umformung

$$\sum_{k=m}^n a_k \stackrel{(1)}{=} \sum_{m \leq k \leq n} a_k \stackrel{(2)}{=} \sum_{m \leq k'-d \leq n} a_{k'-d} \stackrel{(3)}{=} \sum_{m+d \leq k' \leq n+d} a_{k'-d} \stackrel{(4)}{=} \sum_{k'=m+d}^{n+d} a_{k'-d},$$

wobei (1), (4) gemäß Satz 6.20 gelten und (2), (3) eine andere Schreibweise für die Substitutionsregel 6.21 ist. \square

Bemerkung. Der zweite Beweis ist eigentlich zirkulär, weil der Beweis der Substitutionsregel über den Beweis von Satz 6.19 in transitiver Abhängigkeit zum generalisierten Kommutativgesetz 6.18 steht, dessen Beweis einen Indexshift enthält.

Satz 6.16. Es gilt

$$\sum_{i=m}^n \sum_{j=m'}^{n'} a_{ij} = \sum_{j=m'}^{n'} \sum_{i=m}^n a_{ij}.$$

Beweis. Induktion über n und n' . Im Anfang bei $n = m - 1$ und $n' = m' - 1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt für n :

$$\sum_{i=m}^n \sum_{j=m'}^{n'} a_{ij} = \sum_{j=m'}^{n'} a_{nj} + \sum_{i=m}^{n-1} \sum_{j=m'}^{n'} a_{ij} \stackrel{\text{IV}}{=} \sum_{j=m'}^{n'} a_{nj} + \sum_{j=m'}^{n'} \sum_{i=m}^{n-1} a_{ij} = \sum_{j=m'}^{n'} (a_{nj} + \sum_{i=m}^{n-1} a_{ij}) = \sum_{j=m'}^{n'} \sum_{i=m}^n a_{ij}.$$

Induktionsschritt für n' :

$$\sum_{i=m}^n \sum_{j=m'}^{n'} a_{ij} = \sum_{i=m}^n (a_{in'} + \sum_{j=m'}^{n'-1} a_{ij}) = \sum_{i=m}^n a_{in'} + \sum_{i=m}^n \sum_{j=m'}^{n'-1} a_{ij} \stackrel{\text{IV}}{=} \sum_{i=m}^n a_{in'} + \sum_{j=m'}^{n'-1} \sum_{i=m}^n a_{ij} = \sum_{j=m'}^{n'} \sum_{i=m}^n a_{ij}.$$

Weil immer ein Schritt nach rechts oder ein Schritt nach oben durchführbar ist, werden alle Punkte (n, n') im Gitter $\mathbb{Z}_{\geq m-1} \times \mathbb{Z}_{\geq m'-1}$ erreicht. \square

Satz 6.17 (Umkehrung der Reihenfolge).

Es gilt $\sum_{k=0}^n a_k = \sum_{k=0}^n a_{n-k}$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = -1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Der Induktionsschritt ist

$$\begin{aligned} \sum_{k=0}^n a_{n-k} &= a_{n-n} + \sum_{k=0}^{n-1} a_{n-k} \stackrel{\text{IV}}{=} a_0 + \sum_{k=0}^{n-1} a_{n-(n-1-k)} a_k \\ &= a_0 + \sum_{k=0}^{n-1} a_{k-1} \stackrel{(1)}{=} \sum_{k=0}^0 a_k + \sum_{k=1}^n a_k \stackrel{(2)}{=} \sum_{k=0}^n a_k, \end{aligned}$$

wobei (1) gemäß Indexshift 6.15 und (2) gemäß Aufteilung 6.14 gilt. \square

Satz 6.18 (Generalisiertes Kommutativgesetz).

Sei $M = \{k \in \mathbb{Z} \mid m \leq k \leq n\}$. Für jede Permutation $\pi: M \rightarrow M$ gilt

$$\sum_{k=m}^n a_k = \sum_{k=m}^n a_{\pi(k)}.$$

Beweis. Induktiv. Sei ohne Beschränkung der Allgemeinheit $m = 1$. Im Induktionsanfang $n = 0$ und $n = 1$ ist die Gleichung offenkundig erfüllt.

Induktionsschritt. Induktionsvoraussetzung sei die Gültigkeit für M . Zu zeigen ist die Gültigkeit für $M \cup \{n+1\}$.

Sei t ein fester Parameter mit $1 \leq t \leq n+1$. Im Fall $\pi(t) = n+1$ geht man wie folgt vor. Man setze $\sigma(k) := \pi(k)$ für $1 \leq k \leq t-1$. Man setze $\sigma(k) := \pi(k+1)$ für $t \leq k \leq n$. Weil $n+1$ kein Wert von σ ist, muss σ eine Permutation $\sigma: M \rightarrow M$ sein. Ergo gilt

$$\begin{aligned} \sum_{k=1}^{n+1} a_{\pi(k)} &= \sum_{k=1}^{t-1} a_{\pi(k)} + a_{\pi(t)} + \sum_{k=t+1}^{n+1} a_{\pi(k)} = a_{\pi(t)} + \sum_{k=1}^{t-1} a_{\pi(k)} + \sum_{k=t}^n a_{\pi(k+1)} \\ &= a_{n+1} + \sum_{k=1}^{t-1} a_{\sigma(k)} + \sum_{k=t}^n a_{\sigma(k)} = a_{n+1} + \sum_{k=1}^n a_{\sigma(k)} \\ &\stackrel{\text{IV}}{=} a_{n+1} + \sum_{k=1}^n a_k = \sum_{k=1}^{n+1} a_k. \end{aligned}$$

Man beachte, dass in den beiden Randfällen $t = 1$ und $t = n+1$ die jeweilige Randsumme den Wert null hat und somit verschwindet. \square

Definition 6.3. Für eine endliche Menge M definiert man

$$\sum_{k \in M} a_k := \sum_{i=m}^n a_{f(i)},$$

wobei $f: \{m, \dots, n\} \rightarrow M$ eine frei wählbare Bijektion ist.

Satz 6.19. Der Wert Summe auf der rechten Seite von Def. 6.3 ist unabhängig von der gewählten Bijektion.

Beweis. Seien f, g zwei solche Bijektionen. Dann existiert π mit $f = g \circ \pi$, womit

$$\sum_{i=m}^n a_{f(i)} = \sum_{i=m}^n a_{g(\pi(i))} = \sum_{i=m}^n a_{g(i)}$$

laut Satz 6.18 gilt. \square

Satz 6.20. Für $M = \{k \in \mathbb{Z} \mid m \leq k \leq n\}$ gilt

$$\sum_{m \leq k \leq n} a_k := \sum_{k \in M} a_k = \sum_{k=m}^n a_k.$$

Beweis. Es gilt $\sum_{k \in M} a_k = \sum_{k=m}^n a_{\text{id}(k)} = \sum_{k=m}^n a_k$. \square

Satz 6.21 (Substitutionsregel). Ist $\varphi: M' \rightarrow M$ eine Bijektion, gilt

$$\sum_{k \in M} a_k = \sum_{k' \in M'} a_{\varphi(k')}.$$

Beweis. Zur Bijektion $f: \{1, \dots, |M|\} \rightarrow M$ existiert die Bijektion g mit $f = \varphi \circ g$. Infolge gilt

$$\sum_{k \in M} a_k = \sum_{i=1}^{|M|} a_{f(i)} = \sum_{i=1}^{|M|} a_{\varphi(g(i))} = \sum_{k' \in M'} a_{\varphi(k')}. \quad \square$$

Satz 6.22. Es gilt $\sum_{k \in M} ca_k = c \sum_{k \in M} a_k$ und $\sum_{k \in M} (a_k + b_k) = \sum_{k \in M} a_k + \sum_{k \in M} b_k$.

Beweis. Laut Definition gilt

$$\begin{aligned} \sum_{k \in M} ca_k &= \sum_{i=1}^{|M|} ca_{f(i)} = c \sum_{i=1}^{|M|} a_{f(i)} = c \sum_{k \in M} a_k, \\ \sum_{k \in M} (a_k + b_k) &= \sum_{i=1}^{|M|} (a_{f(i)} + b_{f(i)}) = \sum_{i=1}^{|M|} a_{f(i)} + \sum_{i=1}^{|M|} b_{f(i)} = \sum_{k \in M} a_k + \sum_{k \in M} b_k. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.23. Es gilt

$$\sum_{k \in M} \sum_{l \in N} a_{kl} = \sum_{l \in N} \sum_{k \in M} a_{kl}.$$

Beweis. Laut Definition gilt

$$\sum_{k \in M} \sum_{l \in N} a_{kl} = \sum_{i=1}^{|M|} \sum_{j=1}^{|N|} a_{f(i), g(j)} = \sum_{j=1}^{|N|} \sum_{i=1}^{|M|} a_{f(i), g(j)} = \sum_{l \in N} \sum_{k \in M} a_{k, l}.$$

Satz 6.24. Für $M \cap N = \emptyset$ gilt

$$\sum_{k \in M \cup N} a_k = \sum_{k \in M} a_k + \sum_{k \in N} a_k.$$

Beweis. Sei $m := |M|$ und $n := |N|$. Laut Prämisse existiert eine Bijektion $f: \{1, \dots, m+n\} \rightarrow M \cup N$ mit $f(i) \in M$ für $1 \leq i \leq m$ und $f(i) \in N$ für $m+1 \leq i \leq m+n$. Das macht

$$\sum_{k \in M \cup N} a_k = \sum_{i=1}^{m+n} a_{f(i)} = \sum_{i=1}^m a_{f(i)} + \sum_{i=m+1}^{m+n} a_{f(i)} = \sum_{k \in M} a_k + \sum_{k \in N} a_k. \quad \square$$

Satz 6.25. Für eine disjunkte Zerlegung $M = \bigcup_{i \in I} M_i$ gilt

$$\sum_{k \in M} a_k = \sum_{i \in I} \sum_{k \in M_i} a_k.$$

Beweis. Induktion über I . Im Anfang $I = \emptyset$ haben beide Seiten den Wert null. Induktionsvoraussetzung sei die Gültigkeit für I . Zu zeigen ist die Gültigkeit für $I \cup \{n\}$ mit $n \notin I$. Der Induktionsschritt ist

$$\sum_{k \in M_n \cup M} a_k = \sum_{k \in M_n} a_k + \sum_{k \in M} a_k \stackrel{IV}{=} \sum_{k \in M_n} a_k + \sum_{i \in I} \sum_{k \in M_i} a_k = \sum_{i \in I \cup \{n\}} \sum_{k \in M_i} a_k. \quad \square$$

Satz 6.26. Es gilt

$$\sum_{t \in M \times N} a_t = \sum_{k \in M} \sum_{l \in N} a_{(k,l)}.$$

Beweis. Es ist $M = \bigcup_{k \in M} \{k\}$ und weiter $M \times N = \bigcup_{k \in M} (\{k\} \times N)$ eine disjunkte Zerlegung. Hiermit findet sich die Umformung

$$\sum_{t \in M \times N} a_t \stackrel{(1)}{=} \sum_{k \in M} \sum_{t \in \{k\} \times N} a_t \stackrel{(2)}{=} \sum_{k \in M} \sum_{l \in N} a_{(k,l)},$$

wobei (1) laut Satz 6.25 gilt und (2) per Substitutionsregel 6.21 mit der Bijektion $\varphi: N \rightarrow \{k\} \times N$ mit $\varphi(l) := (k, l)$ und $t = \varphi(l)$.

Satz 6.27. Mit der Indikatorfunktion $1_A: M \rightarrow \{0, 1\}$ für $A \subseteq M$ gilt

$$\sum_{k \in M} 1_A(k) a_k = \sum_{k \in A} a_k.$$

Beweis. Mit disjunkter Zerlegung $M = A \cup (M \setminus A)$ und Satz 6.24 gilt

$$\sum_{k \in M} 1_A(k) a_k = \sum_{k \in A} \underbrace{1_A(k)}_1 a_k + \sum_{k \in M \setminus A} \underbrace{1_A(k)}_0 a_k = \sum_{k \in A} a_k. \quad \square$$

Satz 6.28. Allgemein gilt

$$\sum_{k \in A \cup B} a_k = \sum_{k \in A} a_k + \sum_{k \in B} a_k - \sum_{k \in A \cap B} a_k.$$

Beweis. Sei $G = A \cup B$ die Grundmenge. Gemäß Satz 6.2 darf man rechnen

$$\begin{aligned} \sum_{k \in G} a_k &= \sum_{k \in G} 1_{A \cup B}(k) a_k = \sum_{k \in G} 1_A(k) a_k + \sum_{k \in G} 1_B(k) a_k - \sum_{k \in G} 1_{A \cap B}(k) a_k \\ &= \sum_{k \in A} a_k + \sum_{k \in B} a_k - \sum_{k \in A \cap B} a_k. \quad \square \end{aligned}$$

Definition 6.4 (Differenzenfolge). Zu einer Folge (a_k) definiert man

$$(\Delta a)_k := a_{k+1} - a_k.$$

Satz 6.29 (Teleskopsumme). Es gilt

$$\sum_{k=m}^{n-1} (\Delta a)_k = \sum_{k=m}^{n-1} (a_{k+1} - a_k) = a_n - a_m.$$

Beweis 1. Induktion über n . Im Anfang $n = m$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n (a_{k+1} - a_k) = (a_{n+1} - a_n) + \sum_{k=m}^{n-1} (a_{k+1} - a_k) \stackrel{\text{IV}}{=} a_{n+1} - a_n + a_n - a_m = a_{n+1} - a_m. \quad \square$$

Beweis 2. Per Indexshift 6.15 gilt $\sum_{k=m}^{n-1} a_{k+1} = \sum_{k=m+1}^n a_k = a_n - a_m + \sum_{k=m}^{n-1} a_k$. Somit ist

$$\sum_{k=m}^{n-1} (a_{k+1} - a_k) = \sum_{k=m}^{n-1} a_{k+1} - \sum_{k=m}^{n-1} a_k = a_n - a_m + \sum_{k=m}^{n-1} a_k - \sum_{k=m}^{n-1} a_k = a_n - a_m. \quad \square$$

Satz 6.30. Zum Beweis einer Formel

$$\sum_{k=m}^{n-1} a_k = s_n$$

genügt es, $s_m = 0$ und $(\Delta s)_n = a_n$ zu zeigen.

Beweis 1. Induktion über n . Im Anfang $n = m$ haben beide Seiten der Gleichung laut der Prämisse den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n a_k = a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_n + s_n = (\Delta s)_n + s_n = s_{n+1} - s_n + s_n = s_{n+1}. \quad \square$$

Beweis 2. Spezialisierung von Satz 6.29. \square

Satz 6.31. Der Differenzoperator ist linear. Das heißt, für alle Folgen (a_n) , (b_n) und jede Konstante c gilt

$$\begin{aligned} \Delta(a+b) &= \Delta a + \Delta b, & ((a+b)_n &:= a_n + b_n) \\ \Delta(ca) &= c\Delta a. & ((ca)_n &:= ca_n) \end{aligned}$$

Beweis. Man findet

$$\begin{aligned} (\Delta(a+b))_n &= (a+b)_{n+1} - (a+b)_n = (a_{n+1} + b_{n+1}) - (a_n + b_n) \\ &= a_{n+1} - a_n + b_{n+1} - b_n = (\Delta a)_n + (\Delta b)_n = (\Delta(a+b))_n \end{aligned}$$

und

$$(\Delta(ca))_n = (ca)_{n+1} - (ca)_n = ca_{n+1} - ca_n = c(a_{n+1} - a_n) = c(\Delta a)_n = (c\Delta a)_n. \quad \square$$

Definition 6.5 (Shiftoperator). Man definiert

$$(Ta)_n := a_{n+1}.$$

Satz 6.32 (Iterierter Differenzoperator).

Für jede Folge (a_n) und $m \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ gilt

$$(\Delta^m a)_n = (-1)^m \sum_{k=0}^m \binom{m}{k} (-1)^k a_{n+k}.$$

Beweis. Es gilt $\Delta = T - \text{id}$. Weil T und id kommutieren, ist der binomische Lehrsatz anwendbar. Es ergibt sich

$$\Delta^m = (T - \text{id})^m = \sum_{k=0}^m \binom{m}{k} (-1)^{m-k} T^k \text{id}^{m-k} = (-1)^m \sum_{k=0}^m \binom{m}{k} (-1)^k T^k. \quad \square$$

Satz 6.33. Sei f eine Polynomfunktion. Dann ist $\Delta_h f$ eine Polynomfunktion mit niedrigerem Grad.

Beweis. Für $f(x) = \sum_{n=0}^m a_n x^n$ gilt

$$\begin{aligned} \Delta_h f(x) &= f(x+h) - f(x) = \sum_{n=0}^m a_n (x+h)^n - \sum_{n=0}^m a_n x^n = \sum_{n=0}^m a_n ((x+h)^n - x^n) \\ &= \sum_{n=0}^m a_n (x^n + \sum_{k=0}^{n-1} \binom{n}{k} x^k h^{n-k} - x^n) = \sum_{n=0}^m a_n \sum_{k=0}^{n-1} \binom{n}{k} x^k h^{n-k}. \end{aligned}$$

In der Summe treten nur Monome bis x^{m-1} auf. \square

Satz 6.34. Sei f ein Polynom vom Grad N . Für $n, a \in \mathbb{Z}$ und $n \geq a$ gilt

$$f(n) = \sum_{k=0}^N \frac{(\Delta^k f)(a)}{k!} (n-a)^k = \sum_{k=0}^N \binom{n-a}{k} (\Delta^k f)(a).$$

Beweis. Es gilt $T = \Delta + \text{id}$. Für jede nichtnegative ganze Zahl m gilt

$$T^m = (\Delta + \text{id})^m = \sum_{k=0}^m \binom{m}{k} \Delta^k$$

mit dem binomischen Lehrsatz, da Δ und id kommutieren. Das macht

$$f(a+m) = \sum_{k=0}^m \binom{m}{k} (\Delta^k f)(a).$$

Man substituiere nun $n = a + m$. Für $n \geq a$ gilt dann

$$f(n) = \sum_{k=0}^{n-a} \binom{n-a}{k} (\Delta^k f)(a) = \sum_{k=0}^N \binom{n-a}{k} (\Delta^k f)(a).$$

Der Indexbereich der Summierung durfte auf bis $k = N$ geändert werden, weil $\Delta^k f = 0$ für $k > N$ laut Satz 6.33 gilt. Dass nun Summanden mit $k > n - a$ auftreten können, ist nicht weiter schlimm, weil in diesem Fall $\binom{n-a}{k} = 0$ ist. \square

Satz 6.35. Es sei $(\theta f)(x) := x f'(x)$, zuweilen geschrieben als $x D$ oder $x \frac{d}{dx}$. Es sei f an der Stelle x definiert und dort m -mal differenzierbar. Für die m -te Iteration von θ gilt dann die Formel

$$(\theta^m f)(x) = \sum_{k=0}^m \left\{ \begin{matrix} m \\ k \end{matrix} \right\} x^k f^{(k)}(x),$$

wobei die $\left\{ \begin{matrix} m \\ k \end{matrix} \right\}$ die Stirling-Zahlen zweiter Art bezeichnen.

Beweis. Induktion über m . Im Anfang $m = 0$ muss θ^0 per Definition der Iteration die identische Abbildung sein. Dies bestätigt sich mit $\left\{ \begin{matrix} 0 \\ 0 \end{matrix} \right\} = 1$ und $f^{(0)}(x) = f(x)$.

Zum Schritt. Für $m \geq 1$ gilt die Rekurrenz

$$\left\{ \begin{matrix} m \\ k \end{matrix} \right\} = k \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k \end{matrix} \right\} + \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k-1 \end{matrix} \right\}.$$

Mit dieser gelingt die Umformung

$$\begin{aligned} \theta^m f(x) &= \theta \theta^{m-1} f(x) \stackrel{\text{IV}}{=} x \frac{d}{dx} \sum_{k=0}^{m-1} \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k \end{matrix} \right\} x^k f^{(k)}(x) \\ &= \sum_{k=0}^{m-1} \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k \end{matrix} \right\} k x^k f^{(k)}(x) + \sum_{k=0}^{m-1} \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k \end{matrix} \right\} x^{k+1} f^{(k+1)}(x) \\ &= \sum_{k=1}^m \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k \end{matrix} \right\} k x^k f^{(k)}(x) + \sum_{k=1}^m \left\{ \begin{matrix} m-1 \\ k-1 \end{matrix} \right\} x^k f^{(k)}(x) \\ &= \sum_{k=1}^m \left\{ \begin{matrix} m \\ k \end{matrix} \right\} x^k f^{(k)}(x) = \sum_{k=0}^m \left\{ \begin{matrix} m \\ k \end{matrix} \right\} x^k f^{(k)}(x). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.36. Es sei $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}$ stetig und $(\theta_a^{-1}f)(x) := \int_a^x \frac{f(t)}{t} dt$, wobei dieses Integral zunächst im eigentlichen Sinne verstanden sein soll, also $a > 0$ sein soll. Für die m -te Iteration mit $m \in \mathbb{Z}_{\geq 1}$ gilt

$$(\theta_a^{-m}f)(x) = \frac{1}{(m-1)!} \int_a^x \ln\left(\frac{x}{t}\right)^{m-1} \frac{f(t)}{t} dt.$$

Beweis. Mit der Substitution $t = e^u$ findet sich

$$\theta_a^{-1}f(x) = \int_a^x \frac{f(t)}{t} dt = \int_{\ln a}^{\ln x} f(e^u) du.$$

Bei der Iteration heben sich nun jeweils der Logarithmus der Grenze und das Exponentieren des Arguments gegenseitig auf. Man gelangt daher hinsichtlich $(I_c f)(x) := \int_c^x f(t) dt$ mit der cauchyschen Formel für iterierte Integration zu

$$\theta_a^{-m}f(e^x) = I_{\ln a}^m(u \mapsto f(e^u))(x) = \frac{1}{(m-1)!} \int_{\ln a}^x (x-u)^{m-1} f(e^u) du.$$

Durch Resubstitution $e^u = t$ findet sich somit

$$\theta_a^{-m}f(x) = \frac{1}{(m-1)!} \int_a^x (\ln x - \ln t)^{m-1} \frac{f(t)}{t} dt. \quad \square$$

6.2.2 Klassische Partialsummen

Satz 6.37 (Partialsummen der konstanten Folge).

Es gilt $\sum_{k=m}^n 1 = n - m + 1$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = m - 1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n 1 = 1 + \sum_{k=m}^{n-1} 1 \stackrel{\text{IV}}{=} 1 + n - 1 - m + 1 = n - m + 1. \quad \square$$

Satz 6.38 (Partialsummen der arithmetischen Folge).

Es gilt $\sum_{k=0}^n k = \frac{n}{2}(n+1)$.

Beweis 1. Induktion über n . Im Anfang $n = -1$ haben beide Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=0}^n k = n + \sum_{k=0}^{n-1} k \stackrel{\text{IV}}{=} n + \frac{n-1}{2}(n-1+1) = \frac{n}{2}(2+n-1) = \frac{n}{2}(n+1). \quad \square$$

Beweis 2. Klassischer Beweis. Man findet die Umformung

$$2 \sum_{k=0}^n k = \sum_{k=0}^n k + \sum_{k=0}^n k \stackrel{(1)}{=} \sum_{k=0}^n k + \sum_{k=0}^n (n-k) \stackrel{(2)}{=} \sum_{k=0}^n (k+n-k) = \sum_{k=0}^n n \stackrel{(3)}{=} n \sum_{k=0}^n 1 \stackrel{(4)}{=} n(n+1),$$

wobei (1), (2), (3), (4) gemäß Satz 6.17, 6.12, 6.13, 6.37 gelten. \square

Satz 6.39 (Partialsummen der geometrischen Folge).

Für $m \geq 0$ und $z \in \mathbb{C} \setminus \{1\}$ gilt $\sum_{k=m}^{n-1} z^k = \frac{z^n - z^m}{z - 1}$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = m - 1$ haben beiden Seiten der Gleichung den Wert null. Induktionsschritt:

$$\sum_{k=m}^n z^k = z^n + \sum_{k=m}^{n-1} z^k \stackrel{\text{IV}}{=} z^n + \frac{z^n - z^m}{z - 1} = \frac{(z-1)z^n + z^n - z^m}{z - 1} = \frac{z^{n+1} - z^m}{z - 1}. \quad \square$$

Satz 6.40. Für $m \geq 0$ und $z \in \mathbb{C} \setminus \{1\}$ gilt

$$\sum_{k=m}^{n-1} k z^k = \frac{(n z^n - m z^m)(z - 1) - (z^n - z^m)z}{(z - 1)^2}.$$

Beweis. Die Gleichung von Satz 6.39 für $m \geq 1$ auf beiden Seiten nach z ableiten und anschließend beide Seiten mit z multiplizieren. Den Fall $m = 0$ und in diesem den Summand zu $k = 0$ explizit betrachten, sonst aber auf dieselbe Weise vorgehen. \square

Satz 6.41. Es gilt

$$\sum_{k=1}^n (-1)^k k = (-1)^n \left\lfloor \frac{n+1}{2} \right\rfloor.$$

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ haben beiden Seiten den Wert null.
Induktionsschritt:

$$\sum_{k=1}^n (-1)^k k = (-1)^n n + \sum_{k=1}^{n-1} (-1)^k k \stackrel{\text{IV}}{=} (-1)^n n + (-1)^{n-1} \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor = (-1)^n \left(n - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \right).$$

Zu zeigen verbleibt die Gleichung

$$n - \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{n+1}{2} \right\rfloor \iff n = \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor + \left\lfloor \frac{n+1}{2} \right\rfloor.$$

Wir nehmen die Fallunterscheidung zwischen geraden und ungeraden Zahlen vor, um Satz 6.44 und 6.45 nutzen zu können. Im geraden Fall $n = 2k$ bestätigt sich

$$\left\lfloor \frac{2k}{2} \right\rfloor + \left\lfloor \frac{2k+1}{2} \right\rfloor = \lfloor k \rfloor + \left\lfloor k + \frac{1}{2} \right\rfloor = k + k = 2k.$$

Im ungeraden Fall $n = 2k + 1$ bestätigt sich

$$\left\lfloor \frac{2k+1}{2} \right\rfloor + \left\lfloor \frac{2k+1+1}{2} \right\rfloor = \left\lfloor k + \frac{1}{2} \right\rfloor + \lfloor k+1 \rfloor = k + k + 1 = 2k + 1. \quad \square$$

Satz 6.42. Es gilt $\prod_{i=1}^n (1 + a_i) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} \prod_{j \in J} a_j$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ gilt $\{1, \dots, n\} = \emptyset$, womit $J = \emptyset$ die einzige Teilmenge ist. Auf beiden Seiten steht also das leere Produkt, dessen Wert eins ist.

Zum Schritt rechnet man

$$\begin{aligned} \prod_{i=1}^{n+1} (1 + a_i) &= (1 + a_{n+1}) \prod_{i=1}^n (1 + a_i) \stackrel{\text{IV}}{=} (1 + a_{n+1}) \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} \prod_{j \in J} a_j \\ &= \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} \prod_{j \in J} a_j + \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} \prod_{j \in J \cup \{n+1\}} a_j = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n+1\}} \prod_{j \in J} a_j. \end{aligned}$$

Die letzte Umformung ergibt sich daraus, dass laut Satz 6.11 gilt

$$J \subseteq \{1, \dots, n+1\} \iff J \in \mathcal{P}(\{1, \dots, n\}) \uplus \{A \cup \{n+1\} \mid A \subseteq \{1, \dots, n\}\}. \quad \square$$

Satz 6.43. Es gilt $\prod_{i=1}^n (1 - a_i) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} \prod_{j \in J} a_j$.

Beweis. Ergibt sich als Korollar aus Satz 6.42 mit $\prod_{j \in J} (ca_j) = c^{|J|} \prod_{j \in J} a_j$ für jede Konstante c , wobei mit $|J|$ die Anzahl der Elemente von J gemeint ist. \square

6.3 Funktionen

6.3.1 Floor und Ceil

Definition 6.6 (Floorfunktion). Für $x \in \mathbb{R}$ definiert man

$$y = \lfloor x \rfloor : \Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq x - y < 1.$$

Definition 6.7 (Ceilfunktion). Für $x \in \mathbb{R}$ definiert man

$$y = \lceil x \rceil : \Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq y - x < 1.$$

Satz 6.44. Für jede ganze Zahl k gilt $\lfloor k + x \rfloor = k + \lfloor x \rfloor$.

Beweis. Aufgrund der Prämisse $k \in \mathbb{Z}$ ist $y \in \mathbb{Z}$ äquivalent zu $y - k \in \mathbb{Z}$. Unter dieser Gegebenheit findet sich mit Def. 6.6 die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} y = \lfloor k + x \rfloor &\Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq (k + x) - y < 1 \Leftrightarrow y - k \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq x - (y - k) < 1 \\ &\Leftrightarrow y - k = \lfloor x \rfloor \Leftrightarrow y = k + \lfloor x \rfloor. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.45. Für $0 \leq x < 1$ gilt $\lfloor x \rfloor = 0$.

Beweis. Dies folgt unmittelbar aus Def. 6.6. \square

Definition 6.8 (Maximum, Minimum).

Für eine Menge $M \subseteq \mathbb{R}$ definiert man

$$\begin{aligned} y = \max M &: \Leftrightarrow y \in M \wedge \forall k \in M: k \leq y, \\ y = \min M &: \Leftrightarrow y \in M \wedge \forall k \in M: y \leq k. \end{aligned}$$

Satz 6.46. Es gilt

$$\begin{aligned} \lfloor x \rfloor &= \max \{k \in \mathbb{Z} \mid k \leq x\} = \min \{k \in \mathbb{Z} \mid x < k + 1\}, \\ \lceil x \rceil &= \min \{k \in \mathbb{Z} \mid x \leq k\} = \max \{k \in \mathbb{Z} \mid k - 1 < x\}. \end{aligned}$$

Beweis. Mit bezüglich $y = \lfloor x \rfloor$ entfalteten Def. 6.6, 6.8 lautet die Aussage

$$y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq x - y < 1 \Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge y \leq x \wedge (\forall k \in \mathbb{Z}: k \leq x \Rightarrow k \leq y).$$

Für die Implikation von links nach rechts ist im Wesentlichen

$$k \in \mathbb{Z}, y \in \mathbb{Z}, k \leq x, x < y + 1 \vdash k \leq y$$

zu zeigen. Man erhält zunächst $k < y + 1$ per Transitivgesetz. Wegen $k, y \in \mathbb{Z}$ folgt daraus $k \leq y$. Für die Implikation von rechts nach links ist im Wesentlichen

$$y \in \mathbb{Z}, (\forall k \in \mathbb{Z}: k \leq x \Rightarrow k \leq y) \vdash x < y + 1$$

zu zeigen. Angenommen, es wäre $y + 1 \leq x$. Die Allaussage wird mit $k := y + 1$ spezialisiert. Per Modus ponens erhält man den Widerspruch $y + 1 \leq y$. Ergo muss die Annahme falsch sein, was äquivalent zu $x < y + 1$ ist. Die restlichen Beweise verlaufen analog. \square

Satz 6.47. Für $x \in \mathbb{R}$ und $n \in \mathbb{Z}_{\geq 1}$ gilt

$$\left\lfloor \frac{x}{n} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{\lfloor x \rfloor}{n} \right\rfloor.$$

Beweis. Sei $a := x - \lfloor x \rfloor$. Per Def. 6.6 gilt $0 \leq a < 1$. Laut dem Lemma zur euklidischen Division gilt außerdem $\lfloor x \rfloor = qn + r$ mit $q = \left\lfloor \frac{\lfloor x \rfloor}{n} \right\rfloor$ und $0 \leq r \leq n - 1$. Infolge gilt $0 \leq a + r < n$, also $0 \leq \frac{a+r}{n} < 1$ und somit $\left\lfloor \frac{a+r}{n} \right\rfloor = 0$ laut Satz 6.45. Es findet sich

$$\left\lfloor \frac{x}{n} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{a + \lfloor x \rfloor}{n} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{a + qn + r}{n} \right\rfloor \stackrel{(1)}{=} q + \left\lfloor \frac{a + r}{n} \right\rfloor \stackrel{(2)}{=} q = \left\lfloor \frac{\lfloor x \rfloor}{n} \right\rfloor,$$

wobei (1) laut Satz 6.44 gilt, und (2) wie soeben ausgeführt. \square

Satz 6.48. Für $x \in \mathbb{R}$ und $m, n \in \mathbb{Z}$ mit $n \geq 1$ gilt

$$\left\lfloor \frac{m + x}{n} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{m + \lfloor x \rfloor}{n} \right\rfloor.$$

Beweis. Laut Satz 6.44 ist $m + \lfloor x \rfloor = \lfloor m + x \rfloor$. Die Aussage folgt nun als Korollar aus Satz 6.47. \square

6.3.2 Faktorielle

Definition 6.9 (Fakultät).

Für eine nichtnegative ganze Zahl n definiert man $n!$ rekursiv durch

$$0! := 1, \quad (n+1)! := (n+1)n!.$$

Definition 6.10 (Fallende Faktorielle).

Für $k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $n \in \mathbb{Z}$ (oder allgemeiner $n \in \mathbb{C}$) definiert man $n^{\underline{k}}$ rekursiv durch

$$n^{\underline{0}} := 1, \quad n^{\underline{k+1}} := n(n-1)^{\underline{k}}.$$

Definition 6.11 (Steigende Faktorielle).

Für $k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $n \in \mathbb{Z}$ (oder allgemeiner $n \in \mathbb{C}$) definiert man $n^{\overline{k}}$ rekursiv durch

$$n^{\overline{0}} := 1, \quad n^{\overline{k+1}} := n(n+1)^{\overline{k}}.$$

Satz 6.49. Für $n, k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $k \leq n$ gilt

$$n^{\underline{k}} = \frac{n!}{(n-k)!}.$$

Beweis. Induktion über k . Im Anfang $k = 0$ resultieren beide Seiten der Gleichung im gleichen Wert 1. Der Induktionsschritt ist

$$n^{\underline{k}} = n(n-1)^{\underline{k-1}} \stackrel{\text{IV}}{=} n \frac{(n-1)!}{((n-1)-(k-1))!} = \frac{n(n-1)!}{(n-k)!} = \frac{n!}{(n-k)!}. \quad \square$$

Satz 6.50. Für ganze Zahlen n, k mit $n \geq 1$ und $k \geq 1-n$ gilt

$$n^{\overline{k}} = \frac{(n+k-1)!}{(n-1)!}.$$

Beweis. Induktion über k . Im Anfang $k = 0$ resultieren beide Seiten der Gleichung im gleichen Wert 1. Der Induktionsschritt ist

$$\begin{aligned} n^{\overline{k}} &= n(n+1)^{\overline{k-1}} \stackrel{\text{IV}}{=} n \frac{(n+1+k-1-1)!}{(n+1-1)!} = \frac{n(n+k-1)!}{n!} \\ &= \frac{n(n+k-1)!}{n(n-1)!} = \frac{(n+k-1)!}{(n-1)!}. \quad \square \end{aligned}$$

Satz 6.51. Für jedes $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ gilt $n! \leq n^n$.

Beweis. Induktion über n . Im Induktionsanfang $n = 0$ hat man $0! = 1$ und $0^0 = 1$. Zum Induktionsschritt unternimmt man zunächst die äquivalente Umformung

$$(n+1)! \leq (n+1)^{n+1} \iff (n+1)n! \leq (n+1)(n+1)^n \iff n! \leq (n+1)^n.$$

Diese Ungleichung bestätigt die Rechnung

$$(n+1)^n = \sum_{k=0}^n \binom{n}{k} n^k = n^n + \sum_{k=0}^{n-1} \binom{n}{k} n^k \geq n^n \stackrel{\text{IV}}{\geq} n!. \quad \square$$

6.3.3 Binomialkoeffizient

Definition 6.12 (Binomialkoeffizient).

Für $k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ und $n \in \mathbb{Z}$ (oder allgemeiner $n \in \mathbb{C}$) definiert man

$$\binom{n}{k} := \frac{n^{\underline{k}}}{k!}.$$

Satz 6.52. Für $n \in \mathbb{Z}$ mit $k \leq n$ gilt

$$\binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!}$$

Beweis. Folgt direkt aus Def. 6.12 und Satz 6.49. \square

Satz 6.53. Für $k \geq 1$ und $n \in \mathbb{Z}$ (oder allgemeiner $n \in \mathbb{C}$) gilt

$$\binom{n}{k} = \frac{n}{k} \binom{n-1}{k-1}.$$

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\binom{n}{k} = \frac{n^{\underline{k}}}{k!} = \frac{n(n-1)^{\underline{k-1}}}{k(k-1)!} = \frac{n}{k} \binom{n-1}{k-1}. \quad \square$$

Satz 6.54. Für $k \geq 1$ und $n \in \mathbb{Z}$ (oder allgemeiner $n \in \mathbb{C}$) gilt

$$\binom{n}{k} = \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k}.$$

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} &= \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}}{(k-1)!} + \frac{(n-1)^{\underline{k}}}{k!} = \frac{k(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} + \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}(n-k)}{k!} \\ &= \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} (k + n - k) = \frac{n(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} = \frac{n^{\underline{k}}}{k!} = \binom{n}{k}. \quad \square \end{aligned}$$

7 Wahrscheinlichkeitsrechnung

7.1 Diskrete Wahrscheinlichkeitsräume

Definition 7.1 (Diskreter Wahrscheinlichkeitsraum).

Sei Ω eine höchstens abzählbare Menge. Das Paar (Ω, P) nennt man diskreten Wahrscheinlichkeitsraum, wenn

$$P: 2^\Omega \rightarrow [0, 1], \quad P(A) := \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\})$$

die Eigenschaft $P(\Omega) = 1$ besitzt.

Bemerkung: Man schreibt auch $P(\omega) := P(\{\omega\})$.

Definition 7.2 (Reelle Zufallsgröße).

Sei (Ω, P) ein diskreter Wahrscheinlichkeitsraum. Eine Funktion $X: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ nennt man Zufallsgröße. Die Verteilung von X ist definiert gemäß $P_X(A) := P(X^{-1}(A))$.

Definition 7.3 (Bedingte Wahrscheinlichkeit).

Seien $A, B \subseteq \Omega$ und sei $P(B) \neq 0$. Dann nennt man

$$P(A | B) := \frac{P(A \cap B)}{P(B)}$$

die bedingte Wahrscheinlichkeit von A , gegeben B .

Lemma 7.1. Seien A, B disjunkt. Seien die A_i disjunkt. Dann gilt

$$\begin{aligned} 1_{A \cup B} &= 1_A + 1_B, \\ 1_{\{\bigcup_{i \in I} A_i\}} &= \sum_{i \in I} 1_{\{A_i\}}. \end{aligned}$$

Beweis. Es gilt

$$\begin{aligned} 1_{A \cup B}(\omega) &= [\omega \in A \cup B] = [\omega \in A \vee \omega \in B] \stackrel{(P)}{=} [\omega \in A \oplus \omega \in B] \\ &= [\omega \in A] + [\omega \in B] = 1_A(\omega) + 1_B(\omega). \end{aligned}$$

Die allgemeine Rechnung ist

$$1_{\{\bigcup_{i \in I} A_i\}}(\omega) = [\omega \in \bigcup_{i \in I} A_i] = [\exists i \in I: \omega \in A_i] \stackrel{(P)}{=} \sum_{i \in I} [\omega \in A_i] = \sum_{i \in I} 1_{\{A_i\}}(\omega).$$

Gleichung (P) gilt hierbei laut Prämisse. \square

Satz 7.2 (Additivität des Wahrscheinlichkeitsmaßes).

Seien die A_i paarweise disjunkte Mengen. Dann gilt

$$P\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right) = \sum_{i \in I} P(A_i).$$

Für zwei disjunkte Menge A, B gilt speziell

$$P(A \cup B) = P(A) + P(B).$$

Beweis 1. Weil $A \cap B = \emptyset$ gilt, ist $[\omega \in A \cup B] = [\omega \in A] + [\omega \in B]$. Deshalb gilt

$$\begin{aligned} P(A \cup B) &= \sum_{\omega \in A \cup B} P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in \Omega} [\omega \in A \cup B] P(\{\omega\}) \\ &= \sum_{\omega \in \Omega} ([\omega \in A] + [\omega \in B]) P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in \Omega} [\omega \in A] P(\{\omega\}) + \sum_{\omega \in \Omega} [\omega \in B] P(\{\omega\}) \\ &= \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\}) + \sum_{\omega \in B} P(\{\omega\}) = P(A) + P(B). \end{aligned}$$

Nun allgemein. Weil die A_i disjunkt sind, gilt $[\omega \in \bigcup_{i \in I} A_i] = \sum_{i \in I} [\omega \in A_i]$. Deshalb gilt

$$\begin{aligned} P\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right) &= \sum_{\omega \in \Omega} [\omega \in \bigcup_{i \in I} A_i] P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in \Omega} \sum_{i \in I} [\omega \in A_i] P(\{\omega\}) \\ &= \sum_{i \in I} \sum_{\omega \in \Omega} [\omega \in A_i] P(\{\omega\}) = \sum_{i \in I} \sum_{\omega \in A_i} P(\{\omega\}) = \sum_{i \in I} P(A_i). \quad \square \end{aligned}$$

Beweis 2. Laut Satz 7.12, Lemma 7.1 und Satz 7.8 gilt

$$P(A \cup B) = E(1_{A \cup B}) = E(1_A + 1_B) = E(1_A) + E(1_B) = P(A) + P(B).$$

Die allgemeine Rechnung ist

$$P\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right) = E(1_{\{\bigcup_{i \in I} A_i\}}) = E\left(\sum_{i \in I} 1_{\{A_i\}}\right) = \sum_{i \in I} E(1_{\{A_i\}}) = \sum_{i \in I} P(A_i).$$

Satz 7.3. Sei (Ω, P) ein diskreter Wahrscheinlichkeitsraum in Form von Def. 7.1. Der Raum ist in Form des Tripels $(\Omega, 2^\Omega, P)$ ein Wahrscheinlichkeitsraum, denn das Maß P erfüllt die drei kolmogorowschen Axiome.

Beweis. Die ersten beiden Axiome, $(\forall A: P(A) \geq 0)$ und $P(\Omega) = 1$, gelten per Definition. Das dritte Axiom, die Additivität, gilt laut Satz 7.2. Dass es sich bei 2^Ω um eine sigma-Algebra handelt, ist kaum einer ausdrücklichen Erwähnung wert. \square

Satz 7.4 (Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit). Sei Z eine Zerlegung der Ergebnismenge Ω in paarweise disjunkte nichtleere Mengen $B \in Z$. Dann gilt

$$P(A) = \sum_{B \in Z} P(A | B) P(B).$$

Beweis. Es gilt

$$\begin{aligned} P(A) &= P(A \cap \Omega) = P\left(A \cap \bigcup_{B \in Z} B\right) = P\left(\bigcup_{B \in Z} (A \cap B)\right) \\ &= \sum_{B \in Z} P(A \cap B) = \sum_{B \in Z} P(A | B) P(B). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.5 (Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit für Zufallsgrößen).

Seien $X, Y: \Omega \rightarrow \Omega'$ Zufallsgrößen. Dann gilt

$$P(Y \in A) = \sum_{x \in X(\Omega)} P(Y \in A \mid X = x)P(X = x),$$

speziell

$$P(Y = y) = \sum_{x \in X(\Omega)} P(Y = y \mid X = x)P(X = x).$$

Beweis. Sei $Z = X(\Omega)$. Zunächst gilt

$$\Omega = X^{-1}(Z) = X^{-1}\left(\bigcup_{x \in Z} \{x\}\right) = \bigcup_{x \in Z} X^{-1}(x)$$

gemäß Satz 1.119, und gemäß Satz 1.122 ist das eine Vereinigung nichtleerer paarweise disjunkter Mengen. Laut dem Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit gilt daher

$$\begin{aligned} P(Y \in A) &= P(Y^{-1}(A)) = P(Y^{-1}(A) \cap \Omega) = \sum_{x \in Z} P(Y^{-1}(A) \mid X^{-1}(x))P(X^{-1}(x)) \\ &= \sum_{x \in Z} P(Y \in A \mid X = x)P(X = x). \quad \square \end{aligned}$$

Definition 7.4 (Erwartungswert).

Sei (ω_k) eine beliebige Abzählung von Ω . Ist die Reihe $\sum_{k=0}^{|\Omega|} X(\omega_k)P(\{\omega_k\})$ absolut konvergent, dann nennt man

$$E(X) := \sum_{\omega \in \Omega} X(\omega)P(\{\omega\})$$

den Erwartungswert von X .

Satz 7.6. Für $g: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ gilt

$$E(g \circ X) = \sum_{x \in X(\Omega)} g(x)P(X^{-1}(x)) = \sum_{x \in X(\Omega)} g(x)P(X = x).$$

Beweis. Zunächst gilt

$$\sum_{\substack{\omega \in \Omega \\ X(\omega)=x}} P(\omega) = P\left(\bigcup_{\substack{\omega \in \Omega \\ X(\omega)=x}} \{\omega\}\right) = P(\{\omega \in \Omega \mid X(\omega) = x\}) = P(X^{-1}(x)).$$

Da die Reihe zu $E(g \circ X)$ nach Def. 7.4 absolut konvergent ist, darf sie beliebig umgeordnet werden und man bekommt

$$\begin{aligned} E(g \circ X) &= \sum_{\omega \in \Omega} g(X(\omega))P(\omega) = \sum_{x \in X(\Omega)} \sum_{\substack{\omega \in \Omega \\ X(\omega)=x}} g(x)P(\omega) = \sum_{x \in X(\Omega)} g(x) \sum_{\substack{\omega \in \Omega \\ X(\omega)=x}} P(\omega) \\ &= \sum_{x \in X(\Omega)} g(x)P(X^{-1}(x)). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.7. Es gilt

$$E(X) = \sum_{x \in X(\Omega)} xP(X = x).$$

■ **Beweis.** Spezialisierung von Satz 7.6 mit $g := \text{id}$. □

Satz 7.8. Der Erwartungswertoperator ist ein lineares Funktional, das heißt, es gilt $E(aX) = aE(X)$ und $E(X + Y) = E(X) + E(Y)$.

Beweis. Aufgrund der Konvergenz der Reihen gilt

$$E(aX) = \sum_{\omega \in \Omega} aX(\omega)P(\omega) = a \sum_{\omega \in \Omega} X(\omega)P(\omega) = aE(X)$$

und

$$\begin{aligned} E(X + Y) &= \sum_{\omega \in \Omega} (X(\omega) + Y(\omega))P(\omega) = \sum_{\omega \in \Omega} (X(\omega)P(\omega) + Y(\omega)P(\omega)) \\ &= \sum_{\omega \in \Omega} X(\omega)P(\omega) + \sum_{\omega \in \Omega} Y(\omega)P(\omega) = E(X) + E(Y). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.9. Ist $X \leq Y$, dann ist auch $E(X) \leq E(Y)$.

Beweis. Gemäß $P(\omega) \geq 0$ ist

$$X \leq Y \iff X(\omega) \leq Y(\omega) \iff 0 \leq Y(\omega) - X(\omega) \iff 0 \leq (Y(\omega) - X(\omega))P(\omega).$$

Somit hat man

$$X \leq Y \implies 0 \leq E(Y - X) = \sum_{\omega \in \Omega} (Y(\omega) - X(\omega))P(\omega),$$

und gemäß Linearität daher

$$X \leq Y \implies 0 \leq E(Y - X) = E(Y) - E(X) \iff E(X) \leq E(Y). \quad \square$$

Definition 7.5 (Unabhängige Ereignisse).

Zwei Ereignisse A, B heißen unabhängig, falls $P(A \cap B) = P(A)P(B)$.

Definition 7.6 (Unabhängige Zufallsgrößen).

Zwei Zufallsgrößen $X, Y: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ heißen unabhängig, wenn die Ereignisse $\{X \in A\}$ und $\{Y \in B\}$ für alle Mengen $A, B \subseteq \mathbb{R}$ unabhängig sind.

Satz 7.10. Zwei Zufallsgrößen $X, Y: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ sind genau dann unabhängig, wenn für alle $x \in X(\Omega)$ und $y \in Y(\Omega)$ gilt:

$$P(X = x, Y = y) = P(X = x)P(Y = y).$$

Beweis. Sind X, Y unabhängig, dann ist

$$\begin{aligned} P(X = x, Y = y) &= P(\{X \in \{x\}\} \cap \{Y \in \{y\}\}) = P(\{X \in \{x\}\})P(\{Y \in \{y\}\}) \\ &= P(X = x)P(Y = y). \end{aligned}$$

Umgekehrt gelte nun $P(X = x, Y = y) = P(X = x)P(Y = y)$, dann ist

$$\begin{aligned} P(\{X \in A\} \cap \{Y \in B\}) &= P\left(\bigcup_{x \in A} \{X = x\} \cap \bigcup_{y \in B} \{Y = y\}\right) \\ &= P\left(\bigcup_{x \in A} \bigcup_{y \in B} (\{X = x\} \cap \{Y = y\})\right) = \sum_{x \in A} \sum_{y \in B} P(\{X = x\} \cap \{Y = y\}) \\ &= \sum_{x \in A} \sum_{y \in B} P(X = x)P(Y = y) = \sum_{x \in A} P(X = x) \sum_{y \in B} P(Y = y) \\ &= P\left(\bigcup_{x \in A} \{X = x\}\right)P\left(\bigcup_{y \in B} \{Y = y\}\right) = P(X \in A)P(Y \in B). \quad \square \end{aligned}$$

Definition 7.7 (Bedingter Erwartungswert).

$$E(X | A) = \frac{E(1_A X)}{P(A)} = \frac{1}{P(A)} \sum_{\omega \in A} X(\omega) P(\{\omega\}).$$

Satz 7.11. Es gilt

$$E(X | A) = \frac{1}{P(A)} \sum_x x P(\{X = x\} \cap A) = \sum_x x P(X = x | A),$$

wobei sich die Summe über alle $x \in X(\Omega)$ erstreckt.

Beweis. Man kann rechnen

$$\begin{aligned} E(1_A X) &= \sum_{\omega \in \Omega} 1_A(\omega) X(\omega) P(\{\omega\}) = \sum_x \sum_{\omega \in X^{-1}(x)} 1_A(\omega) X(\omega) P(\{\omega\}) \\ &= \sum_x x \sum_{\omega \in X^{-1}(x)} 1_A(\omega) P(\{\omega\}) = \sum_x x \sum_{\omega \in X^{-1}(x) \cap A} P(\{\omega\}) \\ &= \sum_x x P(X^{-1}(x) \cap A), \end{aligned}$$

wobei $X^{-1}(x) = \{X = x\}$. \square

Satz 7.12. Es gilt $P(A) = E(1_A)$, wobei 1_A die Indikatorfunktion ist.

Beweis. Gemäß Definition des Erwartungswertes ist

$$E(1_A) = \sum_{\omega \in \Omega} 1_A(\omega) P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\}) = P(A). \quad \square$$

Satz 7.13. Es gilt $P(A | B) = E(1_A | B)$, wobei 1_A die Indikatorfunktion ist.

Beweis. Gemäß Definition 7.7 und Satz 7.12 ist

$$E(1_A | B) = \frac{E(1_A 1_B)}{P(B)} = \frac{E(1_{A \cap B})}{P(B)} = \frac{P(A \cap B)}{P(B)} = P(A | B). \quad \square$$

Satz 7.14. Der Erwartungswert ist der Schwerpunkt der Wahrscheinlichkeitsmassen.

Beweis. Der Schwerpunkt s ist charakterisiert durch die folgende Gleichgewichtsbedingung, die wie folgt äquivalent umgeformt werden darf:

$$\begin{aligned} \sum_{x \in X(\Omega)} (s - x) P(X = x) &= 0 \iff s \underbrace{\sum_{x \in X(\Omega)} P(X = x)}_{=1} - \sum_{x \in X(\Omega)} x P(X = x) = 0 \\ \iff s &= \sum_{x \in X(\Omega)} x P(X = x) \iff s = E(X). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.15. Für $X: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ und $g: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ gilt

$$P(g(X) = y) = P((g \circ X)^{-1}(\{y\})) = \sum_{x \in g^{-1}(y)} P(X = x) = \sum_{x: g(x)=y} P(X = x).$$

Beweis. Es findet sich

$$\begin{aligned} P(g(X) = y) &= P((g \circ X)^{-1}(\{y\})) = P(X^{-1}(g^{-1}(\{y\}))) = P_X(g^{-1}(\{y\})) \\ &= P_X\left(\bigcup_{x \in g^{-1}(\{y\})} \{x\}\right) = \sum_{x \in g^{-1}(\{y\})} P_X(\{x\}) = \sum_{x \in g^{-1}(\{y\})} P(X = x). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.16. Für $X, Y: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ und $g: \mathbb{R}^2 \rightarrow \mathbb{R}$ gilt

$$P(g(X, Y) = a) = \sum_{(x,y): g(x,y)=a} P(X = x, Y = y) = \sum_{(x,y) \in X(\Omega) \times Y(\Omega)} P(\{X = x\} \cap \{Y = y\}) [g(x, y) = a].$$

Beweis. Es findet sich

$$\begin{aligned} P(g(X, Y) = a) &= P(\{\omega \in \Omega \mid g(X(\omega), Y(\omega)) = a\}) \\ &= P(\{\omega \in \Omega \mid \exists (x, y): g(x, y) = a \wedge X(\omega) = x \wedge Y(\omega) = y\}) \\ &= P(\{\omega \in \Omega \mid \exists (x, y) \in \{(x, y) \mid g(x, y) = a\}: X(\omega) = x \wedge Y(\omega) = y\}) \\ &= P\left(\bigcup_{(x,y): g(x,y)=a} \{\omega \in \Omega \mid X(\omega) = x \wedge Y(\omega) = y\}\right) = P\left(\bigcup_{(x,y): g(x,y)=a} X^{-1}(x) \cap Y^{-1}(y)\right) \\ &= \sum_{(x,y): g(x,y)=a} P(X^{-1}(x) \cap Y^{-1}(y)) = \sum_{(x,y): g(x,y)=a} P(X = x, Y = y). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.17. Für unabhängige Zufallsgrößen X, Y gilt

$$\begin{aligned} P(X + Y = a) &= \sum_{x \in X(\Omega)} P(X = x) P(Y = a - x), \\ P(X - Y = a) &= \sum_{x \in X(\Omega)} P(X = x) P(Y = x - a). \end{aligned}$$

Beweis. Es findet sich

$$\begin{aligned} P(X + Y = a) &\stackrel{(1)}{=} \sum_{(x,y): x+y=a} P(X = x, Y = y) \stackrel{(2)}{=} \sum_{(x,y): x+y=a} P(X = x) P(Y = y) \\ &= \sum_{(x,y)} P(X = x) P(Y = y) [x + y = a] = \sum_x P(X = x) P(Y = a - x). \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1) laut Satz 7.16 und (2) laut Satz 7.10. \square

Satz 7.18. Für $X, Y: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ und $g: \mathbb{R}^2 \rightarrow \mathbb{R}$ gilt

$$E(g(X, Y)) = \sum_{(x,y)} g(x, y) P(X = x, Y = y),$$

wobei die Summe die $(x, y) \in X(\Omega) \times Y(\Omega)$ durchläuft.

Beweis. Mit der Abkürzung $A_{xy} := \{\omega \in \Omega \mid X(\omega) = x \wedge Y(\omega) = y\}$ findet sich

$$\begin{aligned} E(g(X, Y)) &= \sum_{\omega \in \Omega} g(X(\omega), Y(\omega)) P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in \Omega} g(X(\omega), Y(\omega)) P(\{\omega\}) \\ &= \sum_{(x,y)} \sum_{\omega \in A_{xy}} g(x, y) P(\{\omega\}) = \sum_{(x,y)} g(x, y) \sum_{\omega \in A_{xy}} P(\{\omega\}) = \sum_{(x,y)} g(x, y) P(X = x, Y = y). \end{aligned}$$

Diese Rechnung ist analog zu der im Beweis von Satz 7.6. \square

Satz 7.19 (Siebformel).

Es gilt $P(\bigcup_{i=1}^n A_i) = \sum_{\substack{J \subseteq \{1, \dots, n\} \\ J \neq \emptyset}} (-1)^{|J|+1} P(\bigcap_{j \in J} A_j)$.

Beweis. Laut Satz 6.43 gilt

$$\prod_{i=1}^n 1_{\Omega \setminus A_i}(\omega) = \prod_{i=1}^n (1 - 1_{A_i}(\omega)) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} \prod_{j \in J} 1_{A_j}(\omega),$$

also

$$1_{\Omega \setminus \bigcup_{i=1}^n A_i}(\omega) = 1_{\bigcap_{i=1}^n \Omega \setminus A_i}(\omega) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} 1_{\bigcap_{j \in J} A_j}(\omega).$$

Ergo gilt

$$\begin{aligned} 1 - P(\bigcup_{i=1}^n A_i) &= P(\Omega \setminus \bigcup_{i=1}^n A_i) = \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_{\Omega \setminus \bigcup_{i=1}^n A_i} \\ &= \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_{\bigcap_{j \in J} A_j}(\omega) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} P(\bigcap_{j \in J} A_j). \end{aligned}$$

Im Fall $J = \emptyset$ gilt $\bigcap_{j \in J} A_j = \Omega$, dessen Wahrscheinlichkeit eins ist. Man subtrahiert nun eins auf beiden Seiten, und multipliziert daraufhin beide Seiten mit -1 . \square

7.2 Allgemeine Wahrscheinlichkeitsräume

Satz 7.20. Der Erwartungswert ist der Schwerpunkt der Dichtefunktion.

Beweis. Der Schwerpunkt s ist charakterisiert durch die folgende Gleichgewichtsbedingung, die wie folgt äquivalent umgeformt werden darf:

$$\begin{aligned} \int_{\mathbb{R}} (s-x)f(x) dx &= 0 \iff s \underbrace{\int_{\mathbb{R}} f(x) dx}_{=1} - \int_{\mathbb{R}} xf(x) dx = 0 \\ \iff s &= \int_{\mathbb{R}} xf(x) dx = E(X). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 7.21. Sei $g: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ eine streng monotone Funktion. Seien X, Y Zufallsgrößen mit Dichten f_X, f_Y . Ist $Y = g(X)$, dann gilt

$$f_Y(y) = \frac{f_X(g^{-1}(y))}{|g'(g^{-1}(y))|}.$$

Beweis. Sei g streng monoton steigend. Dann kann man rechnen

$$F_Y(y) = P(Y \leq y) = P(g(X) \leq y) = P(X \leq g^{-1}(y)) = F_X(g^{-1}(y)).$$

Gemäß der Kettenregel findet man

$$f_Y(y) = \frac{d}{dy} F_Y(y) = f_X(g^{-1}(y)) \frac{d}{dy} g^{-1}(y) = \frac{f_X(g^{-1}(y))}{g'(g^{-1}(y))}.$$

Sei g nun streng monoton fallend. Dann kann man rechnen

$$F_Y(y) = P(g(X) \leq y) = P(X \geq g^{-1}(y)) = 1 - P(X < g^{-1}(y)) = 1 - F_X(g^{-1}(y)).$$

Entsprechend findet man

$$f_Y(y) = -\frac{f_X(g^{-1}(y))}{g'(g^{-1}(y))}.$$

Nun ist g' in beiden Fällen frei von Nullstellen. Demnach ist $\text{sgn}(g'(x))$ konstant für alle x und wir haben allgemein

$$f_Y(y) = \text{sgn}(g'(x)) \frac{f_X(x)}{g'(x)} = \frac{f_X(x)}{|g'(x)|}$$

mit $x = g^{-1}(y)$. \square

Satz 7.22 (»LOTUS: Law of the unconscious statistician«).

Ist $g: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ streng monoton, dann muss gelten

$$E(g(X)) = \int_{-\infty}^{\infty} g(x) f_X(x) dx.$$

Beweis. Sei $Y = g(X)$. Mit Satz 7.21 und Substitution $y = g(x)$ kann man rechnen

$$\begin{aligned} E(g(X)) &= E(Y) = \int_{-\infty}^{\infty} y f_Y(y) dy = \int_{-\infty}^{\infty} y \frac{f_X(g^{-1}(y))}{|g'(g^{-1}(y))|} dy \\ &= \int_{g^{-1}(-\infty)}^{g^{-1}(\infty)} g(x) \frac{f_X(x)}{|g'(x)|} g'(x) dx \\ &= \text{sgn}(g') \int_{-\text{sgn}(g')\infty}^{\text{sgn}(g')\infty} g(x) f_X(x) dx = \int_{-\infty}^{\infty} g(x) f_X(x) dx. \quad \square \end{aligned}$$

7.3 Stochastische Prozesse

7.3.1 Markow-Prozesse mit endlichem Zustandsraum

Definition 7.8 (Markow-Prozess). Sei $X(t)$ ein stochastischer Prozess mit $t \geq 0$ und $X(t) \in S$, wobei S ein endlicher Zustandsraum ist. Der Prozess heißt Markow-Prozess, wenn die Markow-Eigenschaft

$$P(X(s+t) = j \mid \{X(s) = i\} \cap \bigcap_{0 \leq u < s} \{X(u) = x_u\}) = P(X(s+t) = j \mid X(s) = i)$$

erfüllt ist. Das heißt, für die bedingte Wahrscheinlichkeit, dass X in der Zukunft den Zustand j einnimmt, spielt nur der aktuelle Zustand i eine Rolle, nicht aber Zustände der Vergangenheit.

Bemerkung. Eine geläufige Notation ist $P(A \mid B, C) := P(A \mid B \cap C)$. Es gilt

$$P(A \mid B \cap C) = P_B(A \mid C) = P_C(A \mid B),$$

wobei $P_B(M) := P(M \mid B)$ und $P_C(M) := P(M \mid C)$.

Definition 7.9 (Homogener Markow-Prozess). Ein Markow-Prozess $X(t)$ heißt homogen, wenn die Gleichung

$$p_{ij}(t) := P(X(s+t) = j \mid X(s) = i) = P(X(t) = j \mid X(0) = i)$$

für jedes s erfüllt ist. Man nennt $P = (P_{ij})$ die Übergangsmatrix.

Satz 7.23 (Kolmogorow-Chapman-Gleichung).

Für die Übergangsmatrix eines homogenen Markow-Prozesses gilt

$$P(s+t) = P(s)P(t).$$

Beweis. Wir schreiben kurz $P_i(X(t) = j) := P(X(t) = j \mid X(0) = i)$. Gemäß dem Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit 7.5 gilt

$$p_{ij}(s+t) = P_i(X(s+t) = j) = \sum_{k \in S} P_i(X(s) = k) P_i(X(s+t) = j \mid X(s) = k).$$

Aufgrund der Markow-Eigenschaft und der Homogenität gilt nun

$$\begin{aligned} P_i(X(s+t) = j \mid X(s) = k) &= P(X(s+t) = j \mid X(s) = k, X(0) = i) \\ &= P(X(s+t) = j \mid X(s) = k) = P(X(t) = j \mid X(0) = k) = P_k(X(t) = j) = p_{kj}(t). \end{aligned}$$

Man erhält die Matrizenmultiplikation

$$p_{ij}(s+t) = \sum_{k \in S} p_{ik}(s) p_{kj}(t), \text{ kurz } P(s+t) = P(s)P(t). \quad \square$$

Definition 7.10 (Intensitätsmatrix).

Ist $P(t)$ die Übergangsmatrix eines homogenen Markow-Prozesses, nennt man

$$Q := P'(0) = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{P(h) - E}{h}$$

die Intensitätsmatrix, wobei mit E die Einheitsmatrix gemeint ist.

Bemerkung. Weil $P(t)$ für $t \geq 0$ definiert ist, stimmt der gewöhnliche Grenzwert für $h \rightarrow 0$ mit dem rechtsseitigen Grenzwert für $h \searrow 0$ überein.

Satz 7.24. Der Grenzwert in Def. 7.10 existiert.

Satz 7.25. Für die Übergangsmatrix gilt

$$P(h) = E + hQ + o(h), \text{ bzw. } p_{ij}(h) = \delta_{ij} + hq_{ij} + o(h).$$

Beweis. Weil P laut Satz 7.24 an der Stelle 0 differenzierbar ist, besteht die Linearisierung

$$P(h) = P(0) + hP'(0) + o(h) = E + hQ + o(h). \quad \square$$

Satz 7.26 (Kolmogorowsche Vorwärtsgleichung).

Die Übergangsmatrix erfüllt das Anfangswertproblem

$$P'(t) = P(t)Q, \quad P(0) = E.$$

Beweis. Laut der Chapman-Kolmogorow-Gleichung ist

$$P(t) = P(0 + t) = P(0)P(t).$$

Ergo muss $P(0) = E$ sein. Laut der Chapman-Kolmogorow-Gleichung, Def. 7.10 und Satz 7.24 gilt zudem

$$P'(t) = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{P(t+h) - P(t)}{h} = \lim_{h \rightarrow 0} \frac{P(t)P(h) - P(t)}{h} = P(t) \lim_{h \rightarrow 0} \frac{P(h) - E}{h} = P(t)Q. \quad \square$$

Satz 7.27. Die kolmogorowsche Vorwärtsgleichung besitzt die eindeutige Lösung $P(t) = e^{tQ}$, wobei mit $e^A = \exp(A)$ das Matrixexponential gemeint ist.

Beweis. Analog zur gewöhnlichen Exponentialfunktion gilt

$$\begin{aligned} \frac{d}{dt} e^{tQ} &= \frac{d}{dt} \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(tQ)^k}{k!} = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{d}{dt} \left(\frac{t^k Q^k}{k!} \right) = \sum_{k=1}^{\infty} k \frac{t^{k-1} Q^k}{k!} \\ &= \sum_{k=0}^{\infty} (k+1) \frac{t^k Q^{k+1}}{(k+1)!} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{t^k Q^{k+1}}{k!} = e^{tQ} Q = Q e^{tQ}. \end{aligned}$$

Daher ist e^{tQ} eine Lösung der Differentialgleichung und wegen $\exp(0) = E$ des Anfangswertproblems. Angenommen, es gibt eine weitere Lösung P , dann kann man $P(t) = R(t)e^{tQ}$ schreiben mit $R(t) := P(t)e^{-tQ}$. Da P die Differentialgleichung erfüllen soll, muss gelten

$$0 = P'(t) - P(t)Q = R'(t)e^{tQ} + R(t)e^{tQ}Q - R(t)e^{tQ}Q = R'(t)e^{tQ}.$$

Multipliziert man beide Seiten der Gleichung mit e^{-tQ} , ergibt sich $R'(t) = 0$. Damit ist R konstant mit $R(t) = R(0) = E$ laut Anfangsbedingung. Es gibt also keine weitere Lösung außer $P(t) = e^{tQ}$. \square

Satz 7.28. Für die Intensitätsmatrix gilt $\sum_{j \in S} q_{ij} = 0$.

Beweis. Weil $p_{ij}(t)$ eine Wahrscheinlichkeitsfunktion in j ist, muss $\sum_{j \in S} p_{ij}(t) = 1$ gelten. Demzufolge ist

$$0 = \frac{d}{dt} 1 = \sum_{j \in S} p'_{ij}(t) = \sum_{j \in S} q_{ij}. \quad \square$$

Satz 7.29 (Mastergleichung).

Die Übergangsmatrix erfüllt die Mastergleichung

$$p'_{ij}(t) = \sum_{k \neq j} (p_{ik}(t)q_{kj} - p_{ij}(t)q_{jk}).$$

Beweis. Da die Zeilensummen laut Satz 7.28 verschwinden, gilt $q_{jj} = -\sum_{k \neq j} q_{jk}$. Damit erhält man die Umformung

$$\begin{aligned} p'_{ij}(t) &= \sum_k p_{ik}(t)q_{kj} = \sum_{k \neq j} p_{ik}(t)q_{kj} + p_{ij}(t)q_{jj} = \sum_{k \neq j} p_{ik}(t)q_{kj} - \sum_{k \neq j} p_{ij}(t)q_{jk} \\ &= \sum_{k \neq j} (p_{ik}(t)q_{kj} - p_{ij}(t)q_{jk}). \quad \square \end{aligned}$$

Bemerkung. Man kann die Mastergleichung alternativ in der Form

$$p'_j(t) = \sum_{k \neq j} (w_{jk}p_k(t) - w_{kj}p_j(t))$$

schreiben, wobei $p_j(t) := p_{ij}(t)$ und $w_{ij} := q_{ji}$ ist. Zudem kann man $w_{kk} := 0$ für jedes k setzen, weil die Hauptdiagonale nicht in die Gleichung eingeht und redundante Information enthält.

7.4 Mathematische Statistik

7.4.1 Schätzfunktionen

Definition 7.11 (Arithmetischer Mittelwert).

Das arithmetische Mittel von unabhängigen und identisch verteilten Zufallsgrößen $X_k: \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ ist definiert als

$$\bar{X} := \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n X_k.$$

Satz 7.30. Sei $X_k = w + \varepsilon_k$ eine Streuung um einen festen wahren Wert w . Die Streuung sei unverzerrt, das heißt, es gelte $E(\varepsilon_k) = 0$ für alle k . Dann ist das arithmetische Mittel der X_k ein erwartungstreuer Schätzer von w , das heißt, es gilt $E(\bar{X}) = w$.

Beweis. Aufgrund von $E(X_k) = E(w + \varepsilon_k) = w + E(\varepsilon_k) = w$ gilt

$$E(\bar{X}) = E\left(\frac{1}{n} \sum_{k=1}^n X_k\right) = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n E(X_k) = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n w = \frac{1}{n} n w = w. \quad \square$$

8 Zahlentheorie

8.1 Kongruenzen und Teilbarkeit

Definition 8.1 (Teiler). Für $a, m \in \mathbb{Z}$ ist die Relation » m teilt a « definiert als

$$m \mid a : \Longleftrightarrow \exists k \in \mathbb{Z} : a = km.$$

Definition 8.2 (Kongruenz). Für $a, b, m \in \mathbb{Z}$ ist die Relation » a ist kongruent zu b modulo m « definiert als

$$a \equiv b \pmod{m} : \Longleftrightarrow m \mid (a - b).$$

Satz 8.1. Es gilt $m \mid a$ genau dann, wenn $a \equiv 0 \pmod{m}$.

Beweis. Spezialisierung von Def. 8.2 mit $b := 0$. \square

Definition 8.3 (Teilmenge). Die Teilermenge einer ganzen Zahl a ist definiert durch

$$m \in T(a) : \Longleftrightarrow m \mid a.$$

Bemerkung. Wir setzen $T_{\geq 1}(a) := T(a) \cap \mathbb{Z}_{\geq 1}$ und $T_{\geq 0}(a) := T(a) \cap \mathbb{Z}_{\geq 0}$.

Satz 8.2. Es gilt

$$a \mid b \Longleftrightarrow T(a) \subseteq T(b).$$

Beweis. Zur Implikation von rechts nach links. Die Aussage $T(a) \subseteq T(b)$ ist laut ihrer Definition äquivalent zu $\forall m: m \mid a \Rightarrow m \mid b$. Die Anwendung dieser Prämisse auf den Ansatz $a \mid a$ liefert sofort $a \mid b$.

Zur Implikation von links nach rechts. Expandiert man die Aussage durch Einsetzen der Definitionen, ist

$$(\exists k: b = ka) \Rightarrow (\forall m: (\exists x: a = xm) \Rightarrow (\exists y: b = ym)).$$

zu zeigen. Wir haben einen Zeugen k für $b = ka$ gegeben. Gemäß Prämisse liegt ein Zeuge x für $a = xm$ vor, wonach $ka = kxm$ gilt, also $b = kxm$. Ergo ist $y := kx$ ein Zeuge für $b = ym$. \square

Satz 8.3. Die Teilerrelation ist transitiv, das heißt, $a \mid b$ und $b \mid c$ impliziert $a \mid c$.

Beweis. Unter Nutzung von Satz 8.2 nimmt die Aussage die Gestalt

$$T(a) \subseteq T(b) \wedge T(b) \subseteq T(c) \Rightarrow T(a) \subseteq T(c)$$

an. Diese Aussage ist nun aber offenkundig, da die Relation »ist Teilmenge von« eine transitive ist. \square

Satz 8.4. Gilt $m \mid a$ und $b \in \mathbb{Z}$, so gilt auch $m \mid (ab)$.

Beweis. Die Prämisse liefert einen Zeugen x mit $a = xm$, womit $ab = bxm$ gilt. Ergo existiert mit $y := bx$ ein Zeuge für $\exists y: ab = ym$. \square

Satz 8.5. Die Kongruenzrelation ist eine Äquivalenzrelation. Das heißt, es gilt

$$\begin{aligned} a &\equiv a \pmod{m}, & (\text{Reflexivität}) \\ a &\equiv b \implies b \equiv a \pmod{m}, & (\text{Symmetrie}) \\ a &\equiv b \wedge b \equiv c \implies a \equiv c \pmod{m}. & (\text{Transitivität}) \end{aligned}$$

Beweis. Zur Reflexivität. Es gilt die äquivalente Umformung

$$a \equiv a \pmod{m} \iff m \mid (a - a) \iff m \mid 0 \iff (\exists k: 0 = km).$$

Die letzte Aussage ist durch $k = 0$ erfüllt.

Zur Symmetrie. Die Prämisse liefert einen Zeugen x mit $a - b = xm$, womit $b - a = -xm$ gilt. Ergo ist $y := -x$ ein Zeuge für die Existenzaussage $\exists y: b - a = ym$.

Zur Reflexivität. Die Prämissen liefern Zeugen x mit $a - b = xm$ und y mit $b - c = ym$. Infolge gilt

$$a - c = (a - b) + (b - c) = xm + ym = (x + y)m.$$

Ergo ist $z := x + y$ ein Zeuge für $\exists z: a - c = zm$. \square

Satz 8.6. Für ganze Zahlen a, b, c gilt

$$\begin{aligned} a &\equiv b \pmod{m} \iff a + c \equiv b + c \pmod{m}, \\ a &\equiv b \pmod{m} \iff a - c \equiv b - c \pmod{m}. \end{aligned}$$

Beweis. Unter Nutzung der Definition findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} a + c \equiv b + c \pmod{m} &\iff m \mid ((a + c) - (b + c)) \iff m \mid (a - b) \\ &\iff a \equiv b \pmod{m}. \end{aligned}$$

Der Beweis der zweiten Aussage verläuft analog. \square

Satz 8.7. Für ganze Zahlen a, b, c gilt

$$a \equiv b \pmod{m} \implies ac \equiv bc \pmod{m}.$$

Beweis. Die Prämisse liefert einen Zeugen x mit $a - b = xm$, womit $ac - bc = cxm$ gilt. Ergo existiert mit $y := cx$ ein Zeuge für $\exists y: ac - bc = ym$. \square

Satz 8.8. Gilt $a \equiv a' \pmod{m}$ und $b \equiv b' \pmod{m}$, so gilt auch

$$\begin{aligned} a + b &\equiv a' + b' \pmod{m}, \\ a - b &\equiv a' - b' \pmod{m}, \\ ab &\equiv a'b' \pmod{m}. \end{aligned}$$

Beweis. Laut Prämisse liegen Zeugen x mit $a = a' + xm$ und y mit $b = b' + ym$ vor. Infolge gilt

$$a + b = a' + xm + b' + ym = a' + b' + (x + y)m.$$

Ergo existiert mit $z := x + y$ ein Zeuge für $\exists z: (a + b) = (a' + b') + zm$. Der Beweis der zweiten Regel verläuft analog. Bei der Multiplikation gilt

$$ab = (a' + xm)(b' + ym) = a'b' + a'ym + b'xm + xym^2 = a'b' + (a'y + b'x + xym)m.$$

Ergo existiert mit $z := a'y + b'x + xym$ ein Zeuge für $\exists z: ab = a'b' + zm$. \square

Satz 8.9. Gilt $a \equiv a' \pmod{m}$ und $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$, so gilt auch $a^n \equiv (a')^n \pmod{m}$.

Beweis. Induktion über n mit Induktionsanfang bei $n = 0$. Mit $a^0 = 1$ und $(a')^0 = 1$ wird die Behauptung in diesem Fall zu $1 \equiv 1$, die aufgrund der Reflexivität gilt. Induktionsschritt. Wendet man Satz 8.8 auf die Prämisse $a \equiv a'$ und die Induktionsvoraussetzung $a^n \equiv (a')^n$ an, findet sich $aa^n \equiv a'(a')^n$, also $a^{n+1} \equiv (a')^{n+1}$. \square

Satz 8.10. Gilt $a_k \equiv a'_k \pmod{m}$ für alle k , so gilt auch

$$\sum_{k=0}^{n-1} a_k \equiv \sum_{k=0}^{n-1} a'_k \pmod{m}.$$

Beweis. Induktion über n . Für $n = 0$ wird die Behauptung zu $0 \equiv 0$, die aufgrund der Reflexivität gilt. Induktionsschritt. Wendet man Satz 8.8 auf die Prämisse $a_n \equiv a'_n$ und die Induktionsvoraussetzung $\sum_{k=0}^{n-1} a_k \equiv \sum_{k=0}^{n-1} a'_k$ an, folgt

$$\sum_{k=0}^{n-1} a_k = a_n + \sum_{k=0}^{n-1} a_k \equiv a'_n + \sum_{k=0}^{n-1} a'_k = \sum_{k=0}^{n-1} a'_k. \quad \square$$

Satz 8.11. Sei $p \in \mathbb{Z}[X]$, also ein Polynom mit ganzzahligen Koeffizienten. Gilt $x \equiv x' \pmod{m}$, so gilt auch $p(x) \equiv p(x') \pmod{m}$.

Beweis. Laut Satz 8.9 gilt $x^k \equiv (x')^k$ für jedes $k \geq 0$. Im weiteren Fortgang gilt $a_k x^k \equiv a_k (x')^k$ wegen Satz 8.6. Mit Satz 8.10 erhält man schließlich

$$p(x) = \sum_{k=0}^n a_k x^k \equiv \sum_{k=0}^n a_k (x')^k = p(x'). \quad \square$$

Satz 8.12. Für jede ganze Zahl n gilt $2 \mid n \iff 2 \mid n^2$.

Beweis. Die Implikation von links nach rechts gilt gemäß Satz 8.4 mit $a := n$ und $b := n$. Zur Implikation von rechts nach links. Wir zeigen die Kontraposition

$$\neg(2 \mid n) \implies \neg(2 \mid n^2).$$

Laut Prämisse ist n ungerade, also von der Form $n = 2k + 1$ mit $k \in \mathbb{Z}$. Nun gilt

$$n^2 = (2k + 1)^2 = 4k^2 + 4k + 1 = 2(2k^2 + 2k) + 1,$$

wonach n^2 ebenfalls ungerade sein muss. \square

8.2 Primzahlen

Definition 8.4 (Teilerfunktion).

Für eine positive ganze Zahl n definiert man

$$\sigma_k(n) := \sum_{d \mid n} d^k,$$

wobei mit $d \mid n$ die positiven Teiler $d \in T_{\geq 1}(n)$ gemeint sind.

Definition 8.5 (Primzahl).

Eine positive ganze Zahl n wird Primzahl genannt, wenn sie zwei unterschiedliche positive Teiler besitzt, womit $\sigma_0(n) = 2$ gemeint ist.

Satz 8.13. Eine Zahl n ist genau dann eine Primzahl, wenn $n \geq 2$ ist und ihre einzigen beiden positiven Teiler 1 und n selbst sind.

Beweis. Jede ganze Zahl besitzt 1 und sich selbst als Teiler. Somit muss $\sigma_0(n) = 2$ für $n \geq 2$ äquivalent zu $T_{\geq 1}(n) = \{1, n\}$ sein. \square

Satz 8.14 (Satz des Euklid). Es gibt unendlich viele Primzahlen.

Klassischer Beweis. Sei $M = \{p_1, \dots, p_n\}$ eine endliche Menge von Primzahlen. Es wird gezeigt, dass eine weitere Primzahl $p \notin M$ existiert. Man bilde dazu das Produkt $m = \prod_{k=1}^n p_k$. Nun ist $m + 1$ entweder prim oder nicht. Falls $m + 1$ prim ist, ist mit $p = m + 1$ eine weitere Primzahl gefunden. Sei also $m + 1$ nicht prim, womit mindestens ein Primfaktor p enthalten ist. Angenommen, es wäre $p = p_k$ für eines der k . Dann gälte $p_k \mid m + 1$. Es gilt gemäß Konstruktion von m aber auch $p_k \mid m$. Ergo wäre p_k ebenso ein Teiler der Differenz $(m + 1) - m = 1$. Das ist absurd, weil keine Primzahl ein Teiler der Zahl 1 ist. \square

Index

- Abbildung, 46
- abgeschlossene Menge, 79
- Ableitung, 71
 - partielle, 74
- abzählbares Auswahlaxiom, 55
- adjungierte Matrix, 89
- algebraische Zahlen
 - Kardinalität, 56
- arithmetische Folge, 129
- Assoziativgesetz
 - Mengen, boolesche Algebra, 37
- Aussagenlogik, 15
- Auswahlaxiom
 - abzählbares, 55
- Banach
 - Fixpunktsatz von, 75
- bedingte Wahrscheinlichkeit, 135
- bedingter Erwartungswert, 139
- beschränkte Folge, 61
- Bildmenge, 46
- Binomialkoeffizient, 134
- cauchysche Schranke, 76
- Ceilfunktion, 131
- Deduktionstheorem, 9
- Differenzenfolge, 125
- differenzierbar, 71
- Differenzmenge, 36
- diskrete Topologie, 80
- Distributivgesetz
 - boolesche Algebra, 16
 - Urbildoperation, 47
- Dreiecksungleichung, 86
 - umgekehrte, 86
- Epsilon-Umgebung, 61
- Ersetzungsregel, 13
- Erwartungswert, 137
 - bedingter, 139
- Euklid, Satz des, 150
- Ex falso quodlibet, 8
- Faktorielle
 - fallende, 133
 - steigende, 133
- Fakultät, 133
- fallende Faktorielle, 133
- Fixpunkt-Iteration, 75
- Fixpunktgleichung, 65
- Fixpunktsatz von Banach, 75
- Floorfunktion, 131
- folgenstetig, 65
- geometrische Folge, 129
- Gesetz der totalen Wahrsch., 136
- Gitterweg, 120
- Gleichheit
 - von Abbildungen, 46
 - von Mengen, 36
- gleichmächtig, 55
- Grenzwert, 61
- Grenzwertsätze, 63
- Halbordnung, 45
- Homöomorphismus, 80
- homogener Markow-Prozess, 143
- Indikatorfunktion, 55
- Injektion, 46
- Intensitätsmatrix, 143
- inverse Matrix, 89
- kartesisches Produkt, 36
- Kettenschluss, 10
- Kolmogorow-Chapman-Gleichung, 143
- Kommutativgesetz
 - boolesche Algebra, 15
 - Mengen, boolesche Algebra, 36
- Komposition, 46
- Kongruenz, 147
- konjugierte Matrix, 89
- Kontraktion, 75
- Kontraposition, 10
- konvergente Folge, 61
- lagrangesche Schranke, 76
- Linksinverse, 50
- Lipschitz-stetig, 66
- Markow-Prozess, 143
- Mastergleichung, 145
- Mengenlehre, 36
- metrischer Raum, 84

Index

Modus ponens, 15
Modus tollendo ponens, 10
Modus tollens, 10

Newton-Verfahren, 75
normierter Raum, 86

offene Epsilon-Umgebung, 61
offener Kern, 79

partielle Ableitung, 74
Prädikatenlogik, 22
Primzahl, 150
Produktregel, 71

Quotientenmenge, 43

Rand, 79
Rechtsinverse, 52
Reductio ad absurdum, 10
Relation, 42
Richtungsableitung, 73

Satz des Euklid, 150
Satz vom ausgeschlossenen Dritten, 8
Schätzfunktion, 145
Schnittmenge, 36
Schranke
 cauchysche, 76
 lagrangesche, 76
steigende Faktorielle, 133
stetig, 66, 80
 folgenstetig, 65
 Lipschitz-stetig, 66
stochastischer Prozess, 143
Surjektion, 46

Teiler, 147
Teilerfunktion, 149
Teilmengen, 147
Teilmenge, 36
Teilraumtopologie, 80
topologischer Raum, 79
transponierte Matrix, 89

Umgebungsfilter, 79
umgekehrte Dreiecksungleichung, 86
unabhängige Ereignisse, 138
unabhängige Zufallsgrößen, 138
unitäre Matrix, 91
Urbildmenge, 46

Vereinigungsmenge, 36
Verkettung, 46

Zufallsgröße, 135